

Р. И. ЮРГЕНСОН

**ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТЬ ЦИФРОВЫХ СИСТЕМ
ПЕРЕДАЧИ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ**



«ЭНЕРГИЯ»
Ленинградское отделение
1971

УДК 654.93
6П2.15
Ю 66

В книге рассматриваются структурные формы кодирующих и декодирующих устройств, использующих избыточные коды с различным основанием и методы обеспечения помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации, работающих в условиях воздействия случайной помехи различной интенсивности.

Монография предназначена для научных и инженерно-технических работников, занятых в области исследования и проектирования больших информационных и телемеханических систем. Она также может быть полезна студентам старших курсов высших учебных заведений, специализирующихся по технике цифровой передачи телемеханической информации.

3-3-13
202-71

ЮРГЕНСОН РОБЕРТ ИВАНОВИЧ

**Помехоустойчивость цифровых систем
передачи телемеханической информации**

Редактор *Л. Н. Делюкин*. Художественный редактор *Г. А. Гудков*. Технический редактор *В. И. Семенова*. Корректор *А. Е. Орлова*

Сдано в производство 2/II 1971 г. Подписано к печати 14/V 1971 г. М-22349. Печ. л. 15,2. Уч.-изд. л. 16,5. Бум. л. 7,75. Бумага типографская № 2, формат 60×90¹/₁₆. Тираж 7500 экз. Цена 97 коп. Заказ 142.

Ленинградское отделение издательства «Энергия», Марсово поле, 1.

Ленинградская типография № 4 Главполиграфпрокомитета по печати при Совете Министров СССР, Социалистическая, 14.

ПРЕДИСЛОВИЕ

По мере усложнения производственной деятельности людей совершенствовались методы и технические средства передачи информации. Особое развитие средства передачи информации получили в технике связи во второй половине XIX и в начале XX вв.

В 20-х годах текущего столетия как самостоятельная область науки и техники выделилась телемеханика. Во многих научно-исследовательских институтах были созданы отделы и лаборатории, которые вели разработку проблем передачи телемеханической информации различного назначения. За 40 лет развития телемеханика получила широкое применение в различных отраслях народного хозяйства и в первую очередь в таких, где было необходимо объединить территориально разобщенные объекты в единый производственный комплекс с централизованным контролем и управлением.

Решения XXIV съезда Коммунистической партии Советского Союза наметили перспективы для дальнейшего развития науки об управлении, а также перспективы разработки проблем оперативного управления различными производственными комплексами.

На данном этапе технического прогресса особо важное народно-хозяйственное значение начинает приобретать новый раздел технической кибернетики — передача и обработка цифровой информации. В ближайшее время для обеспечения технического прогресса во все ведущие отрасли народного хозяйства будут внедрены цифровые системы передачи и обработки телемеханической информации для централизованного контроля управления.

В будущем темпы внедрения цифровых систем передачи и обработки информации будут возрастать, что потребует значительного расширения подготовки квалифицированных кадров для разработки и эксплуатации таких систем.

За 130 лет внедрения средств передачи информации в различные сферы деятельности человеческого общества накопилось большое количество сведений, требующих обобщений; с другой стороны, ускоряющиеся темпы развития и усложнение системы передачи информации ставят перед инженерно-техническими работниками все более сложные задачи, когда выбор правильного пути и сама возможность решения поставленной задачи совершенно не ясны. Отмеченные обстоятельства вызвали необходимость разработки обобщенной теории средств передачи различной информации.

Первые научные труды, в которых разрабатывались основы этой теории, относятся к тридцатым годам текущего столетия. В 1933 г. В. А. Котельников написал свою работу «О пропускной

способности эфира и проволоки в электросвязи», а в 1946 г. — работу «Теория потенциальной помехоустойчивости при флуктуационных помехах». В 1948 г. К. Э. Шеннон разработал получившую всеобщее признание «Математическую теорию связи».

К настоящему времени имеется большое число трудов, посвященных исследованию отдельных вопросов обобщенной теории, методов и средств передачи информации. Коллективы ученых и инженеров в Советском Союзе и в зарубежных странах продолжают дальнейшую разработку основных проблем теории передачи информации различного назначения и в том числе цифровых систем передачи телемеханической информации, что связано с решением комплекса сложных вопросов.

Прежде всего возникает проблема обеспечения помехоустойчивости передачи информации при воздействии различного рода помех.

Вторая важная проблема — это диагностика и автоматический контроль работы. Применение этих технических средств дает возможность значительно повысить работоспособность больших систем передачи информации.

Третьей по важности проблемой для современных цифровых систем передачи телемеханической информации является обеспечение надежности их работы. Решение проблемы надежности введением различных видов избыточностей сопряжено со значительным усложнением сложных самих по себе больших систем передачи информации. В настоящее время наиболее перспективным направлением является разработка и внедрение надежных элементов с внутрисхемным резервированием типа твердых интегральных схем.

Четвертая проблема, которая характеризует развитие цифровых систем передачи телемеханической, информации — это синтез систем. В данной работе изложены структурные принципы синтеза, которые позволяют спроектировать такого рода системы. Однако по мере увеличения их сложности возникает необходимость в разработке аналитических методов синтеза, которые дают возможность в дальнейшем перейти к машинным методам синтеза схем и решить проблему оптимизации выбора структуры проектируемой системы.

Пятая проблема — это оценка и исследования разрабатываемых систем на различных стадиях проектирования. В настоящее время мощным техническим средством для этой цели является моделирование, которое приобретает особую важность в связи с тем, что изготовление больших систем передачи информации связано с огромными материальными затратами. Моделирование дает возможность осуществить оценку наиболее важных показателей системы на различных этапах проектирования, уменьшить объем макетирования и в определенной мере прогнозировать результаты натурных испытаний.

Охарактеризуем кратко работы, направленные на разработку отдельных проблем, изложенных выше.

Первую группу составляют исследования, посвященные разработке обобщенной теории систем передачи информации, которые проводились в Советском Союзе В. А. Котельниковым, А. Н. Колмогоровым, В. И. Сифоровым, А. А. Харкевичем и другими, а за рубежом К. Э. Шенноном, С. Гольдманом, Ф. Вудвортом, Д. Возенкрафтом, И. Джекобсом, Р. М. Фано и др.

Вторую группу составляют исследования, посвященные разработке проблемы теории помехоустойчивого кодирования, которые проводились в Советском Союзе В. И. Сифоровым, А. А. Харкевичем, Л. М. Финком, П. А. Котовым, Н. Л. Тепловым, А. П. Удаловым и Б. А. Супруном и другими, а за рубежом К. Э. Шенноном, Р. В. Хэммингом, У. Питерсоном, П. Элайесом, Э. Н. Джилбертом, Д. Слепяном, Р. Боузом, Д. К. Чоудхури и др.

Третью группу составляют работы по синтезу схем и системотехники, которые проводились в Советском Союзе В. И. Шестаковым, М. А. Гавриловым, В. М. Глушковым, Ф. Е. Темниковым и другими, а за рубежом А. Накошима, Г. Пишом, К. Э. Шенноном, Г. Мантгомери, Д. Диксоном, Г. Честнатом и др.

Четвертую группу составляют работы по проблемам построения помехоустойчивых и надежных устройств телемеханики, которые проводились в Советском Союзе М. А. Гавриловым, Б. С. Сотсковым, В. А. Ильным, Ф. А. Катковым, Г. А. Шастовой, В. Т. Кочетковым, В. Н. Типугиным, А. В. Фремке, О. А. Горяиновым, Р. Л. Райнесом и другими, а за рубежом Ф. Мюллером, М. Х. Никольсом, Л. Л. Раухом и др.

Несмотря на то, что разработкой перечисленных выше проблем занимаются большие коллективы ученых и инженеров как в Советском Союзе, так и за рубежом, многие вопросы до настоящего времени не решены. Важное значение приобретает разработка этих проблем в связи с широким внедрением в различные отрасли народного хозяйства автоматизированных систем управления, которые становятся одними из самых мощных технических средств обеспечения технического прогресса.

Рассмотрению методов и технических средств обеспечения помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации при воздействии случайной импульсной помехи различной интенсивности и посвящена настоящая монография. Материалы монографии могут быть использованы при построении различных систем передачи информации специалистами, работающими в области исследования и проектирования больших систем передачи и обработки информации и телемеханических систем различного назначения.

Автор искренне благодарен Ф. Э. Келлеру и И. А. Любовскому за замечания, сделанные ими по рукописи, а также Е. Н. Максакову и Е. И. Домрачеву за помощь, оказанную при ее оформлении.

ОСНОВНЫЕ ПОНЯТИЯ И ОПРЕДЕЛЕНИЯ

1-1. Цифровая система передачи информации и ее элементы

Под цифровой системой передачи телемеханической информации будем понимать комплекс устройств, обеспечивающих передачу сообщений от отправителя к получателю (рис. 1-1). Сообщением назовем то, что подлежит передаче. Передача сообщения осуществляется следующим образом. Отправитель выдает сообщение, которое поступает к передатчику. В передатчике сообщение преобразуется в сигнал в виде воздействий на переносчик для его передачи

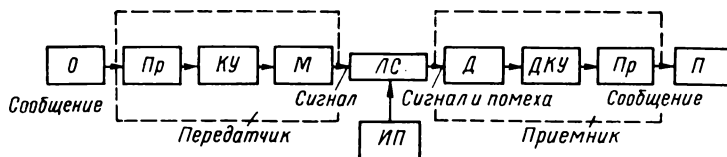


Рис. 1-1. Развернутая структурная схема системы передачи информации

О — отправитель; Пр — преобразователь; КУ — кодирующее устройство; М — модулятор; ЛС — линия связи; Д — демодулятор; ДКУ — декодирующее устройство; П — получатель; ИП — источник помехи

по линии связи. В линии связи сигнал подвергается воздействию помех, и на вход приемного устройства поступает сигнал, смешанный с помехой. Сигнал не является сообщением, но между сигналом и сообщением должно быть однозначное соответствие для того чтобы на приемной стороне сигнал мог быть превращен в сообщение, соответствующее переданному. В приемнике по принятому сигналу, смешанному с помехой, восстанавливается первоначальное значение сообщения, которое поступает к получателю.

Перейдем теперь к более детальному рассмотрению вопроса преобразования сообщения в сигнал. Из структурной схемы, приведенной на рис. 1-1, видно, что от отправителя сообщение поступает на вход преобразователя, который преобразует механическое воздействие в электрическое, т. е. происходит перевод неэлектрической величины, определяющей первоначальное сообщение, в электрическую. Сообщение в виде электрического воздействия поступает на вход кодирующего устройства, где оно по определенным принципам преобразуется в сигнал.

Под кодированием будем понимать построение набора сигналов (совокупность кодовых комбинаций) по определенным принципам,

которое, как правило, описывается простым математическим выражением. С кодирующего устройства сигнал поступает в модулятор, который воздействует на переносчик, изменяя его параметры. Таким образом, в изменениях параметров переносчика оказывается заложенным сообщение в виде некоторого сигнала.

Можно утверждать, что кодирование определяет математическую структуру сигнала, а модуляция — физическую сторону процесса превращения сообщения в сигнал.

В линии связи сигнал подвергается воздействию помехи и на вход демодулятора поступает сигнал смешанный с помехой. Демодулятор по изменениям параметров переносчика устанавливает элементы сигнала, которые поступают на вход декодирующего устройства. Декодирующее устройство в свою очередь по принятым элементам сигнала устанавливает сообщение, которое выдается на вход преобразователя. Преобразователь преобразует принятое сообщение в виде электрических воздействий в неэлектрические воздействия, которые поступают к получателю.

В зависимости от степени искажения сигнала, при которой приемник обеспечивает правильный прием сигнала, оценивается помехоустойчивость системы передачи информации. В качестве цифровых систем передачи различной информации могут быть названы: устройства телеуправления, телесигнализации, телеграфии, цифровые системы телеизмерения, цифровые навигационные системы и цифровые системы передачи данных.

1-2. Линия связи и канал связи

Для техники передачи информации характерно стремление к увеличению пропускной способности линии связи. Стоимость сооружения линий связи велика, поэтому стремятся к уплотнению линии для ее более эффективного использования. В результате уплотнения формируются каналы связи, и такая система передачи сообщений называется многоканальной (рис. 1-2). Сигналы, передаваемые по различным каналам, смешиваются на передающей стороне и поступают в линию связи. На приемной стороне сигналы снова разделяются и преобразуются в независимые сообщения. Структурная схема многоканальной системы состоит из нескольких отправителей и формирователей каналов на передающей стороне и из нескольких выявителей каналов и получателей на приемной.

Возможно осуществление трех основных видов уплотнения линии связи: временное, частотное и кодовое. Временное уплотнение позволяет передавать информацию по временным (последовательным) каналам, при частотном уплотнении передача информации осуществляется по частотным (параллельным) каналам и при кодовом уплотнении — по кодовым (параллельным) каналам.

Необходимо подчеркнуть, что в многоканальных системах передачи информации возникает новый вид помех, вызываемых несовершенством устройств формирования и выявления канала.

Помехи, вызываемые взаимодействием каналов, принято называть перекрестными.

Кроме рассмотренных выше видов уплотнения, существует ряд других методов многократного использования линий связи, ко-

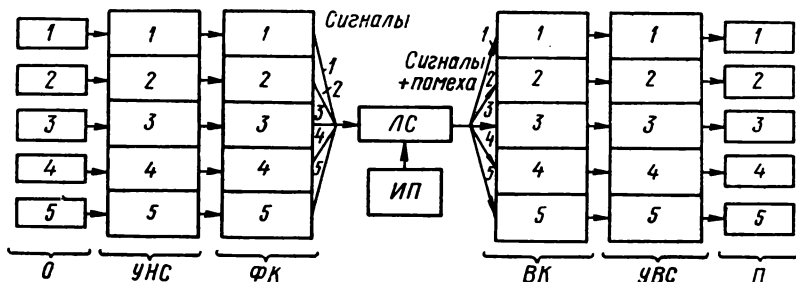


Рис. 1-2. Структурная схема многоканальной системы передачи информации

О — отправитель; УНС — устройства набора сообщения; ФК — формирователи каналов; ЛС — линия связи; ИП — источник помехи; ВК — выявители каналов; УВС — устройства выявления сообщения; П — получатели

торые получили применение в цифровых системах передачи телемеханической информации.

1-3. Дискретное сообщение, система счисления и перевод из одной системы счисления в другую

Сообщение, представляющее собой текст, состоящий из ряда букв, или записанное в виде последовательности чисел, будем называть цифровым дискретным сообщением. Такой вид имеют сообщения в цифровых системах централизованного управления и контроля различного назначения в телемеханике, телеграфии, радионавигации и т. д.

На первый взгляд, нет необходимости связывать тот или иной символ кода с числом. Но понятие «число» необходимо для того, чтобы уяснить принципы построения кодов и иметь возможность рассматривать различные разновидности кодов. Код может быть записан в различных системах счисления, среди которых десятичная система не является исключительной:

Вид системы	Запись кода									
Десятичная система . . .	0	1	2	3	4	5	6	7	8	и т. д.
Пятеричная » . . .	00	01	02	03	04	10	11	12	13	и т. д.
Четверичная » . . .	00	01	02	03	10	11	12	13	20	и т. д.
Троичная » . . .	00	01	02	10	11	12	20	21	22	и т. д.
Двоичная » . . .	000	001	010	011	100	101	110	111	1000	и т. д.

Число цифр является основанием системы счисления; чаще всего используется основание счисления ниже десяти.

Совокупность кодовых комбинаций (набор сигналов), образованных согласно определенной закономерности, обычно называют кодовым множеством или просто кодом. Число кодовых комбинаций в кодовом множестве с основанием K и числом элементов (символов) n устанавливается по формуле

$$M = K^n. \quad (1-1)$$

Часто код, у которого число кодовых комбинаций определяется по указанной выше формуле, называют кодом на все сочетания или равнодоступным кодом.

Перевод из любой системы счисления в десятичную может быть осуществлен с помощью формулы:

$$N = \sum_{i=0}^{i=n-1} a_i K^i = a_{n-1} K^{n-1} + a_{n-2} K^{n-2} + \dots + a_1 K + a_0, \quad (1-2)$$

где $K > a$ и $a_{\text{макс}} = K - 1$.

Пример перевода двоичного кода в десятичный: 10010110 $N = 1 \cdot 2^7 + 1 \cdot 2^4 + 1 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2 = 150$, $n = 8$, $K = 2$. Пример перевода троичного кода в десятичный: 12120 $N = 1 \cdot 3^4 + 2 \cdot 3^3 + 1 \cdot 3^2 + 2 \cdot 3 = 150$, $n = 5$, $K = 3$.

Перевод из десятичной системы в любую другую может быть произведен следующим образом. Допустим, что мы имеем две записи с различным основанием системы счисления K и R . Тогда можно написать

$$\begin{aligned} a_{n-1} K^{n-1} + a_{n-2} K^{n-2} + \dots + a_2 K^2 + a_1 K + a_0 &= \\ = b_{m-1} R^{m-1} + b_{m-2} R^{m-2} + \dots + b_2 R^2 + b_1 R + b_0, \end{aligned}$$

заметив, что в общем случае $n \neq m$. Поделив обе части написанного выше уравнения на основание кода второй системы счисления R , получим

$$\begin{aligned} \frac{a_{n-1} K^{n-1} + a_{n-2} K^{n-2} + \dots + a_2 K^2 + a_1 K + a_0}{R} &= \\ = \underbrace{\frac{b_{m-1} R^{m-1} + b_{m-2} R^{m-2} + \dots + b_2 R^2 + b_1 R}{R}}_{I_0} + \frac{b_0}{R}. \end{aligned}$$

Рассмотрим правую часть уравнения. Величина $b_{m-1} R^{m-2} + b_{m-2} R^{m-3} + \dots + b_2 R + b_1$ есть целое число, так как каждое произведение в сумме — целое число. Однако последний член в правой части b_0/R — дробь, так как $b_0 < R$. Таким образом, если выполнить деление, показанное выше, получим целое число I_0 , которое представляет первые $m - 1$ членов, и остаток D_0 , равный первой цифре b_0 требуемого числа в первом разряде.

Продолжая деление и делая I_0 делимым, получим

$$\frac{I_0}{R} = \underbrace{\frac{b_{m-1}R^{m-2} + b_{m-2}R^{m-3} + \dots + b_2R}{I_1}} + \frac{b_1}{D_1}.$$

Из аналогичного рассуждения видно, что первые $m-2$ членов правой части образуют новое целое число I_1 и новый остаток D_1 , равный второй цифре b_1 требуемого числа во втором разряде. Оставшиеся цифры от b_2 до b_{m-1} находим, продолжая деление до тех пор, пока I_1 не делается меньше R .

Пример перевода числа 150 в десятичной системе в его представление в двоичной системе ($K = 10$, $n = 3$, $R = 2$, $m = ?$):

$$\begin{aligned} \frac{150}{2} &= 75 + \frac{0}{2} \text{ — 1-й разряд;} & \frac{9}{2} &= 4 + \frac{1}{2} \text{ — 5-й разряд;} \\ \frac{75}{2} &= 37 + \frac{1}{2} \text{ — 2-й разряд;} & \frac{4}{2} &= 2 + \frac{0}{2} \text{ — 6-й разряд;} \\ \frac{37}{2} &= 18 + \frac{1}{2} \text{ — 3-й разряд;} & \frac{2}{2} &= 1 + \frac{0}{2} \text{ — 7-й разряд;} \\ \frac{18}{2} &= 9 + \frac{0}{2} \text{ — 4-й разряд;} & \frac{1}{2} &= 0 + \frac{1}{2} \text{ — 8-й разряд.} \end{aligned}$$

В итоге получаем запись числа 150 в двоичной системе в следующем виде: 10010110 — 150.

Пример перевода числа 150_{10} в десятичной системе в его представление в троичной системе ($K = 10$, $n = 3$, $R = 3$, $m = ?$):

$$\begin{aligned} \frac{150}{3} &= 50 + \frac{0}{3} \text{ — 1-й разряд;} \\ \frac{50}{3} &= 16 + \frac{2}{3} \text{ — 2-й разряд;} \\ \frac{16}{3} &= 5 + \frac{1}{3} \text{ — 3-й разряд;} \\ \frac{5}{3} &= 1 + \frac{2}{3} \text{ — 4-й разряд;} \\ \frac{1}{3} &= 0 + \frac{1}{3} \text{ — 5-й разряд.} \end{aligned}$$

В итоге получаем запись числа 150 в троичной системе в следующем виде: 12120 — 150.

Рассмотрим вопрос определения числа элементов при переходе от кода с одним основанием к коду с другим основанием:

$$M_K = K^n; \quad M_R = R^m;$$

$$M_R \geq M_K; \quad R^m \geq K^n;$$

$$m \log_2 R \geq n \log_2 K; \quad m \geq n \frac{\log_2 K}{\log_2 R}. \quad (1-3)$$

Из выражения (1-3) следует, что чем меньше по величине основание системы счисления, тем большее число цифр требуется для записи данного максимального значения числа; например, если $K = 10$ и $R = 2$, то $m \geq n \frac{\log_2 10}{\log_2 2}$, отсюда $m \geq 3,32 n$. Поэтому для выражения числа 999_{10} в двоичной системе требуется 10 двоичных цифр.

1-4. Графы и их применение для рассмотрения свойств кодов по помехоустойчивости

а) Общая характеристика графов. В математике теория графов рассматривается как одна из ветвей топологии и имеет непосредственное отношение к алгебре и теории чисел.

Мы будем пользоваться графом для рассмотрения свойств различных кодов по помехоустойчивости. Графы — геометрические мо-

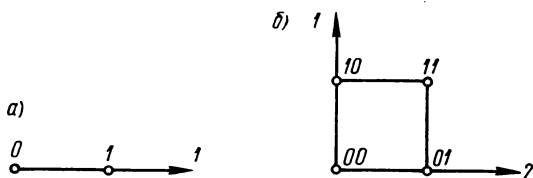


Рис. 1-3. Графы — геометрические модели двоичных кодов

дели кодов — могут быть выполнены в виде геометрических построений на плоскости или в виде объемных геометрических построений.

б) Графы — геометрические модели двоичных кодов. Граф (геометрическую модель одноэлементного двоичного кода) можно по-

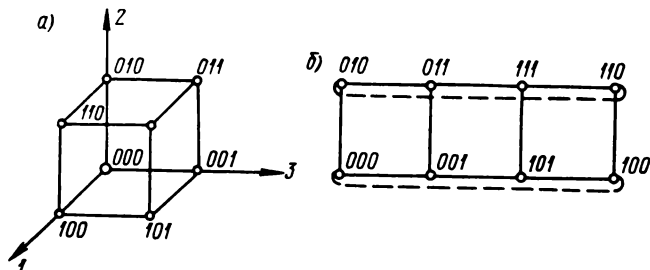


Рис. 1-4. Граф — геометрическая модель трехэлементных двоичных кодов

казать в виде простейшего построения (рис. 1-3, а). Граф двухэлементного двоичного кода выполняется в виде построения на плоскость (рис. 1-3, б), где цифры на осях обозначают нумерацию элементов кода. Стороны квадрата, разделяющие две кодовые комбинации, будем называть одним кодовым переходом или одним кодовым расстоянием и обозначим буквой d . Для двоичных кодов число различий в разрядах между двумя кодовыми комбинациями характеризует число кодовых переходов, которые разделяют эти кодовые комбинации.

Граф трехэлементного двоичного кода можно выполнить в виде трехмерного куба (рис. 1-4, а). От объемного изображения графа трехэлементного двоичного кода можно перейти к построению

геометрических моделей на плоскости. Для этого изобразим рядом на расстоянии одного кодового перехода два графа двухэлементного двоичного кода. На первом графе двухэлементного кода распишем кодовые комбинации так же, как на рис. 1-3, б. На втором графе распишем кодовые комбинации в обратном порядке, как это показано на рис. 1-4, б. Для получения графа трехэлементного двоичного кода допишем у левого графа в третьем разряде у всех кодовых комбинаций 0, а у правого графа в третьем разряде у всех кодовых комбинаций 1 и покажем связи между кодовыми комбинациями, находящимися на расстоянии одного кодового пе-

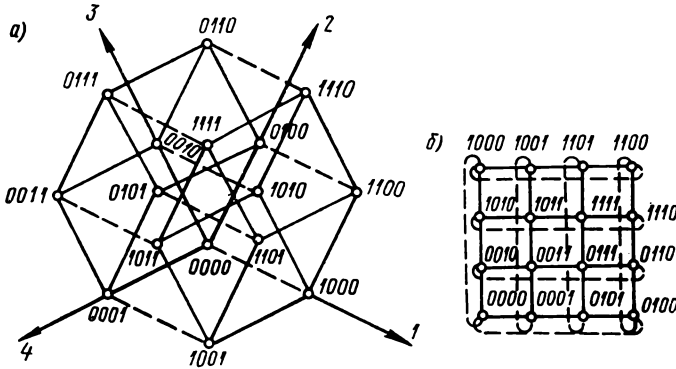


Рис. 1-5. Графы — геометрические модели четырехэлементных двоичных кодов: а — объемный граф четырехэлементного двоичного кода; б — граф четырехэлементного двоичного кода на плоскости

рехода. В результате такого построения получим граф трехэлементного кода на плоскости (рис. 1-4, б).

Граф четырехэлементного двоичного кода можно выполнить либо в виде объемного построения на базе двух трехмерных кубов (рис. 1-5, а), либо в виде геометрического построения на плоскости, выполненного на основе двух графов трехэлементного двоичного кода (рис. 1-5, б). Граф четырехэлементного двоичного кода выполняется следующим образом. Изображается граф трехэлементного двоичного кода, затем сверху на расстоянии одного кодового перехода изображается точно такой же граф трехэлементного двоичного кода в перевернутом виде, в четвертом разряде у нижнего графа у всех кодовых комбинаций дописывается 0, а у верхнего графа в четвертом разряде у всех кодовых комбинаций дописывается 1 и в заключение показываются все связи в виде сплошных и пунктирных линий между кодовыми комбинациями, находящимися на расстоянии одного кодового перехода.

Аналогичным образом на базе графа четырехэлементного кода выполняется геометрическая модель пятиэлементного двоичного кода (рис. 1-6). Таким же путем можно построить графы для лю-

бого n -значного кода. В заключение необходимо заметить, что графы, выполненные в виде геометрических построений на плоскости, более просты, чем графы, выполненные в виде объемных геометрических построений.

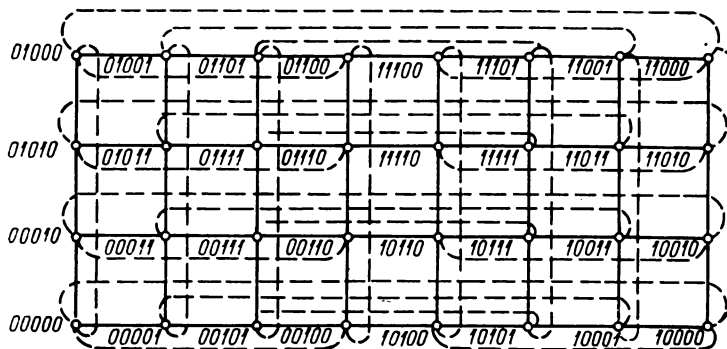


Рис. 1-6. Граф — геометрическая модель пятиэлементного двоичного кода

в) Графы — геометрические модели троичных кодов. Установив принципы построения графов двоичных кодов, перейдем к рассмотрению принципов построения графов троичных кодов. Графы тро-

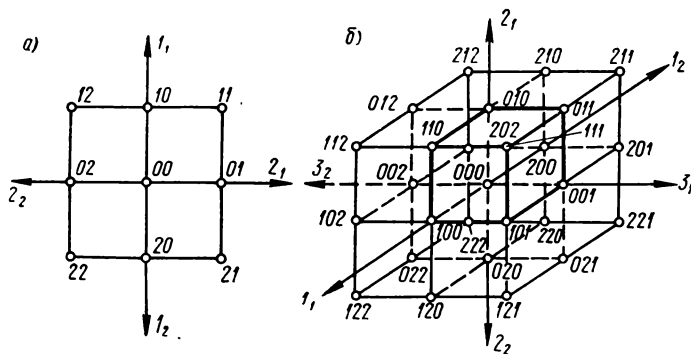


Рис. 1-7. Графы троичных кодов: а — граф двухэлементного кода; б — объемный граф трехэлементного троичного кода

ичных кодов могут быть выполнены по тому же принципу, как и графы двоичных кодов. Так, граф двухэлементного троичного кода строится на базе графов двухэлементного двоичного кода и имеет вид, показанный на рис. 1-7, а. Из геометрической модели двухэлементного троичного кода видно, что кодовые комбинации без нулевого сигнального признака, например 11 и 12, находятся на расстоянии двух кодовых переходов, а кодовые комбинации

с одним нулевым сигнальным признаком, например 01 и 11, находятся только на расстоянии одного кодового перехода. Отсюда вытекает неравноценность цифр 0, 1 и 2, что соответствует действительному положению вещей при использовании в троичных кодах в качестве 1 и 2 двух частотных или полярных сигнальных признаков. На самом деле, чтобы кодовый элемент, заполненный одним частотным сигнальным признаком, мог быть преобразован в кодовый элемент с другим частотным сигнальным признаком, необходимо подавить первый частотный сигнальный признак и воспроизвести второй частотный сигнальный признак.

Так как при одновременном приеме двух частотных сигнальных признаков в таких системах с дифференциальными входными ли-

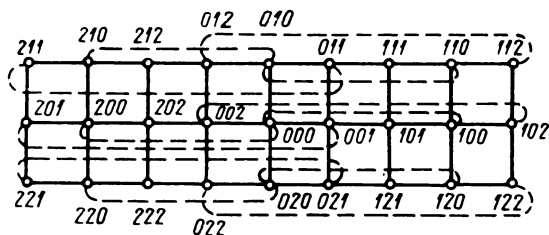


Рис. 1-8. Граф троичного трехэлементного кода на плоскости

нейными устройствами кодовый элемент воспринимается как нулевой. Таким образом, преобразование кодового элемента с одним частотным сигнальным признаком в кодовый элемент с другим признаком возможно только в результате двух ошибок, поэтому такие кодовые комбинации действительно находятся на расстоянии двух кодовых переходов.

На основе объемной геометрической модели трехэлементного двоичного кода выполняется объемный граф трехэлементного троичного кода (рис. 1-7, б). Такой граф можно также выполнить в виде построения на плоскости (рис. 1-8). Построение такой модели сводится к изображению трех геометрических моделей двухэлементного троичного кода, разделенных одним кодовым переходом. При этом у правого графа значение элементов записывается в обратном порядке и в третьем разряде у всех кодовых комбинаций дописывается 1, у среднего графа в третьем разряде дописывается у всех кодовых комбинаций 0 и у левого графа значение элементов записывается также в обратном порядке и в третьем разряде у всех кодовых комбинаций дописывается 2. Показав связи между отдельными кодовыми комбинациями, находящимися на расстоянии одного кодового перехода, получим граф трехэлементного кода на плоскости. Аналогичным образом на базе трехэлементного графа можно выполнить геометрическую модель четырехэлементного

троичного кода. Пользуясь этим методом, можно построить геометрическую модель — граф любого n -элементного троичного кода.

г) **Графы — геометрические модели четверичных кодов.** Используя принципы, которые были применены для построения графов двоичных и троичных кодов, можно построить также геометрические модели для любой другой системы счисления.

Так, граф четверичного двухэлементного кода может быть выполнен совмещением трех геометрических моделей двухэлементных троичных систем: 012, 023 и 031. Такого типа граф

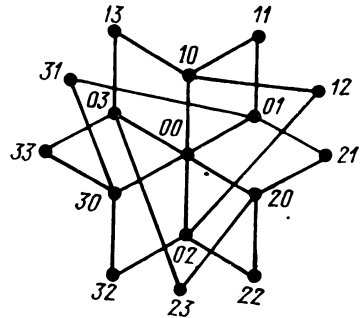
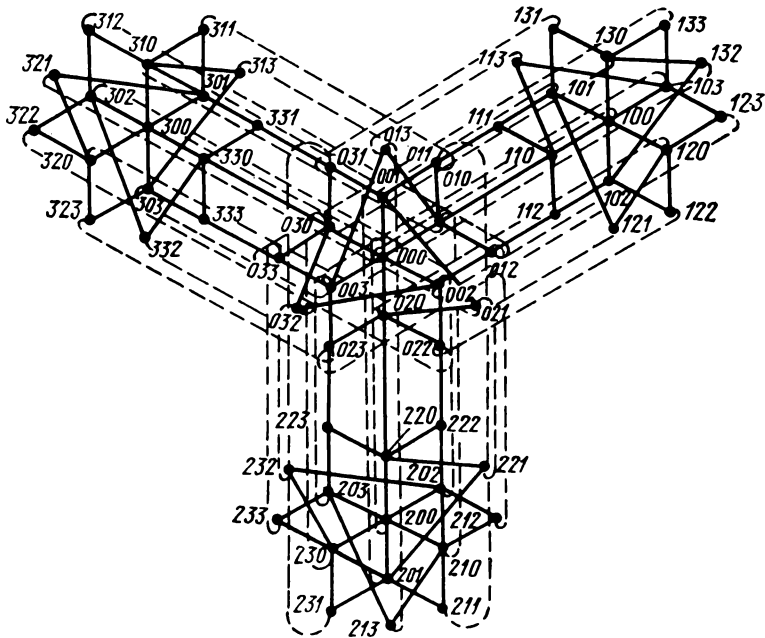


Рис. 1-9. Граф четверичного двухэлементного кода на плоскости

может быть получен путем построения шестиконечной звезды с дополнительными вершинами 12, 23 и 31 (рис. 1-9). На базе геометрической модели двухэлементного четверичного кода строится граф трехэлементного четверичного кода (рис. 1-10).



[Рис. 1-10. Граф четверичного трехэлементного кода на плоскости

Из приведенных материалов видно, что рассмотренный метод построения графов на плоскости обладает значительно бóльшей универсальностью, чем описанные в литературе принципы, и дает

возможность с помощью сравнительно простых построений воспроизвести в виде фигур на плоскости коды с любым числом элементов и с любым основанием. Конкретное применение графов для исследования свойств различных кодов (обнаружение и исправление ошибок) будет рассмотрено в последующих главах.

1-5. Принципы модуляции и их характеристика

а) Общая характеристика принципов модуляции. При передаче сигналов по линиям связи всегда имеется переносчик. В электрических линиях связи переносчиком является постоянный или переменный ток, в радиопереносчиках — электромагнитные колебания. На передающем пункте осуществляется воздействие на переносчик, изменяющее тот или иной его параметр. Это воздействие называется модуляцией. В результате в изменениях параметров переносчика оказывается заложенным в виде сигнала передаваемое сообщение.

Различные виды модуляций характеризуются различными видами переносчика, а также рядом параметров, подвергаемых изменению. Часто при передаче кодированных сообщений переносчиком служит постоянный или переменный ток, амплитуда, направление, частота и др., параметры которых могут изменяться в соответствии с передаваемым сигналом.

При передаче сообщений по многоканальным линиям связи с частотным уплотнением и радиопереносчикам является несущая частота, характеризующая данный канал, или несущая частота электромагнитных колебаний, характеризующая диапазон волн радиопереносчика.

Все существующие принципы модуляции подразделяются в зависимости от типа переносчика на две основные группы: принципы модуляции синусоидальных переносчиков и принципы модуляции импульсных переносчиков.

б) Принципы модуляции синусоидальных переносчиков. Спектры сигналов телемеханических систем и различных видов передачи цифровой информации часто укладываются в области низких частот. Нижнюю границу этого спектра составляют частоты порядка нескольких десятков герц, а между тем передача информации по каналам с частотным уплотнением и по радиопереносчикам возможна только на высоких несущих или поднесущих частотах. Отсюда возникает необходимость модуляции высоких несущих или поднесущих частот низкочастотными сигналами.

У синусоидальных переносчиков — высоких несущих или поднесущих частот — для модуляции могут быть использованы следующие параметры: амплитуда, частота и фаза, поэтому будем различать амплитудную модуляцию — АМ, частотную модуляцию — ЧМ и фазовую модуляцию — ФМ.

Амплитудная модуляция — АМ (рис. 1-11). Пусть синусоидальное колебание высокой частоты

$$u = U_0 \sin(\omega_0 t + \varphi_0), \quad (1-4)$$

где U_0 , ω_0 , φ_0 — соответственно амплитуда, частота и начальная фаза. Рассмотрим теперь случай, когда один из параметров, например амплитуда, изменяется во времени в соответствии с передаваемым низкочастотным сигналом, т. е.

$$U_m = U_0 + \Delta U f(t), \quad (1-5)$$

где ΔU — амплитуда низкочастотного сигнала; $f(t)$ — функция низкочастотного сигнала во времени. Тогда, подставив в выражение (1-4) значение (1-5), можно написать

$$U_{AM} = U_0 \left(1 + \frac{\Delta U}{U_0} f(t) \right) \sin(\omega_0 t + \varphi_0). \quad (1-6)$$

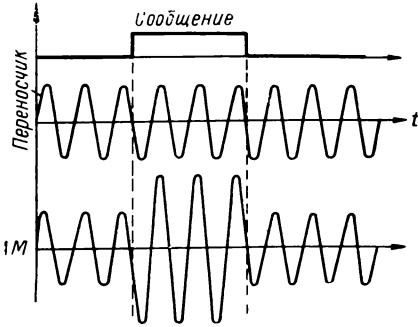


Рис. 1-11. Амплитудная модуляция АМ. Переносчик — немодулированное колебание несущей частоты (то же на рис. 1-12 и 1-13)

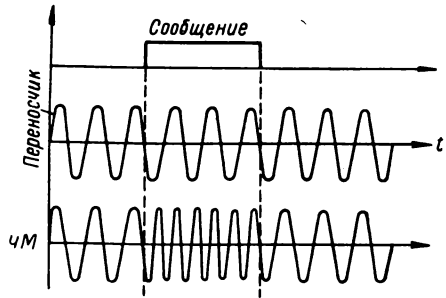


Рис. 1-12. Частотная модуляция ЧМ

При амплитудной модуляции необходимо выполнить условие, чтобы коэффициент модуляции $\Delta U/U_0 = m_m$ был меньше единицы $m_m < 1$. Невыполнение этого условия приводит к специфическим искажениям — так называемой перемодуляции.

Приведенное выше выражение характеризует амплитудно-модулированный сигнал. Колебания, определяемые выражением (1-6), не являются синусоидальными колебаниями, так как амплитуда есть функция $f(t)$.

Частотная модуляция — ЧМ (рис. 1-12). Рассмотрим теперь случай, когда изменяется частота во времени в соответствии с передаваемым низкочастотным сигналом, т. е.

$$\omega = \omega_0 + \Delta\omega f(t), \quad (1-7)$$

где $\Delta\omega$ — предельное изменение — девиация частоты от модуляции низкочастотным сигналом; $f(t)$ — функция низкочастотного сигнала во времени.

Полученное выше выражение нельзя непосредственно подставить в выражение (1-4) вместо ω_0 . Дело в том, что мы имеем в случае ФМ и ЧМ переменную частоту и должны опираться на общие определения.

Колебания с постоянной амплитудой (случай ФМ и ЧМ) можно представить в следующей общей форме:

$$u = U_0 \sin \vartheta(t), \quad (1-8)$$

где $\vartheta(t)$ — мгновенная фаза для синусоидальных колебаний, $\vartheta(t) = \omega_0 t + \varphi_0$, т. е. фаза растет пропорционально времени. С точки зрения векторного представления это означает, что вектор вращается равномерно с постоянной угловой скоростью ω_0 . Если частота непостоянна, то ее мгновенное значение определяется как

$$\omega = \frac{d\vartheta}{dt}. \quad (1-9)$$

Колебание с изменяющейся частотой представляется вектором, вращающимся с переменной угловой скоростью. В этом случае на основании определения (1-9) имеем для фазы

$$\vartheta = \int \omega dt, * \quad (1-10)$$

где ω — функция времени.

Смысл соотношений (1-9) и (1-10) легко выяснить при помощи аналогии с тем соотношением, которое связывает между собой скорость и пройденный путь. В нашем случае ϑ — угол, на который повернулся вектор (аналогия пройденного пути); ω — переменная угловая скорость вектора (аналогия линейной скорости).

Таким образом, общее выражение (1-8) можно переписать в виде:

$$u = U_0 \sin \left(\int \omega dt \right). \quad (1-11)$$

Теперь ясно, как нужно составить аналитическое выражение для ЧМ-колебаний. Мы должны взять выражение (1-7) для переменной частоты и проинтегрировать его:

$$\vartheta = \int [\omega_0 + \Delta\omega f(t)] dt = \omega_0 t + \Delta\omega \int f(t) dt. ^{**}$$

Итак, получаем для ЧМ-колебания

$$u_{\text{ЧМ}} = U_0 \sin [\omega_0 t + \Delta\omega F(t)], \quad (1-12)$$

где обозначено

$$F(t) = \int f(t) dt.$$

Фазовая модуляция — ФМ (рис. 1-13). Рассмотрим третий случай, когда изменяется фаза во времени в соответствии с передаваемым низкочастотным сигналом:

$$\varphi = \varphi_0 + \Delta\varphi f(t), \quad (1-13)$$

* Знак \int означает неопределенный интеграл без произвольной постоянной.

где $\Delta\varphi$ — предельное изменение фазы от модуляции низкочастотным сигналом; $f(t)$ — функция низкочастотного сигнала во времени. Чтобы получить аналитическое выражение для ФМ-колебаний, достаточно подставить в выражение (1-4) вместо φ_0 выражение (1-13), и мы получим

$$U_{\text{ФМ}} = U_0 \sin [\omega_0 t + \Delta\varphi f(t)], \quad (1-14)$$

где постоянная φ_0 отброшена.

Сравнивая выражение (1-12) для ЧМ и выражение (1-14) для ФМ, видим, что они различаются между собой только тем, что в аргумент синуса при ЧМ входит интеграл модулирующей функции $f(t)$, а при ФМ — сама модулирующая функция. Что касается $\Delta\omega$ и $\Delta\varphi$, то это величины, определяющие глубину соответствующего вида модуляции и выбираемые по нашему усмотрению. Из сказанного следует, что ЧМ и ФМ являются родственными разновидностями угловой модуляции, поэтому можно рассматривать ЧМ как разновидность ФМ или наоборот. Вместе с тем оба эти вида модуляции существенно отличаются от АМ.

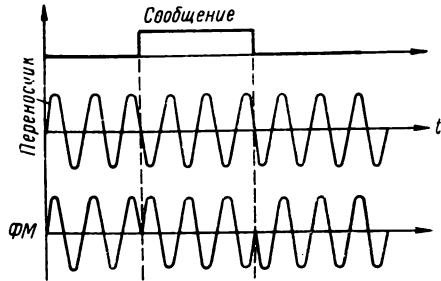


Рис. 1-13. Фазовая модуляция ФМ

в) Принципы модуляции импульсных переносчиков. В новейших системах передачи информации, в особенности в многоканальных системах с временным разделением каналов, переносчиком является периодическая последовательность коротких импульсов. У такой периодической последовательности импульсов можно изменять следующие параметры: амплитуду импульсов, их ширину или длительность, время между импульсами, позицию или фазу, частоту следования импульсов и коды, образуемые ими. Будем различать следующие виды модуляции сигналов: амплитудно-импульсная — АИМ, широтно-импульсная (длительно-импульсная) ШИМ (ДИМ), время-импульсная — ВИМ, позиционно-импульсная (фазо-импульсная) — ПИМ (ФИМ), частотно-импульсная — ЧИМ и кодо-импульсная — КИМ.

Амплитудно-импульсная модуляция — АИМ. При использовании этого вида модуляции амплитуда импульсов переносчика изменяется как функция модулирующего сигнала во времени. При этом все остальные параметры переносчика остаются постоянными. Различают два рода амплитудно-импульсной модуляции: АИМ-1 и АИМ-2.

При АИМ-1 напряжение в течение всего времени существования каждого импульса изменяется в соответствии с изменением модулирующей функции (рис. 1-14, а).

При АИМ-2 напряжение во время существования импульса определяется значением модулирующей функции в некоторый фиксированный момент времени, например, значением, соответствующим моменту начала импульса (рис. 1-14, б).

Широтно-импульсная (длительно-импульсная) модуляция — ШИМ (ДИМ). При широтно-импульсной модуляции длительность импульсов изменяется как функция модулирующего сигнала.

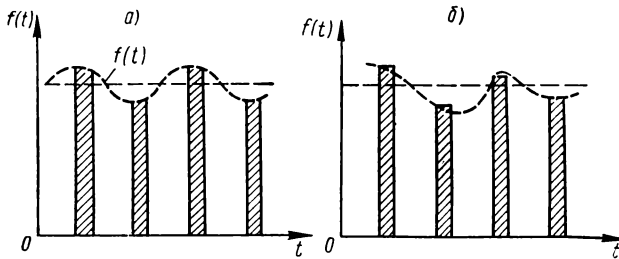


Рис. 1-14. Амплитудно-импульсная модуляция типа АИМ-1 (а) и типа АИМ-2 (б)

Различают одностороннюю широтно-импульсную модуляцию (ОШИМ) и двустороннюю (ШИМ). Иногда одностороннюю модуляцию называют несимметричной, а двустороннюю — симметричной,

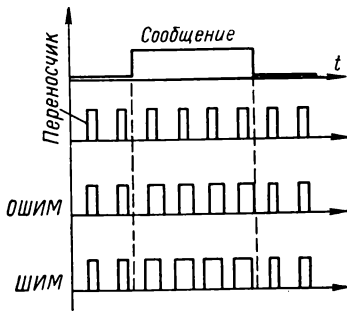


Рис. 1-15. Широтно-импульсная модуляция ОШИМ и ШИМ. Переносчик — немодулированные импульсы (то же на рис. 1-16, 1-17 и 1-18)

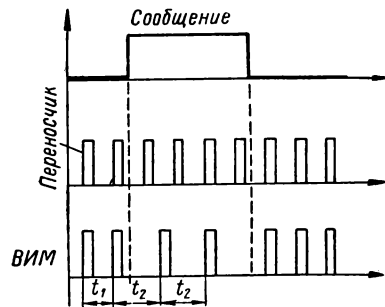


Рис. 1-16. Время-импульсная модуляция ВИМ

хотя симметрия при двусторонней модуляции возможна только в частных случаях.

При ОШИМ модулируется один из фронтов каждого импульса, например задний или передний; при ШИМ модулируются оба фронта (рис. 1-15).

При этом виде модуляции также различают широтно-импульсную модуляцию первого (ШИМ-1 и ОШИМ-1) и второго рода

(ШИМ-2 и ОШИМ-2). В случае ШИМ-1 (ОШИМ-1) момент нарастания (спадания) напряжения каждого импульса определяется значением модулирующей функции в тот же момент. При ШИМ-2 (ОШИМ-2) момент нарастания (спадания) напряжения каждого импульса будет определяться значением модулирующей функции в момент времени, соответствующей тактовой точке, которая повторяется периодически с периодом T_i .

Время-импульсная модуляция — ВИМ. Время-импульсная модуляция характеризуется тем, что временной интервал между опорно-тактовым и измерительным импульсом изменяется как функция модулирующего сигнала (рис. 1-16).

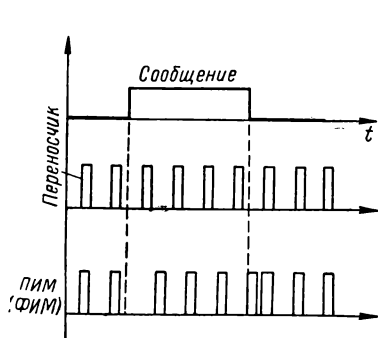


Рис. 1-17. Позиционно-импульсная модуляция ПИМ (ФИМ)

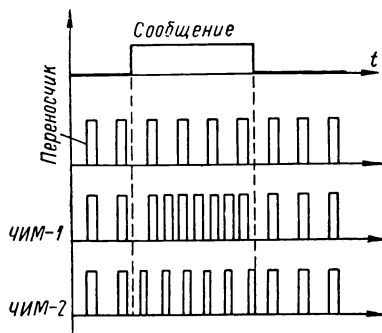


Рис. 1-18. Число-импульсная модуляция ЧИМ

По характеру связи между значением модулирующей функции и временными сдвигами измерительных импульсов различают время-импульсную модуляцию первого (ВИМ-1) и второго рода (ВИМ-2).

В случае ВИМ-1 временной интервал между опорным и измерительным импульсом пропорционален значению модулирующей функции в момент посылки измерительного импульса. При ВИМ-2 временной сдвиг между опорным и измерительным импульсами пропорционален значению модулирующей функции в момент времени, соответствующий посылке опорно-тактового импульса.

Позиционно-импульсная (фаза-импульсная) модуляция — ПИМ (ФИМ). Позиционно-импульсная модуляция характеризуется тем, что импульсы могут занимать различные временные позиции — фазу по отношению к тактовому импульсу.

Несмотря на то, что внешне позиционно-импульсная модуляция похожа на ВИМ, она имеет свои характерные особенности и описывает большую группу позиционно-импульсных кодов, использующих циклически-стартстопный принцип синхронизации (рис. 1-17).

Частотно-импульсная модуляция — ЧИМ. Этот принцип модуляции характеризуется тем, что частота следования импульсной

последовательности изменяется, как функция модулирующего сигнала (рис. 1-18). Различают два рода частотно-импульсной модуляции: ЧИМ-1 и ЧИМ-2.

При ЧИМ-1 длительность импульсов остается постоянной, а изменяется скважность, т. е. отношение времени интервала между импульсами к длительности импульса. При ЧИМ-2 изменение модулирующей функции вызывает изменение частоты следования импульсов при неизменной скважности. Таким образом, при ЧИМ-2 изменение частоты следования импульсов вызывает изменение длительности импульсов.

Кодо-импульсная модуляция — КИМ. Кодо-импульсная модуляция характеризуется тем, что каждое дискретное значение моду-

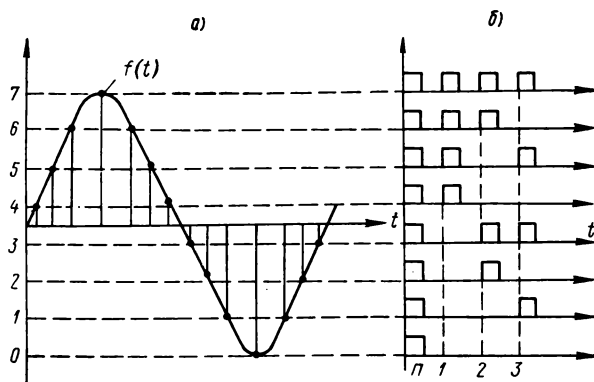


Рис. 1-19. Кодо-импульсная модуляция КИМ

лирующего сигнала передается чаще всего двоичным позиционно-импульсным кодом (рис. 1-19). В случае использования двоичного кода обеспечивается наиболее простая схемная реализация такой системы.

Рассмотрим конкретный пример кодо-импульсной модуляции. Допустим, что нам необходимо передать восемь дискретных отсчетов модулирующей функции. В этом случае можно применить трехэлементный двоичный код, у которого число комбинаций определяется по формуле $M = 2^n = 2^3 = 8$. На рис. 1-19, а показана модулирующая функция в виде синусоиды, с нанесенными восьмью уровнями отсчета. Каждому уровню отсчета соответствует свой код, показанный на рис. 1-19, б. У кодовых комбинаций, показанных на рис. 1-19, б, имеются пусковой элемент и три временные позиции для формирования трехэлементного двоичного кода.

Системы с комплексным использованием различных принципов модуляции. В многоканальных системах передачи информации часто прибегают к комплексному использованию различных видов модуляции. Примером такой системы является многоканальная

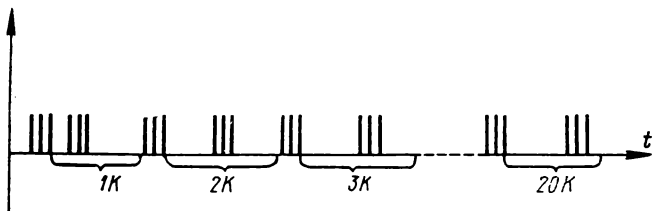


Рис. 1-20. Многоканальная система с комплексным использованием различных видов модуляций

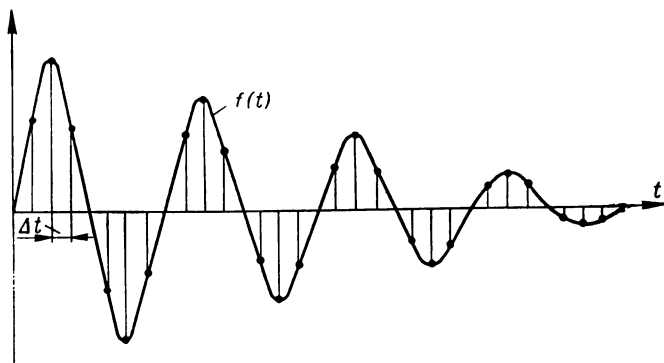


Рис. 1-21. Модулирующая функция в виде затухающей синусоиды

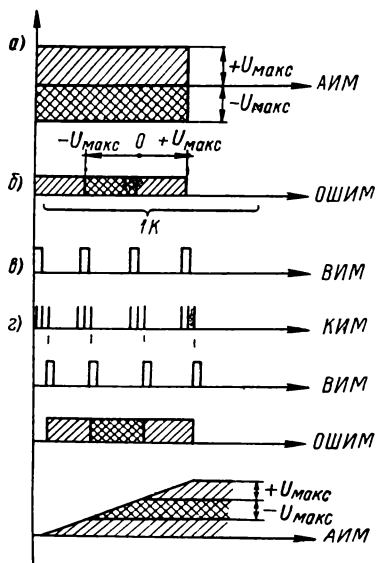


Рис. 1-22. Преобразование одной точки модулирующей функции

система передачи показаний сейсмографов, которая была разработана на кафедре «Автоматики и телемеханики» ЛЭТИ им. В. И. Ульянова (Ленина) в 1960 г. Эта система обеспечивала передачу показаний двадцати сейсмографов по двадцати временным каналам (рис. 1-20).

Рассмотрим, как в такой системе осуществляется комплексное использование различных видов модуляции. На рис. 1-21 приведена модулирующая функция, которая представляет собой затухающую синусоиду. Этот модулирующий сигнал снимается с первого датчика в виде некоторого числа импульсов с дискретно-

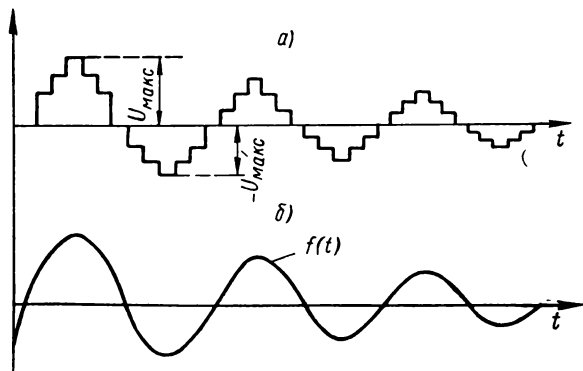


Рис. 1-23. Воспроизведение модулирующей функции на приемной стороне

отсчитанными амплитудами. Теперь ознакомимся, как по одному временному каналу последовательно преобразуется и передается одна точка отсчета модулирующей функции. Как видно из рис. 1-22, *а*, амплитудно-импульсно-модулированный сигнал АИМ преобразуется в односторонне-широко-импульсный модулированный сигнал ОШИМ (рис. 1-22, *б*), затем ОШИМ преобразуется в ВИМ (рис. 1-22, *в*); сигнал ВИМ дополнительно модулируется КИМ для повышения помехоустойчивости системы передачи информации (рис. 1-22, *г*). Таким образом, на передающей стороне осуществляется преобразование АИМ в ОШИМ, ОШИМ в ВИМ и ВИМ в КИМ.

Сигнал с КИМ поступает на вход радиолинии и передается на приемную сторону. На приемной стороне КИМ преобразуется снова в ВИМ, ВИМ в ОШИМ, а ОШИМ в АИМ. В итоге на приемной стороне модулирующая функция воспроизводится в виде ступенчатой кривой (рис. 1-23, *а*) и после дальнейшей обработки с помощью фильтров восстанавливается с определенной точностью в первоначальном виде (рис. 1-23, *б*).

1-6. Символы для обозначения логических элементов кодирующих и декодирующих устройств и их реализация

Отсутствие до настоящего времени общей теории построения кодирующих и декодирующих устройств и все возрастающее число новых элементов, используемых для их построения, сделало эту технику малодоступной для широкого круга инженеров-конструкторов, разрабатывающих различные системы, требующие преобразования сообщений в коды.

С целью разработки общей теории построения цифровых систем передачи телемеханической информации был произведен анализ большого числа схем кодирующих и декодирующих устройств, выполненных на всевозможных схемных элементах и предназначенных для работы по линиям связи, подвергающимся воздействию случайной импульсной помехи различной интенсивности.

Произведенный анализ показал, что кодирующие и декодирующие устройства, несмотря на большое число различных схемных элементов, используемых для их построения, состоят из общих элементарных звеньев, выполняющих определенные логические функции, и имеют общие структурные формы.

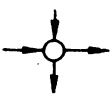

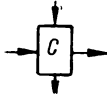
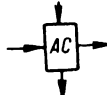

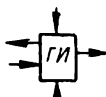
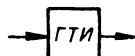

В итоге анализа было установлено, что по принципу формирования и выявления кодовых элементов цифровые системы передачи телемеханической информации подразделяются на две основные группы: 1) многотактные системы с формированием и выявлением кодовых элементов, для которых характерно последовательное во времени (в пределах цикла работы) выявление и запоминание отдельных кодовых элементов; 2) одноктактные системы с формированием и выявлением кодовых элементов, для которых характерно запоминание кода и одновременное выявление всех кодовых элементов.

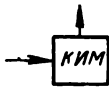
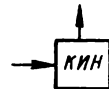


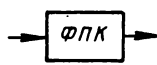

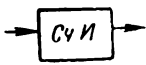
Многотактные кодирующие и декодирующие устройства получили применение главным образом в системах, работающих в условиях воздействия случайной импульсной помехи слабой и средней интенсивности, а одноктактные кодирующие и декодирующие устройства получили применение в системах, работающих при воздействии случайной импульсной помехи большой интенсивности.

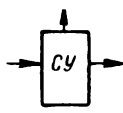

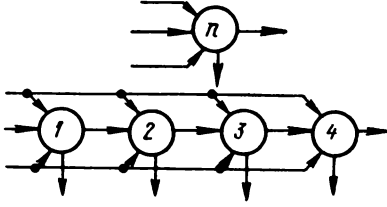
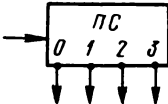
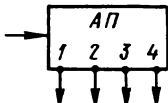
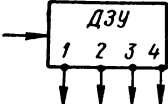
Результаты произведенных исследований привели к мысли о целесообразности применения общей символики для обозначения логических элементов (элементарных звеньев), выполняющих одинаковые функции в системах, построенных на различных схемных элементах (табл. 1-1), и о возможности создания общей структурной теории построения кодирующих и декодирующих устройств, предназначенных для работы на линиях связи, подвергающихся воздействию случайной импульсной помехи различной интенсивности.

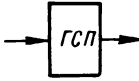
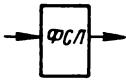
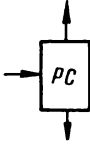
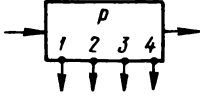
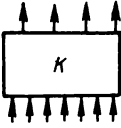
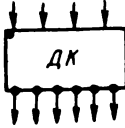
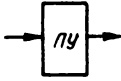
В основу построения общей структурной теории цифровых систем передачи телемеханической информации были положены шесть принципов многократного использования линий связи, охватывающих

Таблица 1-1

Обозначение	Наименование
	Элемент, включающий (закрывающий) цепь
	Элемент, выключающий (размыкающий) цепь
  	<p>Схема двух совпадений (С)</p> <p>Схема двух антисовпадений (АС)</p> <p>Схема нескольких совпадений (НС)</p>
	Генератор импульсов (ГИ)
	Генератор тактовых импульсов (ГТИ)
	Пусковое устройство (ПУ), обеспечивающее пуск передающего устройства и одиночную выдачу данных

Обозначение	Наименование
	<p>Командное устройство импульса (КИМ), обеспечивающее присвоение импульсу сигнального признака</p>
	<p>Командное устройство интервала (КИИ), обеспечивающее присвоение интервалу сигнального признака</p>
	<p>Выявляющее устройство импульса (ВИМ), устанавливающее сигнальные признаки, присвоенные импульсу</p>
	<p>Выявляющее устройство интервала (ВИИ), устанавливающее сигнальные признаки, присвоенные интервалу</p>
	<p>Формирователь пускового кода или пускового импульса (ФПК)</p>
	<p>Выявитель пускового кода или пускового импульса (ВПК)</p>
	<p>Счетчик импульсов (СЧИ)</p>

Обозначение	Наименование
	<p>Сбрасывающее устройство (СУ), обеспечивающее в конце цикла работы привод схемы в исходное состояние</p>
	<p>Исполнительное устройство (И), обеспечивающее фиксацию принятых данных</p>
	<p>Элемент регистра сдвига Регистр сдвига</p>
	<p>Переключатель-счетчик (ПС), обеспечивающий счет передаваемых или принимаемых импульсов и переключение цепей</p>
	<p>Автопереключатель (АП), обеспечивающий от одного пускового импульса автоматическое переключение цепей</p>
	<p>Динамическое запоминающее устройство (ДЗУ), обеспечивающее запоминание кодов</p>

Обозначение	Наименование
	<p>Генератор сигнальных признаков (ГСП), обеспечивающий формирование сигнальных признаков</p>
	<p>Фильтр сигнальных признаков (ФСП), обеспечивающий выявление сигнальных признаков</p>
	<p>Решающая схема (РС)</p>
	<p>Распределитель (Р), обеспечивающий формирование и выявление данных, передаваемых по временным каналам</p>
	<p>Комбинатор (К), обеспечивающий преобразование передаваемых данных в комбинацию элементов кода</p>
	<p>Декомбинатор (ДК), обеспечивающий по принятой кодовой комбинации выявление переданного сообщения</p>
	<p>Линейное устройство (ЛУ), обеспечивающее выдачу кодов в линии связи</p>

все возможные методы образования сигналов, необходимых для передачи сообщений на расстояние по минимальному числу линий связи при использовании указанных выше двух основных структурных форм.

Приведенная в табл. 1-1 символика может быть без особых трудностей реализована на любых конкретных схемных элементах, включая и микроэлектронику. Используя эту символику, можно в структурной форме рассмотреть принципы построения кодирующих и декодирующих устройств, предназначенных для работы при различных значениях интенсивности случайной импульсной помехи.

1-7. Принципы многократного использования линий связи и их применение в цифровых системах передачи телемеханической информации

а) Общая характеристика принципов многократного использования линий связи. Принципы многократного использования линий связи (принципы избирания) определяют структуру и свойства различных кодов. Многократное использование линий связи осуществляется путем формирования временных последовательных или параллельных параметрических каналов, а также отдельным или совместным комбинированием этих каналов.

Цифровая дискретная передача сообщений может быть осуществлена на основе следующих шести принципов: распределительного, комбинационно-распределительного, разделительного, комбинационно-разделительного, распределительно-разделительного и комбинационно-распределительно-разделительного.

б) Распределительный принцип. Распределительный принцип избирания характеризуется тем, что передача сообщений по одной линии связи осуществляется за счет временного уплотнения линии связи. Временное уплотнение осуществляется с помощью специальных устройств (распределителей), которые формируют временные каналы, обеспечивающие многократное использование одной линии связи для передачи различной информации. Общее число выдаваемых сообщений при этом принципе передачи информации определяется по формуле:

$$M = S_t, \quad (1-15)$$

где M — число передаваемых сообщений; S_t — число используемых временных каналов.

Структурная схема системы передачи информации, построенной по распределительному принципу, приведена на рис. 1-24.

Из рисунка видно, что на распорядительном пункте РП имеется передающее устройство, которое содержит: пусковое устройство ПУ, обеспечивающее однократный пуск распределителя; передающий распределитель P , обеспечивающий формирование временных каналов; линейное устройство ЛУ, обеспечивающее выдачу сигнала с элементами, распределенными по времени, в линию связи, и комплект ключей 1К, 2К и 3К, обеспечивающих выдачу сообщений по формируемому временным каналам.

На исполнительном пункте ИП приемное устройство, как это видно из рис. 1-24, содержит: линейное устройство ЛУ, обеспечивающее прием сигнала, поступающего из линии связи; приемный распределитель Р, обеспечивающий выявление сообщений, передаваемых по временным каналам; схемы двух совпадений 1С, 2С и 3С, обеспечивающих по двум совпадениям выявление принимаемых сообщений (одно совпадение определяется элементами принимаемого кода, второе — импульсами, снимаемыми с выходных цепей приемного распределителя), и исполнительные устройства 1И, 2И и 3И, обеспечивающие фиксацию и запоминание принятых сообщений.

Для обеспечения передачи информации передающий и приемный распределители должны осуществлять синхронные и синфазные

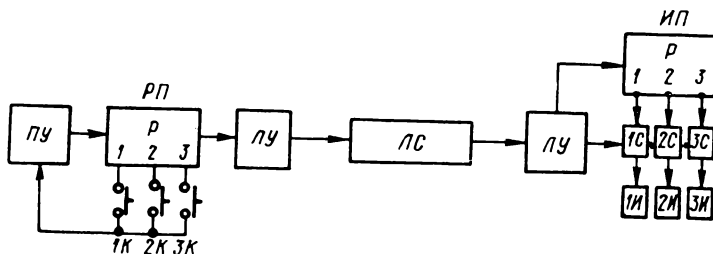


Рис. 1-24. Структурная схема системы, выполненной по распределительному принципу

переключения своих выходных цепей. Синхронизация распределителей обычно осуществляется применением либо параметрических кодов с пошаговой синхронизацией, либо применением позиционных кодов с циклической (стартстопной) синхронизацией.

Рассматриваемый принцип передачи информации характеризуется следующими особенностями:

1. Этот принцип используется, как правило, для передачи относительно небольшого числа сообщений — порядка нескольких десятков. Ограничение числа передаваемых сообщений обусловлено трудностями синхронизации работы распределителей при передаче большого числа сообщений, а также увеличением времени передачи информации пропорционально числу выдаваемых сообщений.

2. Рассматриваемый принцип дает возможность обеспечить как выдачу одиночных сообщений, так и выдачу циркулярно всех сообщений за один цикл работы устройства.

в) Комбинационно-распределительный принцип. Комбинационно-распределительный принцип характеризуется тем, что передача сообщений по одной линии связи осуществляется посредством комбинирования временных каналов. Такой способ передачи информации позволяет наиболее полно использовать пропускную способность временных каналов. Общее число выдаваемых

сообщений при данном принципе передачи информации устанавливается следующей формулой:

$$M = 2^{S_t}, \tag{1-16}$$

где цифра 2 характеризует два состояния каждого временного канала «0» или «1», а S_t — число временных каналов.

Структурная схема системы передачи информации, построенной по комбинационно-распределительному принципу, приведена на рис. 1-25.

Из рисунка видно, что на РП передающее устройство содержит все элементы, которые были охарактеризованы применительно

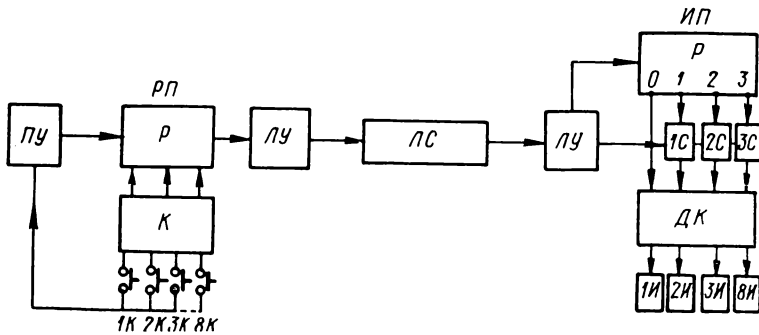


Рис. 1-25. Структурная схема системы, выполненной по комбинационно-распределительному принципу

к распределительному принципу, и имеет дополнительно комбинатор К, преобразующий передаваемые сообщения в комбинацию элементов кода (комбинацию временных каналов) и осуществляющий автоматический набор кодовой комбинации передаваемого сообщения на распределителе.

На ИП приемная схема также содержит все элементы, которые были охарактеризованы применительно к распределительному принципу, и имеет дополнительно декомбинатор ДК, обеспечивающий фиксацию и запоминание отдельно выявленных кодовых элементов и выявление сообщения по принятой комбинации элементов кода (комбинации временных каналов) в конце цикла работы устройства.

Для нормального функционирования такой схемы распределители РП и ИП должны работать синхронно и синфазно, а разрешение на выявление принятого сообщения выдается только после того, как приемный распределитель приходит в исходное (нулевое) состояние, в противном случае при использовании в особенности равнодступных кодов возможно выявление ложных сообщений.

Данный принцип передачи информации характеризуется следующими особенностями:

1. Этот принцип используется для передачи как малого, так и для передачи любого большого числа сообщений.

2. Рассматриваемый принцип дает возможность осуществить только одиночную передачу информации в пределах одного цикла работы устройства.

3. Комбинационно-распределительный принцип дает возможность более полно использовать пропускную способность временных каналов и тем самым обеспечить более быструю передачу информации, чем при распределительном принципе.

г) **Разделительный принцип.** Разделительный принцип характеризуется тем, что передача информации по одной линии связи осуществляется за счет частотного, кодового или параметрического уплотнения, при которых образуются параллельные каналы, либо

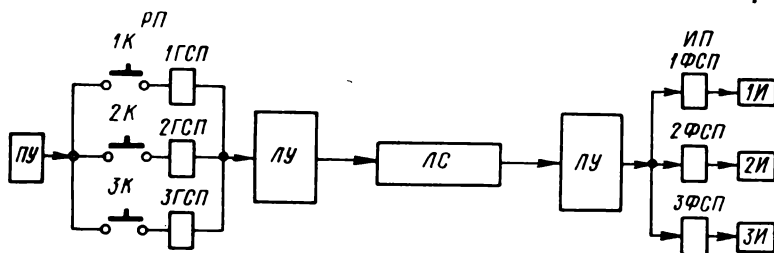


Рис. 1-26. Структурная схема системы, выполненной по разделительному принципу

за счет разделения передаваемых сообщений различными сигнальными признаками, имеющими несколько значений. Такой принцип передачи информации дает возможность обеспечить максимальное быстродействие, так как в данном случае сообщения передаются по одному временному каналу. Общее число выдаваемых сообщений при разделительном принципе устанавливается следующими формулами:

а) при передаче информации по параллельным каналам, образованным в результате частотного, кодового или параметрического уплотнения линии связи,

$$M = S_{n1} + S_{n2} + S_{n3}, \quad (1-17)$$

где S_{n1} , S_{n2} и S_{n3} — число параллельных каналов, образованных тем или иным видом уплотнения линии связи;

б) при разделении передаваемых сообщений различными сигнальными признаками, имеющими несколько значений,

$$M = K_1 + K_2 + K_3, \quad (1-18)$$

где K_1 , K_2 и K_3 — числа значений у различных сигнальных признаков.

Структурная схема системы передачи информации, построенной по разделительному принципу, приведена на рис. 1-26.

Из рисунка видно, что РП передающее устройство содержит пусковое устройство ПУ, обеспечивающее формирование одного временного канала и однократную выдачу сообщения; комплект генераторов сигнальных признаков 1ГСП, 2ГСП и 3ГСП, обеспечивающих формирование параллельных каналов или различных сигнальных признаков в зависимости от состояния ключей управления 1К, 2К и 3К, и линейное устройство ЛУ, обеспечивающие выдачу передаваемых сообщений в линию связи по параллельным каналам или разделенных различными сигнальными признаками.

На ИП приемная схема содержит: линейное устройство ЛУ, обеспечивающее прием сигнала из линии связи; комплект фильтров сигнальных признаков 1ФСП; 2ФСП и 3ФСП, обеспечивающих выявление сообщений, передаваемых по параллельным каналам или разделенных различными сигнальными признаками; исполнительные устройства, обеспечивающие фиксацию и запоминание принятых сообщений.

Разделительный принцип характеризуется следующими особенностями:

1. Этот принцип применяется для передачи небольшого числа сообщений, что обусловлено трудностями формирования большого числа сигнальных признаков и сложностью реализации большого числа параллельных каналов.

2. Рассматриваемый принцип обеспечивает при использовании параллельных каналов как одиночную, так и циркулярную передачу всех сообщений за один цикл работы устройства. При разделении передаваемых сообщений различными значениями одного типа сигнального признака, например временного, амплитудного, полярного и фазового, возможна только одиночная выдача сообщений.

д) Комбинационно-разделительный принцип. Комбинационно-разделительный принцип характеризуется тем, что передача сообщений по одной линии связи осуществляется посредством комбинирования параллельных каналов. Такой способ передачи информации дает возможность наиболее полно использовать пропускную способность параллельных каналов. Общее число выдаваемых сообщений при комбинационно-разделительном принципе устанавливается следующими формулами:

а) при передаче информации по параллельным каналам, образованным в результате частотного или кодового уплотнения линии связи,

$$M = 2^{S_n} - 1, \quad (1-19)$$

где S_n — число параллельных каналов; цифра 2 характеризует два состояния каждого параллельного канала и составляющая — 1 обусловлена невозможностью использования нулевого сочетания параллельных каналов как рабочей кодовой комбинации;

б) при передаче информации по параметрическим параллельным каналам, образованным путем сочетания различных сигнальных

признаков, например полярного, временного и амплитудного, которые дают возможность сформировать три параллельных канала,

$$M = 2^{S_n}, \quad (1-20)$$

где S_n — число параметрических параллельных каналов.

Структурная схема системы передачи информации, построенной по комбинационно-разделительному принципу, приведена на рис. 1-27.

Из рисунка видно, что на РП передающее устройство содержит все элементы, которые были охарактеризованы применительно к разделительному принципу, и имеет дополнительно комбинатор К, преобразующий передаваемое сообщение в комбинацию элементов кода (комбинацию параллельных каналов) и осуществляющий автоматический набор кодовой комбинации на разделителе.

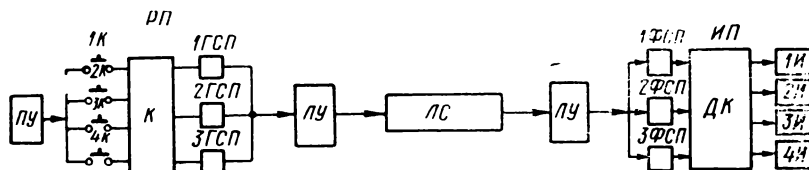


Рис. 1-27. Структурная схема системы, выполненной по комбинационно-разделительному принципу

На ИП приемная схема также содержит все элементы, которые были охарактеризованы применительно к разделительному принципу, и имеет дополнительно декомбинатор ДК, обеспечивающий фиксацию и запоминание отдельно заявленных кодовых элементов и выявление сообщения по принятой комбинации элементов кода (комбинации параллельных каналов).

Комбинационно-разделительный принцип характеризуется следующими особенностями:

1. Этот принцип получил применение для передачи относительно небольшого числа сообщений — порядка нескольких десятков. Ограничение числа передаваемых сообщений обусловлено трудностями и сложностью образования большого числа параллельных каналов.

2. Рассматриваемый принцип допускает только одиночную передачу сообщений.

3. Комбинационно-разделительный принцип дает возможность более полно использовать пропускную способность параллельных каналов и обеспечивает наибольшее быстродействие при передаче сообщений, так как использует только один временной канал.

е) Распределительно-разделительный принцип. Распределительно-разделительный принцип характеризуется тем, что передача информации по одной линии связи осуществляется путем использования временных и параллельных каналов или использования

временных каналов в сочетании с разделением передаваемых сообщений по различным сигнальным признакам. Общее число выдаваемых сообщений при распределительно-разделительном принципе устанавливается следующими формулами:

а) при передаче информации по временным и параллельным каналам

$$M = S_t S_n, \quad (1-21)$$

где S_t и S_n — соответственно число временных и параллельных каналов;

б) при использовании временных каналов и принципа разделения по различным сигнальным признакам

$$M = S_t (K_1 + K_2 + K_3 + \dots), \quad (1-22)$$

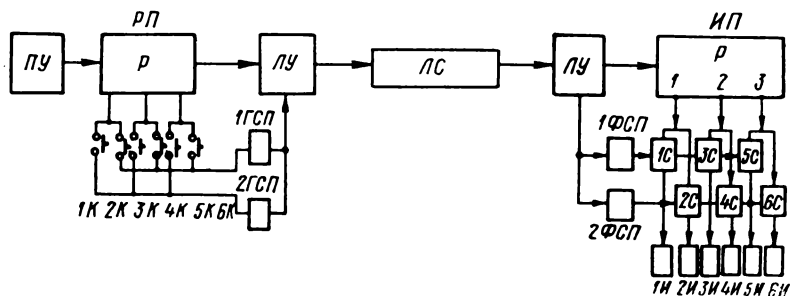


Рис. 1-28. Структурная схема системы, выполненной по распределительно-разделительному принципу

где K_1, K_2, K_3 — число значений трех различных сигнальных признаков.

Структурная схема системы передачи информации, построенной по распределительно-разделительному принципу, приведена на рис. 1-28.

Из рисунка видно, что эта схема состоит из элементов, которые были рассмотрены в предыдущих структурных схемах, и поэтому нет необходимости в подробном описании ее элементов. При рассмотрении работы этой схемы необходимо учесть особенности формирования временных и параллельных каналов, которые были изложены выше.

Распределительно-разделительный принцип характеризуется следующими особенностями:

1. Этот принцип используется при передаче относительно небольшого числа сообщений — порядка нескольких десятков. Причины ограничения числа передаваемых сообщений были изложены при рассмотрении распределительного и разделительного принципов.

2. Рассматриваемый принцип дает возможность осуществить одностороннюю и циркулярную передачу сообщений при использовании

временных и параллельных каналов и ограниченную циркулярность при использовании временных каналов в сочетании с разделением по сигнальным признакам.

ж) **Комбинационно-распределительно-разделительный принцип.** Комбинационно-распределительно-разделительный принцип характеризуется тем, что передача информации по одной линии связи осуществляется посредством комбинирования временных и параллельных каналов либо путем комбинирования временных каналов в сочетании с различными сигнальными признаками. Такой способ передачи информации дает возможность наиболее полно использовать пропускную способность временных и параллельных каналов и обеспечить достаточно высокие показатели быстродействия. Общее

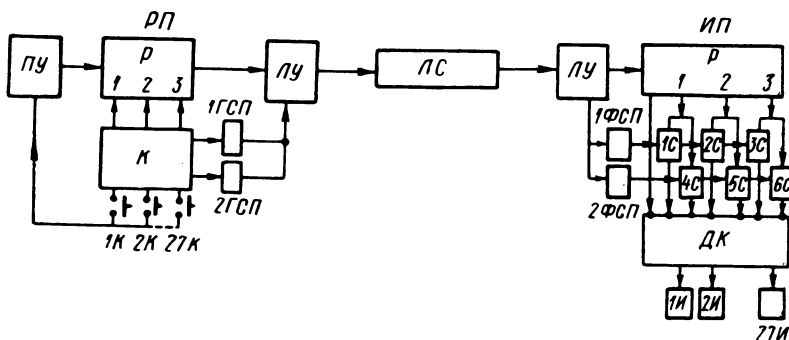


Рис. 1-29. Структурная схема системы, выполненной по комбинационно-распределительно-разделительному принципу

число выдаваемых сообщений при комбинационно-распределительно-разделительном принципе устанавливается следующими формулами:

а) при использовании временных и параллельных каналов

$$M = 2^{S_t S_n}, \quad (1-23)$$

где S_t и S_n — соответственно число временных и число параллельных каналов, цифра два характеризует два состояния каждого временного и параллельного канала;

б) при сочетании временных каналов с каким-либо сигнальным признаком, имеющим K значений,

$$M = K^{S_t}, \quad (1-24)$$

где K — число значений у данного сигнального признака (основание кода); S_t — число временных каналов (число элементов кода).

Структурная схема системы передачи информации, построенной по комбинационно-распределительному принципу, приведена на рис. 1-29.

Из рисунка видно, что структурная схема состоит из известных элементов, которые не требуют дополнительных пояснений.

Комбинационно-распределительно-разделительный принцип характеризуется следующими особенностями:

1. Этот принцип может быть применен для передачи как малого, так и любого большого числа сообщений.

2. Рассматриваемый принцип дает возможность осуществить только одиночную передачу информации в пределах одного цикла работы.

3. Комбинационно-распределительно-разделительный принцип дает возможность наиболее рационально использовать пропускную способность временных и параллельных каналов и обеспечить достаточно высокие показатели быстродействия.

1-8. Классификация кодов, используемых в цифровых системах передачи телемеханической информации

а) Классификация кодов. Прежде чем перейти к классификации кодов, сформулируем понятие «код». Под кодом мы условимся понимать совокупность (набор сигналов) кодовых комбинаций, образованных по определенному закону.

Применяемые в цифровых системах передачи телемеханической информации коды могут быть классифицированы по ряду основных признаков.

По структуре коды подразделяются на блочные и непрерывные. Под блочными понимают коды, у которых число символов n представляет собой конечное число. Блочные коды получили наиболее широкое применение в системах передачи телемеханической информации, поэтому в дальнейшем будет классифицироваться только эта разновидность кодов.

Под непрерывными понимают коды, у которых число символов n представляет собой бесконечное число. Передаваемые последовательности в них образуются путем размещения в определенном порядке проверочных символов между информационными. Непрерывные коды иногда называют цепными или рекуррентными. Они значительно реже применяются в телемеханических системах, поэтому в дальнейшем рассматриваться не будут.

В зависимости от способа введения избыточности блочные коды могут быть разделены на три группы: разделимые, неразделимые и каскадные.

В разделимых кодах положения информационных и проверочных символов четко разграничены, причем информационные символы входят в состав кодовой комбинации без изменения и размещаются в ней на определенных информационных позициях. Проверочные символы определяются по тем или иным правилам из информационных и размещаются на других проверочных позициях этой комбинации.

В неразделимых кодах элементы комбинации не подразделяются на информационные и проверочные.

Разделимые коды, в свою очередь, можно подразделить на систематические и несистематические.

Систематическими кодами называются такие, в которых сумма по mod 2 любых разрешенных комбинаций дает комбинацию этого же кода. Несистематические коды этим свойством не обладают. К их числу относятся коды с суммированием, получившие распространение в технике передачи данных.

Значительную группу среди делимых кодов образуют систематические, а среди них большую и важную подгруппу составляют различные типы циклических кодов.

Каскадные коды, в свою очередь, в зависимости от способа формирования каскадов подразделяются на коды с последовательным, параллельным и последовательно-параллельным формированием каскадов.

По способу использования элементарных сигналов коды подразделяются на равномерные и неравномерные.

Равномерные характеризуются тем, что число используемых элементарных сигналов n постоянно. В цифровых системах передачи телемеханической информации получили применение только равномерные коды.

Неравномерные характеризуются тем, что кодовые комбинации имеют переменное число символов, причем выбор комбинации с тем или иным числом элементов определяется статистическими свойствами подлежащего передаче сообщения. В телемеханических системах неравномерные коды получили ограниченное применение.

По помехоустойчивости и помехозащищенности коды подразделяются на коды с пассивной или активной помехоустойчивостью и на помехозащищенные.

Коды с пассивной помехоустойчивостью обеспечивают обнаружение ошибок, вызванных воздействием случайной помехи. Коды с активной помехоустойчивостью не только обнаруживают, но и исправляют эти ошибки.

Помехозащищенные коды обеспечивают активную и пассивную помехоустойчивость при воздействии организованной и случайной помехи и, кроме того, обладают скрытностью передачи. Помехозащищенные коды получили применение только в установках специального назначения. В дальнейшем они рассматривать не будут.

По способу передачи элементарных сигналов коды подразделяются на коды с последовательной, параллельной и с последовательно-параллельной передачей элементов.

По принципу синхронизации работы передающего и приемного устройства коды подразделяются на коды с шаговой, циклической, автономной синхронизацией и с самосинхронизацией.

Коды с шаговой синхронизацией характеризуются тем, что все элементы несут функцию синхронизации.

Коды с циклической (стартстопной) синхронизацией характеризуются тем, что только первый элемент несет функцию синхронизации, все же остальные несут только функции передачи информации.

Элементы кода с автономной синхронизацией несут только функцию передачи информации, а синхронизация осуществляется от автономно работающих устройств, корректируемых сигналами единой системы времени.

Коды с самосинхронизацией характеризуются тем, что при определенных способах введения избыточности или при использовании для декодирования определенных элементов можно осуществить эффект самосинхронизации.

По назначению коды могут быть подразделены на синхронизирующие, информационные и квитанционные или переспроса.

Синхронизирующие обеспечивают синхронизацию работы передающего и приемного устройства.

Информационные обеспечивают передачу сообщения и могут состоять из следующих частей: адресной (выбор группы объектов), объектной (выбор номера объекта) и исполнительной (характер команды — например, включить или выключить).

Квитанционные коды посылаются с места приема на место передачи при правильном приеме сообщения и служат для ограничения числа повторений в системах с дублированием. Коды переспроса (запроса) посылаются с места приема на место передачи при нарушениях правильного приема сообщения и вызывают повторную передачу сообщения.

б) Коды с последовательной передачей элементарных сигналов.

Рассмотрим более подробно коды с последовательной передачей элементов, использующие различные принципы синхронизации работы передающих и приемных устройств.

Параметрические коды (с шаговой синхронизацией). К ним относятся коды с последовательной передачей элементарных сигналов, у которых все элементы выполняют функцию синхронизации, а функцию передачи информации несут элементы с переменными параметрами.

Переменные параметры элементарных сигналов будем называть сигнальными признаками. В зависимости от типа используемых сигнальных признаков можно рассматривать следующие типы параметрических кодов: временные, полярные, амплитудные, частотные, кодо-импульсные и числовые.

Временные коды подразделяются на время-интервальные, время-импульсные и время-импульсно-интервальные. Все эти три разновидности приведены на рис. 1-30.

На рис. 1-30, а показан время-интервальный код, у которого изменяется длительность интервала между импульсами ($t_p = \text{var}$), а все остальные параметры: длительность импульса t_i , число импульсов i и число пауз p , постоянны. На рис. 1-30, б показан время-

импульсный код, у которого изменяется длительность импульса, а все остальные параметры постоянны. На рис. 1-30, в показан время-импульсно-интервальный код, у которого изменяется длительность импульсов и интервалов.

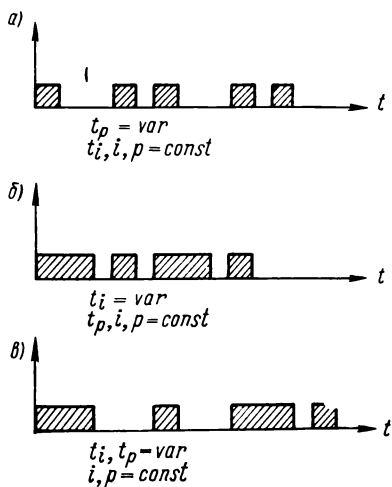


Рис. 1-30. Временные импульсные коды

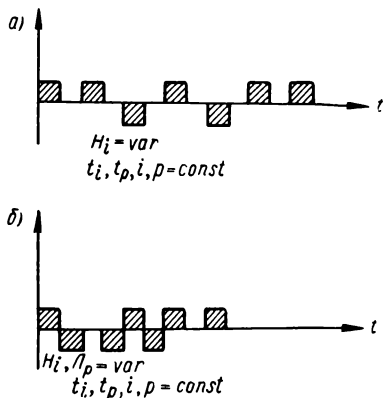


Рис. 1-31. Полярно-импульсные коды

Полярно-импульсные коды могут быть подразделены на простые полярно-импульсные (рис. 1-31, а) и полярно-импульсные со сменой сигнальных признаков (рис. 1-31, б). Полярно-

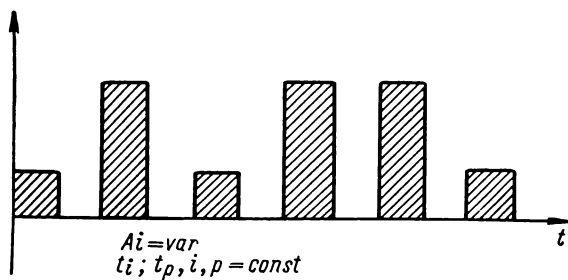


Рис. 1-32. Амплитудно-импульсный код

импульсный код со сменой сигнальных признаков дает возможность более эффективно использовать линию связи, так как все элементы несут функцию передачи информации, в том числе и за счет смены местоположения паузы — локации паузы (J_p).

Амплитудно-импульсный код приведен на рис. 1-32. В этом коде функцию передачи информации несут элементы, у которых изменяется амплитудный сигнальный признак.

Ч а с т о т н о - и м п у л ь с н ы е коды представляют многочисленную группу. Рассмотрим их две разновидности — простой частотный код (рис. 1-33, а) и частотный код со сменой сигнальных признаков (рис. 1-33, б). В них переменными параметрами является частотное заполнение импульса f_i .

Особенностью кода со сменой сигнальных признаков является отсутствие пауз между импульсами и использование у соседних

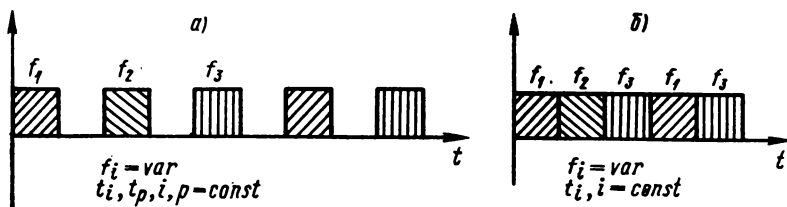


Рис. 1-33. Частотно-импульсные коды

импульсов различных частот, т. е. смены частотного сигнального признака.

К о д о - и м п у л ь с н ы й код характеризуется использованием кодового сигнального признака K_k . В качестве кодового сигналь-

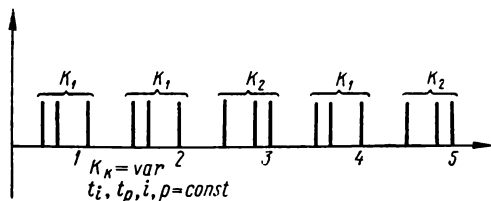


Рис. 1-34. Кодо-импульсный код

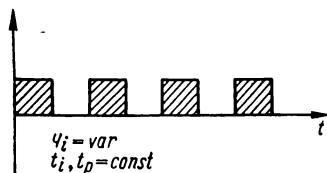


Рис. 1-35. Число-импульсный код

ного признака используются два вторичных (защитных) кода (рис. 1-34). Применение вторичных кодов в качестве сигнальных признаков дает возможность получить более высокие показатели помехоустойчивости (см. гл. 7).

Ч и с л о - и м п у л ь с н ы е коды в качестве сигнального признака используют переменное число импульсов Q_i (рис. 1-35). Этот тип получил широкое применение в автоматической телефонии и в некоторых системах телеуправления и телеизмерения.

П о з и ц и о н н ы е коды (с циклической синхронизацией). К позиционным относятся коды с последовательной передачей элементов, у которых только первый элемент — пусковой (стартовый, опорный, маркерный) — несет функцию синхронизации. Все остальные элементы несут функцию передачи информации.

В позиционных кодах пусковой элемент осуществляет синхронизацию на полный цикл работы системы, поэтому такого типа системы будем называть системами с циклической (стартстопной) синхронизацией. В зависимости от вида используемых сигнальных признаков можно рассматривать несколько типов позиционных кодов.

Двоичный позиционный код (рис. 1-36) имеет пусковой элемент, не равный и не кратный длительности рабо-

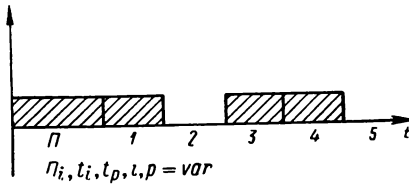


Рис. 1-36. Двоичный позиционный код

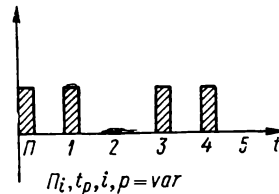


Рис. 1-37. Двоичный позиционно-импульсный код

чих элементов. Такой код характеризуется следующими переменными параметрами: позицией импульса Π_i , длительностью импульса t_i , длительностью паузы t_p , числом импульсов i и числом пауз p .

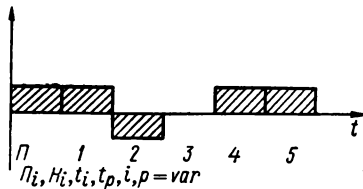


Рис. 1-38. Троичный позиционно-полярный код

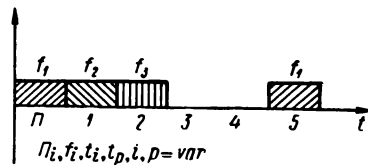


Рис. 1-39. Позиционно-частотный код

В отличие от параметрических кодов в позиционных все параметры, характеризующие код, являются переменными.

Двоичный позиционно-импульсный код (рис. 1-37) в отличие от позиционного осуществляет передачу короткими импульсами постоянной длительности с большой мощностью в каждом импульсе.

Троичный позиционно-полярный код (рис. 1-38) содержит элементы, каждый из которых может иметь три состояния: отсутствие импульса — «0», импульс положительного знака — «1» и импульс отрицательного знака — «2». У этой разновидности позиционного кода, кроме указанных выше переменных параметров, будет переменной полярность импульса H_i .

Позиционно-частотный код (рис. 1-39) характерен элементами, каждый из которых может быть заполнен различными частотными сигнальными признаками f_i . Приведенный на

рис. 1-39 код заполняется тремя частотами и поэтому будет четверичным позиционно-частотным.

Позиционно-импульсный код с вторичным защитным кодированием (рис. 1-40) имеет вторично закодированные элементы основного (первичного) кода. Вторичное кодирование повышает помехоустойчивость. Пусковой элемент кодируется четырех-

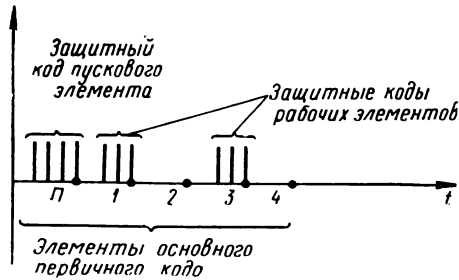


Рис. 1-40. Позиционно-импульсный код с защитным кодированием

нет — «0», первый защитный код K_1 — «1» и второй защитный код K_2 — «2», поэтому в данном случае имеем трюичный позиционно-кодо-импульсный код.

импульсным защитным кодом, а рабочие элементы — трех-импульсным.

Позиционно-кодо-импульсный код (рис. 1-41) характерен тем, что все его рабочие элементы закодированы двумя различными защитными кодами, а пусковой элемент — четырехимпульсным защитным.

Каждый рабочий элемент основного кода имеет три состояния: защитного кода

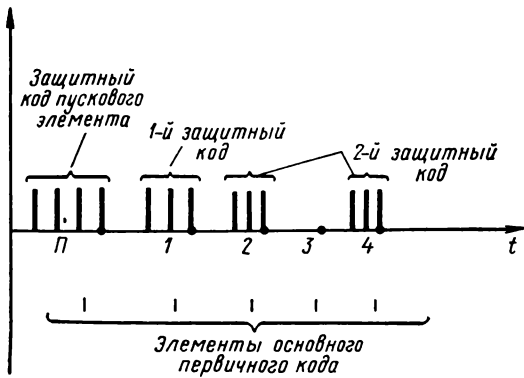


Рис. 1-41. Позиционно-кодо-импульсный код

Позиционные коды с автономной синхронизацией появились в связи с применением единой системы времени. В таких системах передача информации может осуществляться с помощью позиционных кодов, у которых нет пускового элемента. Синхронизация осуществляется от местных синхронизируемых генераторов, корректируемых от единой системы времени.

Самосинхронизирующиеся позиционно-импульсные коды (рис. 1-42) формируются и выявляются

с помощью динамических запоминающих устройств, обеспечивающих самосинхронизацию при выявлении кода.

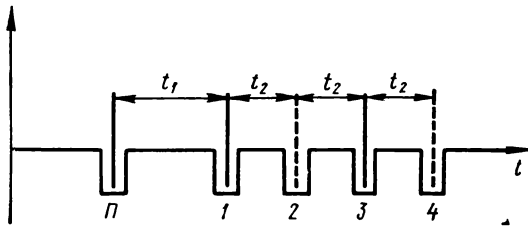


Рис. 1-42. Самосинхронизирующийся позиционно-импульсный код: π , 1, 2, 3, 4 — временные окна, формируемые ДЗУ приемной схемы

в) Коды с параллельной передачей элементарных сигналов. Указанные коды подразделяются на следующие виды.

Коды с передачей сигналов по частотным каналам. При использовании частотных сигнальных признаков возможно формирование частотных параллельных каналов. В этом случае каждый частот-

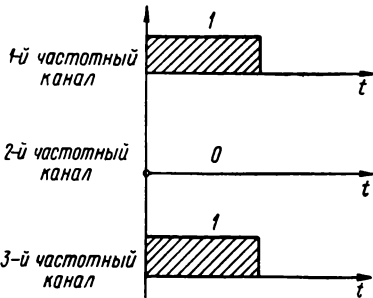


Рис. 1-43. Код с тремя параллельными частотными каналами

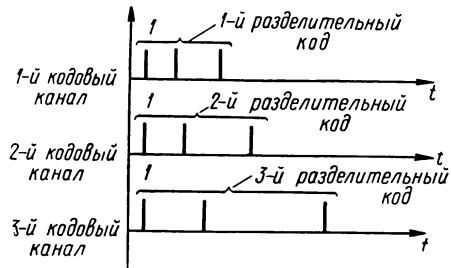


Рис. 1-44. Код с передачей информации по трем кодовым каналам

ный канал имеет два состояния: частота данного частотного канала выдается — «1», частота данного частотного канала не выдается — «0».

На рис. 1-43 показана передача информации по трем частотным каналам.

Коды с передачей сигналов по кодовым каналам. Используя кодовые сигнальные признаки, можно формировать кодовые каналы. В этом случае также каждый кодовый канал имеет два состояния.

На рис. 1-44 показана передача информации по трем кодовым каналам.

Коды с передачей сигналов по каналам с разнотипными сигнальными признаками. Используя, например, три различных типа сигнальных признаков (полярный, временной и амплитудный), можно

сформировать три параллельных канала: полярный с двумя состояниями (+, -), временной с двумя значениями длительности и амплитудный с двумя значениями амплитуды.

На рис. 1-45 показана передача информации по каналам, сформированным тремя различными сигнальными признаками.

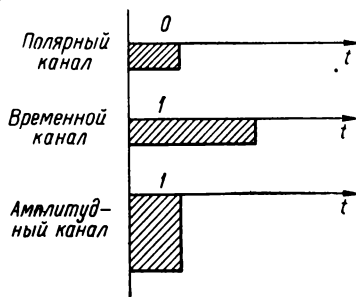


Рис. 1-45. Передача информации по каналам, сформированным тремя различными сигнальными признаками

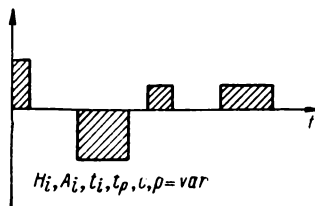
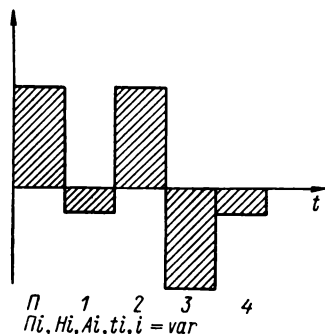


Рис. 1-46. Комбинированный параметрический код

г) Коды с последовательно-параллельной передачей элементарных сигналов. Рассмотрим ниже некоторые разновидности названных кодов.

Комбинированные параметрические коды. При одновременном использовании в параметрических кодах нескольких типов сигнальных признаков передача информации будет осуществляться как по временным, так и по параллельным каналам.



На рис. 1-46 приведен комбинированный параметрический код, у которого передача информации осуществляется по трем параллельным и по семи временным каналам.

Комбинированный позиционный код. При использовании в позиционных ко-

Рис. 1-47. Комбинированный позиционный код

дах нескольких типов сигнальных признаков передача информации может осуществляться как по параллельным каналам, так и по временным.

На рис. 1-47 приведен комбинированный позиционный код, у которого информация передается по двум параллельным и четырем временным каналам.

ОБЩИЕ СООБРАЖЕНИЯ ПО ОЦЕНКЕ И ОБЕСПЕЧЕНИЮ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ ЦИФРОВЫХ СИСТЕМ ПЕРЕДАЧИ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ

2-1. Типы помех и их характеристика

а) **Классификация помех.** Помехи по природе возникновения подразделяются на случайные и специально организованные. Ниже будут рассмотрены только случайные помехи, которые в свою очередь подразделяются на флуктуационные и случайные импульсные. Кроме того, различают еще помехи синусоидального типа, состоящие из одного или конечного числа синусоидальных колебаний.

Флуктуационная (шумовая) помеха характеризуется тем, что переходные процессы от воздействия отдельных выбросов в приемном устройстве накладываются друг на друга в большом количестве. Характерной особенностью этого типа помехи также является отсутствие выбросов, превышающих основной уровень более чем в 3 — 4 раза. Это является причиной того, что флуктуационную помеху называют гладкой шумовой помехой.

Случайная импульсная помеха характеризуется тем, что переходные процессы от воздействия отдельных импульсов в приемном устройстве не накладываются друг на друга. В общем случае хаотическая импульсная помеха представляет последовательность импульсов произвольной формы со случайными по величине амплитудой, длительностью и моментом появления.

По причине возникновения помехи подразделяются на активные и пассивные. Под активными помехами понимают такие, которые возникают от какого-либо источника электромагнитных колебаний. Под пассивными понимают помехи, которые возникают в результате изменения условий передачи сообщения по линии связи. Наиболее ярким примером такой помехи является эффект замирания, имеющий место при передаче информации по радиолинии, работающей на коротких волнах.

В зависимости от источника возникновения случайные помехи подразделяются на промышленные, атмосферные и космические.

Промышленные (индустриальные) помехи создаются в результате работы различных электрических установок. В первую очередь эти помехи связаны с коммутационными процессами, сопровождающимися искрообразованием, например работой контакторов при включении и отключении двигателей, участков электросети, электросварочных аппаратов, трамвая, троллейбуса, электропоездов и автотранспорта. Индустриальные помехи также возникают от работы разнообразных высокочастотных установок для закалки и плавки металла и от работы различной медицинской аппаратуры.

В многоканальных системах передачи информации из-за несовершенства аппаратуры, формирующей каналы, возникают перекрестные помехи. При малом числе каналов они обладают свойствами, присущими передаваемым сигналам, а при большом числе каналов приближаются к флуктуационным.

Атмосферные помехи вызываются в основном молниевыми разрядами. Каждый разряд молнии создает мощный импульс электромагнитных колебаний, энергия которого распределена в широком спектре частот. Разряды происходят хаотически во времени и одновременно во многих участках атмосферы, поэтому они носят случайный характер. По структуре эти помехи нельзя отнести ни к чисто флуктуационным, ни к чисто импульсным. Атмосферные помехи могут возникать также за счет электризации частиц, находящихся в атмосфере, при трениях их друг о друга и о поверхность антенны.

Космические помехи — это помехи, связанные с радиоизлучением солнца, планет и мерцанием звезд. Космические помехи проявляются главным образом в сантиметровом диапазоне радиоволн.

Основная энергия как промышленных, так и атмосферных помех сосредоточена в низкочастотной части спектра, т. е. в диапазоне длинных и средних волн. Однако в ряде случаев их мешающее действие проявляется и в диапазоне метровых волн.

Помехи в радиoliniях исследованы довольно обстоятельно благодаря работам, проводимым в радиовещании, радиолокации и телевидении. Этот материал в большой мере может быть использован и для телемеханики.

Помехи в кабельных линиях связи обусловлены различного рода наводками и часто носят флуктуационный характер. Уровень их заметно падает с ростом частоты и имеет относительно малую величину (несколько милливольт в полосе 5 кГц).

В воздушных проводных линиях связи помехи появляются за счет наводок от воздействия линий высокого напряжения, от работы мощных радиостанций и других электроустановок. Кроме того, помехи проникают в телемеханическую аппаратуру через питающую сеть.

Относительно высокий уровень помех существует в каналах телемеханики на высоковольтных линиях электропередачи. В телемеханических каналах на ЛЭП помеха возникает за счет коронирования проводов и коммутационных процессов на линиях. Уровень помехи зависит от значения несущей частоты, величины напряжения 50 Гц и в значительной степени от погоды. Так, например, на линии электропередачи 220 кВ при среднем уровне помех 100 мВ (в полосе 5 кГц) в дождливую погоду уровень помехи повышается до 200 мВ, а в сильную грозу достигает значения 1 в. Характер помех на ЛЭП флуктуационный, однако их интенсивность меняется синхронно с частотой 50 Гц.

В линиях электропередачи постоянного тока помехи связаны с плохой фильтрацией промышленной частоты в многофазных ртут-

ных выпрямителях. Гармонические составляющие промышленной частоты 50 гц создают уровень помех порядка десятков милливольт. В таких линиях при движении электротранспорта создаются мощные импульсные помехи в момент нарушения контакта между проводом и пантографом. Спектр помех здесь может достигать нескольких мегагерц.

Значительный интерес для телемеханики представляют силовые кабельные сети напряжением 380 в — 35 кв, используемые в качестве линий связи. Эти сети благодаря своей повсеместности и разветвленности начинают применяться в качестве каналов телемеханики и телефонной связи в ряде отраслей народного хозяйства. К сетям такого типа подключено большое число разнообразных электроустановок, создающих высокий уровень помех. Наибольшие помехи возникают при работе сварочных аппаратов в сети 380 в. В полосе 10 кгц в диапазоне 30—80 кгц всплески помех от сварки достигают сотен милливольт. Несколько меньший уровень импульсных помех создается при включении и выключении мощных электродвигателей и других коммутационных процессах. Характерной особенностью помех в силовых сетях также является уменьшение их уровня с ростом частоты.

б) Флуктуационная помеха и ее характеристика. Флуктуационная помеха представляет собой случайный во времени процесс, названный большим числом кратковременных нерегулярных импульсных воздействий со случайной амплитудой. Импульсы следуют столь часто, что переходные процессы в приемнике накладываются друг на друга, образуя непрерывный случайный процесс.

Основные параметры флуктуационной помехи описываются законами распределения мгновенных значений напряжений и фазы колебаний.

Большое значение при исследовании помех имеет нормальный закон распределения, плотность вероятности для которого записывается в виде

$$p(x) = \frac{1}{\sigma \sqrt{2\pi}} e^{-\frac{(x-a)^2}{2\sigma^2}} \quad (2-1)$$

и зависит всего лишь от двух параметров: σ и a , где a — математическое ожидание; σ — среднеквадратичное отклонение величины x .

В статистической теории случайных процессов доказывается, что нормальный закон распределения получается всегда при наложении большого числа независимых воздействий. Так, например, этому закону подчиняются флуктуации тока, обусловленные неравномерностью эмиссии электронов с катода электровакуумных ламп или хаотическим тепловым движением электронов в проводниках. Даже распределение суммы большого числа независимых синусоидальных напряжений приближается к нормальному.

Большинство флуктуационных помех в линиях связи имеет нормальное распределение амплитуд, так как представляет собой

наложение большого числа хаотических независимых импульсов. Кривая плотности вероятностей амплитуд нормального распределения приведена на рис. 2-1.

Теоретически принято считать, что флуктуационная помеха имеет неограниченный спектр и коэффициент корреляции, равный нулю для любого $\tau > 0$. Однако практический спектр помехи конечен и зависит в основном от полосы пропускания канала связи F_k .

Фаза колебаний помехи является случайной величиной, она имеет равномерное распределение вероятностей в интервале $0 - 2\pi$ с плотностью

$$p(\theta) = \frac{1}{2\pi}.$$

В отличие от импульсной помехи максимальное значение амплитуды флуктуационной помехи не превосходит $(3 \div 4)\sigma$. Нормальный закон достаточно точно описывает случайные процессы в линии связи, вызванные серией коротких импульсов.

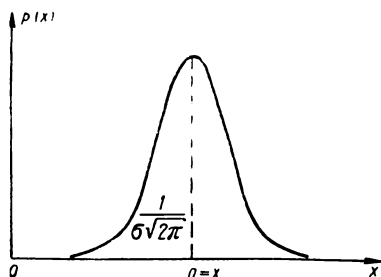


Рис. 2-1. Кривая плотности вероятностей амплитуд нормального распределения

Шумовая помеха сравнительно просто статистически исследуется, и в правильно рассчитанных системах ошибки, вызванные воздействием флуктуационной помехи, можно сделать достаточно маловероятными.

в) Случайная импульсная помеха и ее характеристика. Случайная импульсная помеха характеризуется тем, что в приемном устройстве переходные процессы от воздействия отдельных импульсов не накладываются друг на друга. Часто случайная импульсная помеха называется хаотической импульсной помехой (ХИП). Такое название этого вида помехи обусловлено тем, что импульсы имеют хаотическое распределение во времени. Как уже отмечалось, в общем виде хаотическая импульсная помеха может состоять из импульсов различной длительности и амплитуды. Приемные устройства в подавляющем числе случаев представляют собой пороговые схемы, имеющие порог срабатывания по длительности и амплитуде. Поэтому на выходе такой схемы могут выдаваться импульсы по длительности и амплитуде не меньше полезного сигнала. В дальнейшем мы будем считать импульсы помехи постоянными по амплитуде, а их длительности того же порядка, что и импульсы полезного сигнала. Считая среднюю скважность хаотической импульсной помехи $Q = 1/f_{c.п} t$, где $f_{c.п}$ — средняя частота появления импульсов помехи, значительно больше единицы. Можно принять для вероятности появления n импульсов ХИП в интервале дли-

тельности t распределение Пуассона:

$$P_{(n)} = \frac{(f_{c. п} t)^n}{n!} e^{-f_{c. п} t}. \quad (2-2)$$

В зависимости от типа используемых линий связи средняя частота случайной импульсной помехи может изменяться в значительных пределах: от нескольких десятков импульсов в секунду для проводных линий и радиолиний длинноволнового диапазона до нескольких десятков тысяч импульсов в секунду для радиолиний сверхвысокочастотного диапазона.

Из рассмотренных разновидностей случайной помехи наибольшую опасность представляет такая, которая, благодаря равенству параметров полезных сигналов и мешающих импульсов, может наиболее эффективно воздействовать не декодирующее устройство, нарушая его нормальную работу.

Борьба с хаотической импульсной помехой может быть весьма эффективной даже при большой средней частоте. В правильно рассчитанных системах ошибки, вызываемые воздействием случайной импульсной помехи, можно сделать весьма маловероятным событием.

г) **Синусоидальные помехи и их характеристика.** Этот вид помехи представляет собой электрические синусоидальные колебания с медленно меняющимися фазой, частотой, амплитудой и длительностью. Спектр их занимает узкую полосу, поэтому синусоидальные помехи называют сосредоточенными. Источником синусоидальных помех являются обычно наводки от соседних линий или каналов связи.

2-2. Вероятностные критерии оценки помехоустойчивости систем передачи информации

Одной из важнейших проблем теории передачи сообщений является проблема безошибочной (помехоустойчивой) передачи информации. Известно, что уменьшение избыточности сигнала увеличивает эффективность системы передачи информации, но при этом ухудшается помехоустойчивость. Проблемы эффективности и помехоустойчивости передачи информации находятся во взаимном противоречии. Всякое повышение помехоустойчивости передачи информации связано с увеличением избыточности сигнала, т. е. сопряжено с понижением эффективности. В дальнейшем это положение будет подтверждено рядом конкретных примеров.

При таком положении возникает задача нахождения приемлемого компромисса между требованиями высокой эффективности, для удовлетворения которых необходимо всячески сокращать объем сигнала, с требованиями необходимой помехоустойчивости, для удовлетворения которых следует увеличивать объем сигнала. Рассматривая вопросы безошибочной передачи информации, будем полагать, что система действует исправно и вопросы надежности

элементов системы не рассматриваются. Таким образом, общая характеристика системы передачи информации сводится к двум показателям: эффективности и помехоустойчивости. Для оценки эффективности обычно используют показатель в виде удельной содержательности сигнала.

Теперь необходимо ввести количественную меру помехоустойчивости, которая определяется как безошибочная работа системы передачи информации при заданной помехе и при технической исправности системы. Предельно допустимую помехоустойчивость будем называть потенциальной помехоустойчивостью.

Помехоустойчивость характеризует степень соответствия между принятым и переданным сообщениями при условии воздействия помехи. Несоответствие между принятыми и переданными сообщениями обусловлено влиянием помехи и выражается в ошибках в принятом сообщении. Так как ошибка, обусловленная помехой, является событием случайным, то верность — отсутствие ошибки — должно, естественно, оцениваться вероятностным показателем, т. е. вероятностью правильного приема. Если вероятность ошибки p_o , то вероятность правильного приема (достоверность приема) будет

$$p_{пр} = 1 - p_o. \quad (2-3)$$

Вероятность ошибки, в свою очередь,

$$p_o = p_{з. о} + p_{т}, \quad (2-4)$$

где $p_{з. о}$ — вероятность защитного отказа; $p_{т}$ — вероятность трансформации.

Под защитным отказом будем понимать способность системы передачи информации обнаружить ошибки, вызванные воздействием помехи, и обеспечить невыполнение искаженной информации. Под трансформацией понимается преобразование под воздействием помехи одного сообщения в другое.

В качестве меры верности можно взять вероятность прохождения $p_{пр}$, либо любую возрастающую функцию этой вероятности. Во всякой правильно спроектированной системе вероятность ошибки p_o мала и выражается десятичной дробью вида:

$$p_o = 10^{-s_0},$$

где s_0 имеет значение от 3—5 и выше. Поэтому за количественную меру верности принятого сигнала переданному удобно взять следующую функцию (убывающую функцию вероятности ошибки или, что то же самое, возрастающую функцию правильного приема):

$$s_0 = \lg \frac{1}{p_o} = \lg \frac{1}{1 - p_{пр}}. \quad (2-5)$$

Определенная таким образом мера верности, или просто верность, выражается положительным числом обычно целым и в пределах первого десятка.

2-3. Понятие «кодовый переход» и зависимость свойств кодов от значений d , s и r

Одним из важных методов борьбы с помехами является использование избыточных кодов. Рассмотрим прежде всего понятие избыточность кода. Под избыточностью кода будем понимать отношение максимального числа кодовых комбинаций при заданном числе элементов n и основании кода K к рабочему числу кодовых комбинаций при тех же условиях:

$$R_k = \frac{M_n}{M_m} = \frac{M_m + M_k}{M_m} = 1 + \frac{M_k}{M_m}, \quad (2-6)$$

где R_k — коэффициент, характеризующий избыточность кода; M_n — максимальное число кодовых комбинаций; M_m — рабочее число кодовых комбинаций, или кодовые комбинации, несущие функцию передачи информации; M_k — нерабочие кодовые комбинации, или кодовые комбинации, несущие контрольные функции.

Для избыточных кодов коэффициент R_k всегда будет больше единицы.

Введем для оценки свойств кодов по обнаружению и исправлению ошибок понятие число кодовых переходов. Под числом кодовых переходов d будем понимать «расстояние» между любыми двумя кодовыми комбинациями (только для двоичных кодов это соответствует числу разрядов, которыми отличаются любые две кодовые комбинации), а через r и s — кратность, соответственно, обнаруживаемой и исправляемой ошибок. Принимая во внимание, что для различения двух кодовых комбинаций $d_{\min} = 1$, а для обнаружения каждой ошибки требуется дополнительная единица и, соответственно, для исправления каждой ошибки две дополнительные единицы, можно написать

$$d = r + s + 1, \quad (2-7)$$

причем $r \geq s$.

Свойства кодов по обнаружению и исправлению ошибок поясняются табл. 2-1.

Таблица 2-1

d	r	s	Свойство кодов
1	0	0	Отличает одну кодовую комбинацию от другой
2	1	0	Обнаруживает одну ошибку
3	1	1	Обнаруживает и исправляет одну ошибку
	2	0	Обнаруживает две ошибки

d	r	s	Свойство кодов
4	2	1	Обнаруживает две ошибки и исправляет одну
	3	0	Обнаруживает три ошибки
5	2	2	Обнаруживает и исправляет две ошибки
	3	1	Обнаруживает три ошибки и исправляет одну
	4	0	Обнаруживает четыре ошибки и т. д.

2-4. Избыточное кодирование при передаче информации двоичными кодами

а) Двоичный код на все сочетания ($d = 1$, $r = 0$ и $s = 0$). Число кодовых комбинаций этого кода определится по формуле:

$$M = 2^n, \quad (2-8)$$

а его избыточность $R_k = 1$.

б) Двоичный код на некоторые сочетания, обнаруживающий одну ошибку ($d = 2$, $r = 1$ и $s = 0$). Известно, что выражение (2-8) можно представить в виде следующего конечного ряда:

$$M = 2^n = \binom{n}{0} + \binom{n}{1} + \binom{n}{2} + \dots + \binom{n}{n}. \quad (2-9)$$

Если в выражении (2-9) отобрать только комбинации на четные сочетания как рабочие кодовые комбинации, то их число составит половину от общего числа комбинаций, т. е. можно написать

$$M = \binom{n}{0} + \binom{n}{2} + \binom{n}{4} + \dots = \frac{2^n}{2} = 2^{n-1}. \quad (2-10)$$

В этом случае комбинации нечетных сочетаний составят группу нерабочих (запрещенных) кодовых комбинаций. При возникновении одной ошибки в рабочих кодовых комбинациях они преобразуются в нерабочие (запрещенные) кодовые комбинации. Это обстоятельство при правильной реализации декодирующих устройств позволяет обнаружить любую одиночную ошибку и обеспечить защитный отказ. Избыточность такого кода можно определить, воспользовавшись формулой (2-6):

$$R_k = 1 + \frac{2^n - 2^{n-1}}{2^{n-1}} = 2. \quad (2-11)$$

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций двоичного кода $n = 4$, $d = 2$, $r = 1$ и $s = 0$ и определить его избыточность.

В общем виде $n = m + k$, где n — общее число элементов кода; m — число элементов кода, обеспечивающих передачу информации; k — число элементов кода, несущих контрольную функцию. Применительно к этому коду можно написать $M = 2^{n-1}$, где $n - 1 = m$, отсюда $k = 1$. Для заданного условия находим число кодовых комбинаций $M = 2^{4-1} = \binom{4}{0} + \binom{4}{1} + \binom{4}{2} + \binom{4}{3} + \binom{4}{4} = 8$.

Избыточность такого кода, как это устанавливается формулой (2-11), будет равна двум.

Кодовые комбинации для такого кода можно составить следующим образом. Напишем прежде всего кодовые комбинации для $m = 3$ информационных элементов:

$\underbrace{m = 3}_{k = 1}$		
0	0	— 0
0	1	— 1
1	0	— 2
1	1	— 3
0	0	— 4
0	1	— 5
1	0	— 6
1	1	— 7

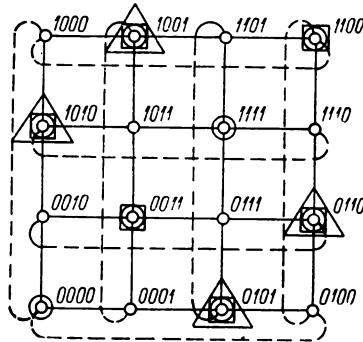


Рис. 2-2. Граф — геометрическая модель четырехэлементного двоичного кода

и введем дополнительный контрольный элемент, на котором запишем число, полученное в результате проверки на четность. В итоге получим кодовые комбинации, которые находятся на расстоянии двух кодовых переходов друг от друга.

Наглядное представление о свойствах этого кода дает геометрическая модель — граф четырехэлементного двоичного кода, который приведен на рис. 2-2.

На нем двойными кружочками показаны рабочие кодовые комбинации, и из графа видно, что они все действительно находятся на расстоянии двух кодовых переходов друг от друга.

в) Двоичный код на одно сочетание, обнаруживающий любую одиночную ошибку и ряд однотипных ошибок ($d_{\text{мин}} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$). Если из выражения (2-10) отобрать комбинации на одно сочетание, то формула для таких кодовых комбинаций запишется:

$$M = \binom{n}{n_n}, \quad (2-12)$$

где n_n — число избирающих элементов кода.

Число кодовых комбинаций может быть вычислено по следующей известной формуле:

$$M = \frac{n(n-1)(n-2) \dots [n-(n_n-1)]}{1 \cdot 2 \cdot 3 \dots n_n}.$$

Если числитель и знаменатель умножить на выражение $1 \cdot 2 \cdot 3 \dots (n - n_n)$, то

$$M = \frac{1 \cdot 2 \cdot 3 \dots (n - n_n) [n - (n_n - 1)] \dots (n - 2)(n - 1)n}{1 \cdot 2 \cdot 3 \dots n_n \cdot 1 \cdot 2 \cdot 3 \dots (n - n_n)} = \frac{n!}{n_n! (n - n_n)!}. \quad (2-13)$$

Максимальное число комбинаций получим при $n_n = n/2$ (n четное) или при $n_n = (n \pm 1)/2$ (n нечетное).

Двоичный код на одно сочетание, кроме обнаружения любой одиночной ошибки, дает возможность обнаружить несколько однотипных ошибок. Так, кодовые комбинации на одно сочетание дают возможность обнаружить $n - n_n$ ошибок при появлении дополнительных элементов и n_n ошибок при уничтожении избирающих элементов кода. Ясно, что двойную ошибку, вызванную появлением одного дополнительного элемента с одновременным подавлением одного избирающего элемента, код, использующий комбинации на одно сочетание, не обнаруживает. Такое искажение вызывает трансформацию переданного сообщения.

Избыточность этого кода будет

$$R_k = 1 + \frac{2^n - \binom{n}{n_n}}{\binom{n}{n_n}}. \quad (2-14)$$

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций двоичного кода на одно сочетание $n = 4$, $d_{\min} = 2$, $r_{\min} = 1$, $s = 0$ и определить его избыточность.

Число кодовых комбинаций определяется по формуле (2-13):

$$n_n = \frac{n}{2} = \frac{4}{2} = 2; \quad M = \frac{4!}{(4-2)! 2!} = 6.$$

Получим следующие кодовые комбинации:

0	0	1	1	—	1
0	1	0	1	—	2
0	1	1	0	—	3
1	0	0	1	—	4
1	0	1	0	—	5
1	1	0	0	—	6

Избыточность рассматриваемого кода можно определить по формуле (2-14):

$$R_k = 1 + \frac{2^n - \binom{n}{n_i}}{\binom{n}{n_i}} = 2,66.$$

На геометрической модели (рис. 2-2) эти кодовые комбинации обведены квадратами. Из графа видно, что кодовые комбинации находятся на расстоянии $d_{\text{мин}} = 2$. При $n - n_i$ однотипных ошибках воспроизведения и n_i ошибках стирания получим кодовые комбинации 0000 и 1111, которые для этого кода являются нерабочими и поэтому могут быть обнаружены.

г) **Двоичный корреляционный код (двоичный код с защитой двоекными элементами).** Число кодовых комбинаций в этом коде определяется по формуле:

$$M = 2^{\frac{n}{2}}. \quad (2-15)$$

Особенностью этого кода является использование удвоенного числа кодовых элементов. Для значения 0 и 1 обычного двоичного кода элементы коррелированного кода запишутся следующим образом:

$$\begin{array}{cc} 0 & 1 \\ \swarrow \quad \searrow & \swarrow \quad \searrow \\ 0 & 1 & 1 & 0 \end{array} \quad \begin{array}{l} \text{— элементы первичного двоичного кода;} \\ \text{— элементы двоичного корреляционного кода.} \end{array}$$

Такая замена элементов двоичного избыточного кодовыми комбинациями двухэлементного двоичного кода с $d = 2$ означает переход к двум каскадам кодирования.

Двоичный корреляционный код обнаруживает любую единичную ошибку и ряд однотипных ошибок, связанных с появлением нескольких дополнительных элементов на нулевых позициях и вызванных несколькими подавлениями на позициях с токовым сигнальным признаком.

Избыточность такого кода будет

$$R_k = 1 + \frac{2^n - 2^{\frac{n}{2}}}{2^{\frac{n}{2}}} = 2^{\frac{n}{2}}, \quad (2-16)$$

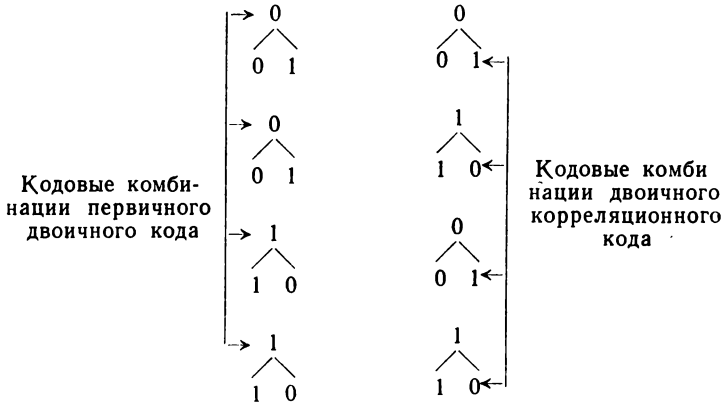
т. е. избыточность будет возрастать как показательная функция с увеличением значения n .

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций двоичного корреляционного кода $n = 4$, $d_{\text{мин}} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$ и определить его избыточность.

Число кодовых комбинаций определим по формуле (2-15):

$$M = 2^{\frac{4}{2}} = 4.$$

При этом получим следующие кодовые комбинации:



На геометрической модели (рис. 2-2) кодовые комбинации такого кода обведены треугольниками. Из графа видно, что кодовые комбинации имеют минимальное кодовое расстояние $d_{\min} = 2$.

Избыточность рассматриваемого кода определим по формуле (2-16):

$$R_k = 2^{\frac{4}{2}} = 4.$$

д) Двоичный код, обнаруживающий и исправляющий одну ошибку ($r = 1$ и $s = 1$) или обнаруживающий две ошибки ($r = 2$ и $s = 0$) при $d = 3$. Этот код был в 1950 г. предложен Р. В. Хэммингом.

Пусть из общего числа позиций n для передачи информации используются m позиций. Будем считать m фиксированным. Остальные $k = n - m$ позиций используем в качестве проверочных. Символы, посылаемые с этих k позиций, определяются при кодировании путем проверки на четность (нечетность) каждой из проверяемых k групп информационных символов. Введем теперь понятие о проверочном числе. Под этим числом будем понимать результаты следующих записей k проверок на четность (или нечетность), записанных в двоичной системе. Если результат проверки показывает четность, то записывается 0, если же результат проверки показывает нечетность, то записывается 1. Запись k проверок производится в следующем порядке:

k -я	3-я	2-я	1-я
0	0	1	0
четность	четность	нечетность	четность

Полученная запись является записью проверочного числа.

Предъявим проверочному числу требования, чтобы оно показывало m ошибок на информационных позициях и k ошибок на контрольных позициях и отсутствие ошибки. Так как проверочное

число записывается в двоичной системе, то будет справедливо следующее неравенство:

$$2^k \geq m + k + 1. \quad (2-17)$$

Учитывая, что $n = m + k$, можем написать

$$2^n = 2^{m+k} = 2^m 2^k,$$

а отсюда

$$2^m = \frac{2^n}{2^k}. \quad (2-18)$$

Подставив в выражение (2-18) значение 2^k из формулы (2-17), получим формулу, по которой устанавливается число кодовых комбинаций для кода:

$$M = 2^m \leq \frac{2^n}{n : 1}. \quad (2-19)$$

Пользуясь формулой (2-19), составим табл. 2-2 значений n , m и k .

Определим теперь место проверочных позиций и порядок k проверок. Если в кодовой комбинации ошибок нет, то проверочное число содержит только нули. Наличие в низшем разряде 1 означает, что в результате первой проверки обнаружена ошибка. Рассматривая таблицу перевода двоичных чисел в десятичные, выпишем в виде отдельных столбцов двоичные числа с единицей в первом разряде, во втором разряде, в третьем разряде и т. д. В итоге получим:

Таблица 2-2

n	m	k
1	0	1
2	0	2
3	1	2
4	1	3
5	2	3
6	3	3
7	4	3
8	4	4
9	5	4
10	6	4
11	7	4
12	8	4
13	9	4
14	10	4

и т. д.

1-я проверка	2-я проверка	3-я проверка	4-я проверка
1-0001	2-0010	4-0100	8-1000
3-0011	3-0011	5-0101	9-1001
5-0101	6-0110	6-0110	10-1010
7-0111	7-0111	7-0111	11-1011
9-1001	10-1010	12-1100	12-1100

и т. д.

Из приведенной записи виден порядок 1, 2, 3 и 4-й проверок. Остается решить, какие позиции в коде целесообразно использовать для передачи информации и какие — для проверки. Выберем для проверки позиции 1, 2, 4, 8, так как они встречаются только в одной проверяемой группе сигналов. В итоге может быть составлена таблица проверок (табл. 2-3).

Избыточность данного кода можно определить по формуле:

$$R_k = 1 + \frac{2^n - 2^m}{2^m} = 2^k. \quad (2-20)$$

Таблица 2-3

Порядковый номер проверки	Проверочная позиция	Проверяемая позиция
1	1	1, 3, 5, 7, 9, 11, 13, 15, 17
2	2	2, 3, 6, 7, 10, 11, 14, 15, 18
3	4	4, 5, 6, 7, 12, 13, 14, 15, 20
4	8	8, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 24

Пример. Выполним расчет кода с $d = 3$ и $M = 8$. Рассматриваемый код может обнаружить и исправить одну ошибку либо обнаружить две ошибки ($r = 1$ и $s = 1$ или $r = 2$ и $s = 0$).

Из табл. 2-2 устанавливаем: $n = 6$, $m = 3$ и $k = 3$. Составим теперь таблицу, в которой подчеркнуты позиции, выполняющие контрольные функции, а на рабочих позициях запишем 8 кодовых комбинаций двоичного неизбыточного кода. Выполнив 1, 2 и 3-ю проверки в соответствии с табл. 2-3, получим табл. 2-4.

Таблица 2-4

Позиция						Десятичный эквивалент
<u>1</u>	<u>2</u>	3	<u>4</u>	5	6	
0	0	0	0	0	0	0
0	1	0	1	0	1	1
1	0	0	1	1	0	2
1	1	0	0	1	1	3
1	1	1	0	0	0	4
1	0	1	1	0	1	5
0	1	1	1	1	0	6
0	0	1	0	1	1	7

Таблица 2-5

Позиция						Десятичный эквивалент
<u>1</u>	<u>2</u>	3	<u>4</u>	5	<u>6</u>	
0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	1	1	1	1
1	1	1	0	0	1	2
0	1	1	1	1	0	3

Примеры одиночной ошибки

1-я кодовая комбинация	Проверочное число	Результат проверки
<u>1 2 3 4 5 6</u>		
0 1 0 1 0 1	0 0 0	Ошибок нет
0 1 (1) 1 0 1	0 1 1	Ошибка на третьей позиции
0 1 0 (0) 0 1	1 0 0	» » четвертой позиции

Примеры двух ошибок

1-я кодовая комбинация	Проверочное число	Результат проверки
<u>1 2 3 4 5 6</u>		
0 1 0 1 0 1	0 0 0	Ошибки нет
0 1 (1) 1 (1) 1	1 1 0	Проверочное число неправильно показывает ошибку на 6-й позиции

0 1 1 1 1 0	Результат коррекции по неправильному проверочному числу дает трансформацию 1-й команды в 6-ю команду	
1-я кодовая комбинация	Проверочное число	Результат проверки
<u>1 2 3 4 5 6</u>		
0 1 0 1 0 1	0 0 0	Ошибки нет
0 1 0 (0) 0 (0)	0 1 0	Проверочное число неправильно показывает ошибку на 2-й позиции
0 0 0 0 0 0	Результат коррекции по неправильному проверочному числу дает трансформацию 1-й команды в 0-ю команду	

Из приведенных примеров видно, что только при одиночной ошибке возможно ее исправление; при двух ошибках неправильная коррекция приводит к трансформации принятых сообщений.

Избыточность рассматриваемого кода определим по формуле (2-20):

$$R_k = 2^k = 2^3 = 8.$$

е) Двоичный код, обнаруживающий две ошибки и исправляющий одну ($r = 2$ и $s = 1$) или обнаруживающий три ошибки ($r = 3$ и $s = 0$) при $d = 4$. Для получения $d = 4$ в коде с $d = 3$ необходимо ввести еще одну дополнительную проверку на четность, т. е. $n = m + k + 1$. Отсюда $n - 1 = m + k$, которое подставим в формулу (2-19) и получим

$$M = 2^m \leq \frac{2^{n-1}}{n}. \quad (2-21)$$

Избыточность кода для этого случая определится по формуле (2-20).

Пример. Рассчитать код при $d = 4$ и $M = 4$. Расчет такого кода начинаем с расчета кода при $d = 3$, а затем введем дополнительный элемент для дополнительной проверки на четность. Из табл. 2-2 устанавливаем, что $n = 5$, $m = 2$ и $k = 3$ для кода $d = 3$. Составим табл. 2-5 кодовых комбинаций, в которой предусмотрим дополнительный 6-й элемент для проверки на общую четность.

Примеры одиночной ошибки

1-я кодовая комбинация	Проверка на общую четность	Проверочное число	Результат проверки
<u>1 2 3 4 5 6</u>			
1 0 0 1 1 1	0	0 0 0	Ошибки нет
1 0 0 (0) 1 1	1	1 0 0	Ошибка на 4-й позиции
1 0 0 1 1 (0)	1	0 0 0	Ошибка на 6-й позиции

Примеры двух ошибок

1-я кодовая комбинация						Проверка на общую четность	Проверочное число	Результат проверки
1	2	3	4	5	6			
1	0	0	1	1	1	0	0 0 0	Ошибки нет
1	0	0	(0)	(0)	1	0	0 0 1	Проверочное число неправильно показывает ошибку на 1-й позиции
0	0	0	0	0	1	Результат коррекции по неправильно проверочному числу не дает трансформации команды		

1-я кодовая комбинация						Проверка на общую четность	Проверочное число	Результат проверки
1	2	3	4	5	6			
1	0	0	1	1	1	0	0 0 0	Ошибки нет
1	0	0	(0)	1	(0)	0	1 0 0	Проверочное число неправильно показывает ошибку на 5-й позиции
1	0	0	0	0	0	Результат коррекции по неправильно проверочному числу не дает трансформации команды		

Избыточность рассчитанного кода определим по формуле (2-20):

$$R_k = 2^{k+1} = 2^4 = 16.$$

ж) Двоичный код, обнаруживающий и исправляющий любое число ошибок. Для избыточного двоичного кода при $s = r = 1$ число кодовых комбинаций определялось по формуле (2-19):

$$M = 2^m \leq \frac{2^n}{1+n}.$$

Эту формулу можно переписать в следующем виде:

$$M = 2^m \leq \frac{2^n}{\binom{n}{0} + \binom{n}{1}},$$

где $\binom{n}{1} = \binom{n}{s=1}$.

Отсюда можно написать общую формулу для любого значения s , которая будет иметь следующий вид:

$$M = 2^m \leq \frac{2^n}{\binom{n}{0} + \binom{n}{1} + \binom{n}{2} + \dots + \binom{n}{s}}$$

или

$$M = 2^m \leq \frac{2^n}{\sum_{i=0}^{i=s} \binom{n}{s_i}}. \quad (2-22)$$

Пользуясь формулой (2-22), составим таблицу значений n , m и s . Для простоты записи обозначив через

$$A = \frac{2^n}{\sum_{i=0}^{i=s} \binom{n}{s_i}},$$

получим табл. 2-6.

Таблица 2-6

n	$s = 1$		$s = 2$		$s = 3$		$s = 4$		$s = 5$		$s = 6$		$s = 7$	
	A	m	A	m	A	m	A	m	A	m	A	m	A	m
3	2,0	1												
4	3,2	1												
5	5,3	2	2,0	1										
6	9,1	3	2,9	1										
7	16,0	4	4,4	2	2,0	1								
8	28,4	4	6,9	2	2,8	1								
9	51,2	5	11,1	3	3,9	1	2,0	1						
10	93,1	6	18,3	4	5,8	2	2,7	1						
11	170,7	7	30,6	4	8,8	3	3,6	1	2,0	1				
12	315,8	8	51,8	5	13,7	3	5,2	2	2,6	1				
13	585,2	9	89,0	6	21,6	4	7,5	2	3,4	1	2,0	1		
14	1092,3	10	154,4	7	34,9	5	11,1	3	4,7	2	2,5	1		
15	2048,0	11	270,8	8	76,8	6	16,8	4	6,6	2	3,3	1	2,0	1

Необходимо заметить, что реализация кодов с большими значениями s встречает значительные трудности.

Пример. Рассмотрим пример для двоичного кода с $d = 7$, $s = 3$, $r = 3$ и $M = 2$.

Из табл. 2-6 устанавливаем, что $n = 7$, $m = 1$, $k = 6$. По формуле (2-22), получаем

$$M = 2^m \leq \frac{2^n}{\sum_{i=0}^{i=s} \binom{n}{s_i}} = \frac{2^7}{\binom{7}{0} + \binom{7}{1} + \binom{7}{2} + \binom{7}{3}} = 2.$$

Для такого кода могут быть взяты следующие кодовые комбинации:

1	2	3	4	5	6	7
0	1	0	1	0	1	0—1
1	0	1	0	1	0	1—2

Эти кодовые комбинации, как это видно, отличаются, в семи разрядах, поэтому $d = 7$. Избыточность для принятого кода будет

$$R_K = 2^k = 2^6 = 64.$$

2-5. Избыточное кодирование при передаче информации троичными кодами

а) Троичный код на все сочетания ($d = 1, r = 0, s = 0$). Число кодовых комбинаций такого кода определяется по формуле:

$$M = 3^n, \quad (2-23)$$

а его избыточность $R_K = 1$.

б) Троичный код, обнаруживающий одну ошибку ($d = 2, r = 1$ и $s = 0$). Выражение (2-23) можно записать в виде следующего конечного ряда:

$$M = 3^n = (2_T + 1_0)^n = 1 + \binom{n}{1} 2_T^2 + \dots + \binom{n}{n-1} 2_T^{n-1} + 2_T^n,$$

где 2_T — два значения токового сигнального признака; 1_0 — одно значение нулевого сигнального признака.

Из приведенного выше конечного ряда отберем четные сочетания, которые будем считать рабочими кодовыми комбинациями, а нечетные сочетания — нерабочими запрещенными кодовыми комбинациями. В итоге можем написать следующие формулы:

при n четном

$$M = 1 + \binom{n}{2} 2_T^2 + \binom{n}{4} 2_T^4 + \dots + \binom{n}{n-2} 2_T^{n-2} + 2_T^n; \quad (2-24)$$

при n нечетном

$$M = 1 + \binom{n}{2} 2_T^2 + \binom{n}{4} 2_T^4 + \dots + \binom{n}{n-1} 2_T^{n-1}. \quad (2-25)$$

в) Троичный код, обнаруживающий одну и ряд однотипных ошибок ($d = 2, r = 1, s = 0$). Если из выражения (2-24) отобрать один из средних членов или последний член, то можно получить следующие формулы:

$$M = \binom{n}{n_i} 2_T^{n_i}; \quad (2-26)$$

$$M = 2_T^n. \quad (2-27)$$

Пример 1. Составить таблицу кодовых комбинаций троичного кода $d = 2, n = 3$ и определить его избыточность ($r = 1, s = 0$). Число кодовых

комбинаций такого кода определяется по формуле (2-25):

$$M = 1 + \binom{n}{2} 2_T^n = 1 + \binom{3}{2} 2_T^2 = 13.$$

Получим следующие кодовые комбинации:

0	0	0—1	1	1	0—8
0	1	1—2	1	2	0—9
0	1	2—3	2	0	1—10
0	2	1—4	2	0	2—11
0	2	2—5	2	1	0—12
1	0	1—6	2	2	0—13
1	0	2—7			

Избыточность этого кода будет

$$R_k = 1 + \frac{M_k}{M_m} = 1 + \frac{14}{13} = 2,07.$$

Пример 2. Составить таблицу кодовых комбинаций трюичного кода с $d_{\min} = 2$, $n = 3$ и определить его избыточность ($r = 1$, $s = 0$). Число кодовых комбинаций такого кода определится по формуле (2-26):

$$M = \binom{n}{n_i} 2_T^{n_i} = \binom{3}{2} 2_T^2 = 12.$$

Получим следующие кодовые комбинации:

0	1	1—1	1	1	0—7
0	1	2—2	1	2	0—8
0	2	1—3	2	0	1—9
0	2	2—4	2	0	2—10
1	0	1—5	2	1	0—11
1	0	2—6	2	2	0—12

Избыточность кода будет

$$R_k = 1 + \frac{M_k}{M_m} = 1 + \frac{15}{12} = 2,25.$$

Пример 3. Составить таблицу кодовых комбинаций трюичного кода со сменой сигнальных признаков с $d_{\min} = 2$ при $n = 6$, $n_T = 4$ и $n_0 = 2$ и определить его избыточность ($r = 1$, $s = 0$). Число кодовых комбинаций такого кода определяется по формуле:

$$M = \binom{n_T - 1}{n_0} 2_T^{n_0 + 1} = \binom{4 - 1}{2} 2_T^{2 + 1} = 24, \quad (2-28)$$

где n_T — число элементов с токовыми сигнальными признаками 1 или 2; n_0 — число элементов с нулевым сигнальным признаком.

Получим следующие кодовые комбинации:

1	0	1	2	0	1	—1	2	0	1	2	0	1	—9	1	2	0	1	0	1	—17
1	0	1	2	0	2	—2	2	0	1	2	0	2	—10	1	2	0	1	0	2	—18
1	0	2	1	0	1	—3	2	0	2	1	0	1	—11	1	2	0	2	0	1	—19
1	0	2	1	0	2	—4	2	0	2	1	0	2	—12	1	2	0	2	0	2	—20
1	0	1	0	2	1	—5	2	0	1	0	2	1	—13	2	1	0	1	0	1	—21

1 0 1 0 1 2 —6	2 0 1 0 1 2 —14	2 1 0 1 0 2 —22
1 0 2 0 2 1 —7	2 0 2 0 2 1 —15	2 1 0 2 0 1 —23
1 0 2 0 1 2 —8	2 0 2 0 1 2 —16	2 1 0 2 0 2 —24

Избыточность кода будет

$$R_k = 1 + \frac{M_k}{M_m} = 1 + \frac{705}{24} = 30,4.$$

Пример 4. Составить таблицу кодовых комбинаций троичного кода без нулевого сигнального признака с $d_{\min} = 2$, $n = 3$ и определить его избыточность ($r = 1$, $s = 0$). Число кодовых комбинаций рассматриваемого кода определится по формуле (2-27):

$$M = 2_T^n = 2_3^3 = 8.$$

Получим следующие кодовые комбинации:

1 1 1 —1	2 1 1 —5
1 1 2 —2	2 1 2 —6
1 2 1 —3	2 2 1 —7
1 2 2 —4	2 2 2 —8

Избыточность кода будет

$$R_k = 1 + \frac{M_k}{M_m} = 1 + \frac{19}{8} = 3,3.$$

Рассмотрим кодовые комбинации для примеров 1, 2 и 4 на геометрической модели троичного кода (рис. 1-8). Из графа троичного кода видно, что все условия по числу кодовых переходов для указанных выше примеров полностью выполняются.

г) Троичный код, обнаруживающий две ошибки и исправляющий одну или обнаруживающий три ошибки ($d_{\min} = 4$, $r = 2$, $s = 1$ или $r = 3$, $s = 0$). Выражение (2-27) можно записать в виде следующего конечного ряда:

$$M = 2_T^n = \binom{n}{0} + \binom{n}{1} + \binom{n}{2} + \dots + \binom{n}{n-1} + \binom{n}{n}.$$

Если из этого ряда использовать только четные сочетания как рабочие, а нечетные сочетания полагать как запрещенные, то можно написать

$$M = \binom{n}{0} + \binom{n}{2} + \binom{n}{4} + \dots = \frac{2_T^n}{2} = 2_T^{n-1}. \quad (2-29)$$

Эти кодовые комбинации будут иметь $d_{\min} = 4$, так как они получены в результате второго отбора кодовых комбинаций, определяемых выражением 2_T^n с $d_{\min} = 2$.

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций троичного кода без нулевого сигнального признака с $d_{\min} = 4$, $n = 3$ и определить его избыточность ($r = 3$, $s = 0$ или $r = 2$ и $s = 1$). Число комбинаций такого кода определяется по формуле (2-29):

$$M = 2_T^{n-1} = 2_3^{3-1} = \binom{3}{0}_1 + \binom{3}{2}_1 = 4.$$

Можно записать следующие равноценные кодовые комбинации:

2	2	2		1	2	2
2	1	1		2	1	2
1	2	1	~	2	2	1
1	1	2		1	1	1

Для анализа свойств этого кода разобьем первую кодовую группу трюичного кода на два двоичных кода:

0	0	0	2	2	2	—1	2	2	2
0	1	1	2	1	1	—2	2	0	0
1	0	1	1	2	1	—3	0	2	0
1	1	0	1	1	2	—4	0	0	2

В результате разбиения образовалось два двоичных кода, обеспечивающих обнаружение любой одиночной ошибки. Применяя для выявления каждого двоичного кода отдельные декомбинаторные схемы, соединив выходные цепи обоих декомбинаторов параллельно и используя необходимые логические цепи запрета, можно полностью реализовать свойство трюичного корректирующегося кода, обнаруживающего две ошибки и исправляющего одну.

Избыточность этого кода будет

$$R_k = 1 + \frac{3^n - 2_r^{n-1}}{2_r^{n-1}} = 1 + \frac{27 - 4}{4} = 6,7.$$

д) Трюичный код, обнаруживающий три ошибки и исправляющий две или обнаруживающий пять ошибок ($d = 6$, $r = 3$ и $s = 2$ или $r = 5$ и $s = 0$). Число рабочих кодовых комбинаций для этого кода можно определить, пользуясь неравенством (2-19), заменив в нем 2^n на 2_r^n и 2^m на 2_r^m , так как замена нулевого сигнального признака вторым токовым сигнальным признаком дает удвоение числа кодовых переходов между кодовыми комбинациями.

Таким образом, число рабочих кодовых комбинаций для данного типа кода может быть определено по формуле:

$$M = 2_r^m \leq \frac{2_r^n}{n + 1}. \quad (2-30)$$

Расчет комбинаций этого кода можно произвести, пользуясь методом, рассмотренным в § 2-4, применительно к коду Хэмминга.

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций для трюичного кода при $M = 8$, $d = 6$. Из табл. 2-2 находим значения $n = 6$, $m = 3$ и $k = 3$. Составляем таблицу кодовых комбинаций для двоичного кода с $d = 3$, а затем заменяем нулевой сигнальный признак вторым токовым сигнальным признаком и в итоге получим табл. 2-7. В этой таблице приведены кодовые комбинации трюичного кода с $d = 6$.

е) Троичный код, обнаруживающий четыре ошибки и исправляющий три или обнаруживающий семь ошибок ($d = 8, r = 4,$

Таблица 2-7

Позиция						Десятич- ный экви- валент
1	2	3	4	5	6	
2	2	2	2	2	2	0
2	1	2	1	2	1	1
1	2	2	1	1	2	2
1	1	2	2	1	1	3
1	1	1	2	2	2	4
1	2	1	1	2	1	5
2	1	1	1	1	2	6
2	2	1	2	1	1	7

Таблица 2-8

Позиции						Десятич- ный экви- валент
1	2	3	4	5	6	
2	2	2	2	2	2	0
1	2	2	1	1	1	1
1	1	1	2	2	1	2
2	1	1	1	1	2	3

$s = 3$ или $r = 7, s = 0$). По аналогии с вышеизложенным число рабочих кодовых комбинаций можно определить неравенством (2-21), заменив в нем 2^{n-1} на 2_T^{n-1} и 2_T^m на 2_T^m .

Таким образом, число рабочих кодовых комбинаций данного кода может быть определено по формуле:

$$M = 2_T^m \leq \frac{2_T^{n-1}}{n}. \quad (2-31)$$

Расчет такого кода производят методом, рассмотренным в п. 2-4 применительно к коду Хэмминга.

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций для троичного кода при $M = 4$ и $d = 8$. Из табл. 2-2 находим значения $n = 6, m = 2, k = 3 + 1$. Составляем таблицу кодовых комбинаций двоичного кода с $d = 3$, вводим дополнительную проверку на общую четность, а затем заменяем нулевой сигнальный признак вторым токовым сигнальным признаком и в итоге получаем табл. 2-8 кодовых комбинаций троичного кода с $d = 8$.

Для рассмотрения свойств этого кода разобьем кодовые комбинации троичного кода на два двоичных кода

0 0 0 0 0 0	2 2 2 2 2 2	—1	2 2 2 2 2 2		0 0 0 0 0 0
1 0 0 1 1 1	1 2 2 1 1 1	—2	0 2 2 0 0 0	«Не»	2 0 0 2 2 2
1 1 1 0 0 1	1 1 1 2 2 1	—3	0 0 0 2 2 0		2 2 2 0 0 2
0 1 1 1 1 0	2 1 1 1 1 2	—4	2 0 0 0 0 2		0 2 2 2 2 0

В результате разбиения и с помощью элемента «НЕ» образовались два одинаковых двоичных кода, обеспечивающих обнаружение двух и исправление одной ошибки. Применив для выявления каждого двоичного кода отдельные декомбинаторные схемы, соединив их выходные цепи параллельно и предусмотрев пороговую защиту от одновременного срабатывания нескольких исполнительных элементов, можно в большой степени реализовать свойства троичного кода с $d = 8$. Предлагаемый способ дает возможность

обнаружить и исправить все варианты одной и двух ошибок, большинство вариантов трех ошибок. Исключения составляют тройные ошибки, возникающие в одном из двоичных кодов, которые с помощью пороговой защиты дают защитный отказ. Этот способ позволяет также обнаружить все варианты четырех ошибок.

2-6. Избыточное кодирование при передаче информации кодами с основанием $K > 3$

а) Код с основанием $K > 3$ на все сочетания ($d = 1, r = 0, s = 0$). Число кодовых комбинаций такого кода определится по формуле:

$$M = K^n, \quad (2-32)$$

а его избыточность будет $R_k = 1$.

б) Код с основанием $K > 3$ на некоторые сочетания, обнаруживающий одну ошибку ($d = 2, r = 1, s = 0$). Выражение (2-32) можно записать в виде следующего конечного ряда:

$$M = K^n = (K_T + 1_0)^n = 1 + \binom{n}{1} K_T^1 + \binom{n}{2} K_T^2 + \dots \\ \dots + \binom{n}{n-1} K_T^{n-1} + K_T^n.$$

Если из этого ряда отберем только четные сочетания как рабочие комбинации, то получим формулу числа кодовых комбинаций для кода с $d = 2$:

при n четном

$$M = 1 + \binom{n}{2} K_T^2 + \binom{n}{4} K_T^4 + \dots + K_T^n; \quad (2-33)$$

при n нечетном

$$M = 1 + \binom{n}{2} K_T^2 + \binom{n}{4} K_T^4 + \dots + \binom{n}{n-1} K_T^{n-1}. \quad (2-34)$$

Избыточность такого кода можно определить, воспользовавшись формулой (2-6).

в) Код с основанием $K > 3$ на одно сочетание, обнаруживающий одну ошибку и ряд однотипных ошибок ($d = 2, r = 1, s = 0$). Если из выражения (2-33) отобрать один из средних членов или последний член, можно получить следующие формулы:

$$M = \binom{n}{n_i} K_T^{n_i}; \quad (2-35)$$

$$M = K_T^n. \quad (2-36)$$

Пример 1. Составить таблицу кодовых комбинаций для четверичного кода при $K = 4, n = 2$ и $d = 1$. Число кодовых комбинаций определим по формуле (2-32): $M = K^n = 4^2 = 16$.

Получим следующие кодовые комбинации:

00—0	10—4	20— 8	30—12
01—1	11—5	21— 9	31—13
02—2	12—6	22—10	32—14
03—3	13—7	23—11	33—15

Эти кодовые комбинации могут быть рассмотрены на геометрической модели четверичного кода (см. рис. 1-9).

Пример 2. Составить таблицу кодовых комбинаций для четверичного кода при $K = 4$, $n = 2$, $d = 2$, $r = 1$ и $s = 0$. Число кодовых комбинаций определяется по формуле (2-33):

$$M = 1 + \binom{n}{2} K_T^2 + \binom{n}{4} K_T^4 + \dots + \binom{n}{n-1} K_T^{n-1} + K_T^n = \\ = 1 + \binom{2}{2} 3_T^2 = 10.$$

Получим следующие кодовые комбинации:

00—1	22—6
11—2	23—7
12—3	31—8
13—4	32—9
21—5	33—10

Рассмотрев эти кодовые комбинации на геометрической модели (рис. 1-9), можно убедиться, что они действительно находятся на расстоянии $d = 2$.

Избыточность данного кода

$$R_K = 1 + \frac{4^2 - 10}{10} = 1,6.$$

Пример 3. Составить таблицу кодовых комбинаций для четверичного кода без нулевого сигнального признака при $d_{\text{мин}} = 2$, $K = 4$, $n = 2$, $r = 1$, $s = 0$. Число кодовых комбинаций определяем по формуле (2-36):

$$M = K_T^n = 3_T^2 = 9.$$

Получим следующие кодовые комбинации:

11—1	21—4	31—7
12—2	22—5	32—8
13—3	23—6	33—9

Избыточность рассматриваемого кода

$$R_K = 1 + \frac{4^2 - 9}{9} = 1,7.$$

г) Код с основанием $K > 3$, обнаруживающий две ошибки и исправляющий одну или обнаруживающий три ошибки ($d_{\text{мин}} = 4$, $r = 2$, $s = 1$ или $r = 3$, $s = 0$). Число кодовых комбинаций в та-

ких кодах по аналогии с троичным кодом с $d_{\min} = 4$ можно определить по формуле:

$$M = K_T^{n-1}. \quad (2-37)$$

Принцип построения такого кода состоит в следующем. Прежде всего составляют кодовые комбинации для кода на все сочетания с основанием системы счисления $K = K_T$. Затем значение кодового элемента на контрольной позиции находят из условия:

$$k_n = \sum_{i=1}^{i=m} k_i, \quad (2-38)$$

где k_n — значение кодового элемента на позиции n , т. е. на контрольной позиции. Сложение производят по модулю K .

В полученных кодовых комбинациях с нулевым сигнальным признаком заменяют нулевой сигнальный признак следующим по порядку значением токового сигнального признака.

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций четверичного кода при $d_{\min} = 4$, $n = 2$, $K_T = 3$, $r = 2$, $s = 1$ или $r = 3$, $s = 0$. Число кодовых комбинаций определяется по формуле (2-37):

$$M = K_T^{n-1} = 3^{2-1} = 3.$$

В соответствии с правилами, указанными выше, получим следующие кодовые комбинации при $K = 3$ и $K_T = 3$:

$m = 1$	$K = 3$	$k = 1$	$m = 1$	$K_T = 3$	$k = 1$
0		0	3		3
1		1	1		1
2		2	2		2

В окончательном виде кодовая комбинация при $K_T = 3$ переписется в следующем виде и к ней можно приписать следующие равноценные кодовые комбинации:

11	12	13
22	~ 23	~ 21
33	31	32

Эти равноценные кодовые комбинации, как это видно из геометрической модели четверичного кода (рис. 1-9), находятся на расстоянии $d = 4$.

Если из кодового множества, определяемого выражением (2-37), отобрать кодовые комбинации, использующие одно сочетание по сигнальным признакам, то можно будет дополнительно обеспечить обнаружение ряда однотипных ошибок и значительно упростить схемную реализацию декодирующего устройства для такого кода.

Отбор кодовых комбинаций с обнаружением двух ошибок и исправлением одной может производиться по формуле:

$$M = \binom{n}{i}_1 \binom{n-i}{j}_2 \cdots \binom{n-i-j-\dots-\gamma}{\delta}_{k-2}, \quad (2-39)$$

где $i, j, \dots, \delta, \gamma$ — число избирающих признаков по значению сигнального признака и при выполнении условия, что $i + j + \dots + \delta + \gamma \leq n - 1$.

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций четверичного кода при $d_{\min} = 4$, $K_T = 3$ и $M = 12$. Можно написать

$$M = \binom{n}{\frac{n}{2}}_1 \binom{\frac{n}{2}}{\frac{n}{4}}_2.$$

При $i = 2$, $j = 1$ и $n = 4$ находим

$$M = \binom{4}{2}_1 \binom{2}{1}_2 = 12.$$

Кодовые комбинации такого кода будут следующие:

1 1 2 3 —1	1 2 3 1 —5	2 1 3 1 —9
1 1 3 2 —2	1 3 2 1 —6	3 1 2 1 —10
1 2 1 3 —3	2 1 1 3 —7	2 3 1 1 —11
1 3 1 2 —4	3 1 1 2 —8	3 2 1 1 —12

Эти кодовые комбинации имеют $d_{\min} = 4$. Избыточность рассматриваемого кода

$$R_k = 1 + \frac{256 - 12}{12} = 21,3.$$

2-7. Некоторые специальные разновидности избыточных кодов с основанием $K > 3$

а) Избыточный код с основанием $K > 3$ со сменой повторяющихся сигнальных признаков и без нулевого сигнального признака при $d_{\min} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$. Особенностью этого типа кодов является то, что соседние элементы не могут иметь одинаковые сигнальные признаки; отсюда число кодовых комбинаций определяется по формуле:

$$M = K_T (K_T - 1)^{n-1}. \quad (2-40)$$

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций четверичного кода со сменой сигнальных признаков при $K = 4$, $n = 3$, $d_{\min} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$. Число кодовых комбинаций определяем по формуле (2-40):

$$M = K_T (K_T - 1)^{n-1} = 3_T (3_T - 1)^{3-1} = 12.$$

Кодовые комбинации такого кода будут следующие:

121—1	212—5	312—9
123—2	213—6	313—10
131—3	231—7	321—11
132—4	232—8	323—12

Если рассмотреть эти кодовые комбинации на геометрической модели (рис. 1-10), можно убедиться, что минимальное кодовое расстояние будет равно двум.

Избыточность данного кода определим по формуле:

$$R_k = 1 + \frac{4^3 - 12}{12} = 6,3.$$

б) Избыточный код с основанием $K > 3$ со сменой неповторяющихся сигнальных признаков и без нулевого сигнального признака при $d_{\min} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$. Особенностью этого типа кода является то, что кодовая комбинация состоит из возрастающей последовательности номеров неповторяющихся сигнальных признаков.

Число кодовых комбинаций определяется как число сочетаний из заданного числа сигнальных признаков по числу элементов в кодовой комбинации. Минимальное число элементов в кодовой комбинации определяется из условия получения максимального числа сочетаний:

$$M = \binom{K_T}{n}. \quad (2-41)$$

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций восьмеричного кода без нулевого признака со сменой неповторяющихся сигнальных признаков при $K = 8$, $n = 3$, $d_{\min} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$. Число кодовых комбинаций определится по следующей формуле (2-41):

$$M = \binom{K_T}{n} = \binom{7}{3} = 35.$$

Комбинации такого кода будут следующие:

123—1	134—6	146—11	234—16	246—21	345—26	367—31
124—2	135—7	147—12	235—17	247—22	346—27	456—32
125—3	136—8	156—13	236—18	256—23	347—28	457—33
126—4	137—9	157—14	237—19	257—24	356—29	467—34
127—5	145—10	167—15	245—20	267—25	357—30	567—35

Избыточность рассматриваемого кода

$$R_k = 1 + \frac{8^3 - 35}{35} = 15,6.$$

В дальнейшем будет показано, что такая большая избыточность у кода с $d_{\min} = 2$ может быть оправдана возможностью реализации в данном случае системы с самосинхронизирующимся кодом.

в) Избыточный код предельных размещений с основанием $K > 3$ со сменой неповторяющихся сигнальных признаков и без нулевого сигнального признака при $d_{\min} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$. Особенность кода предельных размещений состоит в том, что число элементов связано с основанием кода следующим соотношением: $n = K - 1$. Число кодовых комбинаций определяется по формуле:

$$M = A_K^{K-1} = K(K-1)(K-2) \dots 2. \quad (2-42)$$

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций для предельных размещений без нулевого сигнального признака при $K_T = 4$, $d_{\min} = 2$, $r = 1$ и $s = 0$. Число кодовых комбинаций этого кода определяется по формуле (2-42):

$$M = A_{K_T}^{K_T-1} = A_4^{4-1} = 4_T (4_T - 1) (4_T - 2) = 24,$$

$$n = K_T - 1 = 4_T - 1 = 3.$$

Кодовые комбинации такого кода будут следующие:

123—1	213—7	312—13	412—19
124—2	214—8	314—14	413—20
132—3	231—9	321—15	421—21
134—4	234—10	324—16	423—22
142—5	241—11	341—17	431—23
143—6	243—12	342—18	432—24

Избыточность данного кода будет

$$R_K = 1 + \frac{5^3 - 24}{24} = 5,2.$$

г) Избыточный перестановочный код с основанием $K > 3$ со сменой неповторяющихся сигнальных признаков и без нулевого сигнального признака при $d_{\min} = 4$, $r = 2$, $s = 1$ или $r = 3$, $s = 0$. Характерной особенностью перестановочного кода является то, что число сигнальных признаков всегда равно числу элементов кода $K = n$. Число кодовых комбинаций определяется по известной формуле:

$$M = n! \tag{2-43}$$

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций для перестановочного кода без нулевого сигнального признака при $K_T = 4$, $n = 4$, $d_{\min} = 4$, $r = 2$, $s = 1$ или $r = 3$ и $s = 0$. Число кодовых комбинаций этого кода определится по формуле (2-43): $M = n! = 4! = 24$.

Комбинации такого кода будут следующие:

1234—1	2134—7	3124—13	4123—19
1243—2	2143—8	3142—14	4132—20
1324—3	2314—9	3214—15	4213—21
1342—4	2341—10	3241—16	4231—22
1423—5	2413—11	3412—17	4312—23
1432—6	2431—12	3421—18	4321—24

Избыточность кода

$$R_K = 1 + \frac{5^4 - 24}{24} = 26.$$

Перестановочный код, несмотря на свою очень большую избыточность, не обладает какими-либо существенными преимуществами по сравнению с кодами с таким же основанием, рассмотренными в § 2-6.

2-8. Коды с различным основанием при использовании зоны стирания

а) Общая характеристика кодов, использующих зону стирания.

Под кодами с использованием зоны стирания (канал со стиранием) будем понимать такой способ передачи информации, при котором на приемной стороне наряду с зонами, соответствующими приему сигнальных признаков, определяемых основанием кода, вводится дополнительно некоторая зона неопределенности (рис. 2-3). Эту зону будем называть зоной стирания и обозначим дополнительным символом X. На рис. 2-3 зона стирания с символом X показана применительно к двоичному коду и представляет собой промежуточное значение амплитуды сигнала между значениями амплитуды сигнала символов 1 и 0. При попадании сигнала и помехи в зону стирания решающая схема на приемной стороне фиксирует дополнительный символ стирания X. Из изложенного выше видно, что введение зоны стирания фактически приводит к изменению основания кода за счет увеличения числа используемых значений амплитудных сигнальных признаков с двух значений до трех. В примере 4, приведенном в § 2-5, видно, что замена нулевого сигнального признака в двоичном коде на все сочетания вторым токовым сигнальным признаком приводит к изменению числа кодовых переходов с $d = 1$ к $d = 2$.

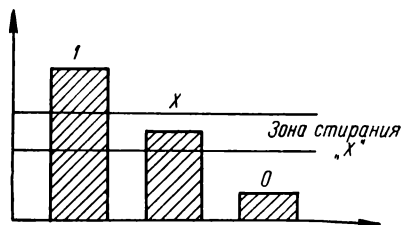


Рис. 2-3. Зона стирания X в двоичном коде

Таким образом, изменение основания кода при неизменном числе кодовых комбинаций сопровождается повышением избыточности кода. Отсюда следует, что введение зоны стирания при неизменном числе кодовых комбинаций также будет сопровождаться повышением избыточности кода, которое может быть использовано либо только для обнаружения ошибок стираний, либо в кодах, имеющих другие виды избыточности для обнаружения и исправления ошибок стирания.

Способность кода обнаруживать ошибки или обнаруживать и исправлять ошибки при использовании зоны стирания зависит от избыточности применяемого исходного кода. Для того чтобы код мог обнаруживать и исправлять s ошибок и исправить e_s ошибок стирания, достаточно выполнить условие:

$$d_{\min} = 2s + e_s + 1. \quad (2-44)$$

Процесс декодирования принятого сообщения при наличии ошибок стираний и других ошибок является весьма сложным делом, а при числе ошибок $s > 2$ считается практически трудно реализуемым из-за возрастания объема оборудования.

Необходимо в заключение отметить, что использование зоны стирания возможно только за счет уменьшения областей приема сигнальных признаков, что приводит к перераспределению вероятностей прохождения, защитного отказа и трансформации. Как правило, применение зоны стирания дает возможность уменьшить вероятность трансформации и соответственно увеличить вероятность защитного отказа, что весьма существенно для систем передачи цифровой телемеханической информации.

б) Двоичные коды с зоной стирания. Рассмотрим теперь некоторые частные случаи использования зоны стирания в двоичных кодах.

1. Двоичный код на все сочетания с $d = 1$, $s = 0$ и $r = 0$ при использовании зоны стирания. Число комбинаций этого кода определяется по формуле:

$$M = 2^n.$$

В таком двоичном коде любая одиночная ошибка сопровождается трансформацией передаваемых сообщений. Введение в схему приема зоны стирания приведет к увеличению основания кода, что даст возможность обнаруживать ошибки стирания. Минимальное число кодовых переходов в этом случае определится по формуле:

$$d_{\min} = e_r + 1, \quad (2-45)$$

где e_r — минимальное число обнаруживаемых ошибок стирания.

Число кодовых комбинаций в коде с зоной стирания определится по формуле:

$$M = 2_e^n, \quad (2-46)$$

где 2_e указывает на использование зоны стирания.

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций двоичного избыточного кода с зоной стирания $K = 2_e$, $n = 3$, $d_{\min} = 2$, $r = 0$, $e_{r\min} = 1$. Применительно к этому коду можно написать, что число кодовых комбинаций определяется по формуле (2-46):

$$M = 2_e^n.$$

Для заданных условий находим число кодовых комбинаций

$$M = 2_e^3 = 8.$$

Кодовые комбинации для такого кода будут следующие:

0	0	0	—1	1	0	0	—5
0	0	1	—2	1	0	1	—6
0	1	0	—3	1	1	0	—7
0	1	1	—4	1	1	1	—8

Проанализируем свойства двоичного избыточного кода с зоной стирания на примере со второй кодовой комбинацией. Ошибки стирания в этой кодовой комбинации будут следующие:

0 0 1 —2

$\left. \begin{array}{l} X 0 1 \\ 0 X 1 \\ 0 0 X \end{array} \right\}$ одна ошибка стирания

$\left. \begin{array}{l} X X 1 \\ X 0 X \\ 0 X X \end{array} \right\}$ две ошибки стирания

X X X три ошибки стирания

Из приведенного примера видим, что применение зоны стирания в двоичном коде на все сочетания дает возможность обнаружить от одной до трех ошибок стирания.

2. Двоичный код на некоторые сочетания с $d = 2$, $s = 0$, $r = 1$ при использовании зоны стирания. Число кодовых комбинаций определится по следующей формуле:

$$M = 2_e^{n-1}. \quad (2-47)$$

Двоичный код на некоторые сочетания обеспечивает обнаружение любой одиночной ошибки, а введение зоны стирания дает возможность обнаруживать две ошибки стирания и исправлять одиночную ошибку стирания. Минимальное число кодовых переходов для такого кода определится по формуле:

$$d_{\text{мин}} = r + e_r + e_s + 1,$$

где e_r — число обнаруживаемых ошибок стирания; e_s — число исправляемых ошибок стирания, причем, e_s равно числу ошибок r , обнаруживаемых кодом.

Пример. Составить таблицу комбинаций двоичного кода на некоторые сочетания с зоной стирания $K = 2_e$, $n = 3$, $d_{\text{мин}} = 4$, $s = 0$, $r = 1$, $e_r = 1$, $e_s = 1$. Число кодовых комбинаций применительно к этому коду

$$M = 2_e^{n-1} = 2_e^{3-1} = 4.$$

Комбинации для такого кода будут следующие:

0 0 0 —1
 0 1 1 —2
 1 0 1 —3
 1 1 0 —4

Разобьем комбинации приведенного выше кода на два двоичных кода с символами 0, X и 1, X и тогда получим:

0 0 0	0 0 0 —1	X X X
0 X X	0 1 1 —2	X 1 1
X 0 X	1 0 1 —3	1 X 1
X X 0	1 1 0 —4	1 1 X

Пусть каждый из этих кодов выявляется своим декомбинатором $ДК_{0, X}$ и $ДК_{1, X}$, а выходные цепи этих декомбинаторов включены параллельно и имеют логическую схему Л, которая исключает возможность одновременного срабатывания нескольких исполнительных устройств.

Проанализируем работу приведенной выше схемы декомбинирования при различных ошибках на примере с кодовой комбинацией № 2:

0	X	X — п. п.	0	1	1 — 2		X	1	1 — п. п.	исп. 2
X	X	X — з. о.	1	1	1	} одиночные ошибки	1	1	1 — з. о.	з. о.
0	0	X — з. о.	0	0	1		X	X	1 — з. о.	з. о.
0	X	0 — з. о.	0	1	0		X	1	X — з. о.	з. о.
X	X	X — з. о.	X	1	1	} одиночная ошибка стирания	X	1	1 — п. п.	исп. 2
0	X	X — п. п.	0	X	1		X	X	1 — з. о.	исп. 2
0	X	X — п. п.	0	1	X		X	1	X — з. о.	исп. 2
X	X	X — з. о.	X	X	1	} двойные ошибки стирания	X	X	1 — з. о.	з. о.
X	X	X — з. о.	X	1	X		X	1	X — з. о.	з. о.
0	X	X — п. п.	0	X	X		X	X	X — тр. 1	з. о. л.

Условные сокращения, используемые в данной и последующих кодовых комбинациях: п. п. — правильный прием; з. о. — защитный отказ; з. о. л. — защитный отказ, обеспечиваемый логической схемой; тр. 1, тр. 2, тр. 3 и т. д. — трансформация в первое, второе, третье и последующие сообщения; исп. 2, исп. 3 и т. д. — исполнение второе, третье и последующих сообщений; испр. — исправление.

Из анализа видно, что двоичный код на некоторые сочетания с зоной стирания обнаруживает одиночные ошибки, исправляет одиночные ошибки стирания и обнаруживает две ошибки стирания. Число переходов в таком коде $d = r + e_s + e_r + 1$, где $r = 1$, $e_s = 1$ и $e_r = 2$. Таким образом, число кодовых переходов равно пяти. Из изложенного видно, что введение зоны стирания улучшает помехоустойчивость двоичного кода на некоторые сочетания.

3. Двоичный избыточный код, обнаруживающий и исправляющий одну ошибку с $d = 3$, $r = 1$, $s = 1$ при использовании зоны стирания.

Число кодовых комбинаций определяется по формуле:

$$M = 2_e^m \ll \frac{2_e^n}{n + 1} . \quad (2-48)$$

Двоичный избыточный код с $d = 3$ обнаруживает и исправляет одну ошибку или обнаруживает две ошибки, а введение зоны стирания дает возможность дополнительно обнаруживать две ошибки стирания и исправлять одну. Минимальное число кодовых переходов определится по формуле:

$$d_{\text{мин}} = 2s + e_s + 1 .$$

Пример. Составить таблицу кодовых комбинаций двоичного кода, обнаруживающего две ошибки и исправляющего одну с зоной стирания $K = 2_e$, $n = 5$, $d_{\min} = 6$, $s=1$, $r = 1$, $e_s = 1$, $e_r = 2$. Число кодовых комбинаций применительно к данному коду определится по формуле (2-48):

$$M = 2^m \leq \frac{2^n}{n+1} = 2_e^2 \leq \frac{2^5}{5+1} \approx 4.$$

Расчет этих кодовых комбинаций выполняется в соответствии с правилами, которые изложены в § 2-4, и эти кодовые комбинации будут следующие:

0	0	0	0	0	—1
1	0	0	1	1	—2
1	1	1	0	0	—3
0	1	1	1	1	—4

Разобьем эти кодовые комбинации на комбинации двух двоичных кодов с символами 0, X и 1, X и тогда получим:

0	0	0	0	0	0	0	0	0	—1	X	X	X	X	X	
X	0	0	X	X	1	0	0	1	1	—2	1	X	X	1	1
X	X	X	0	0	1	1	1	0	0	—3	1	1	1	X	X
0	X	X	X	X	0	1	1	1	1	—4	X	1	1	1	1

Пусть для выявления каждого из этих двух двоичных кодов используются свои декомбинаторы $ДК_{0, X}$ и $ДК_{1, X}$, а выходные цепи этих декомбинаторов подключены параллельно и имеют логическую схему, например пороговую, которая исключает возможность одновременного срабатывания нескольких исполнительных устройств.

Проанализируем работу приведенной схемы декодирования при различных ошибках на примере с кодовой комбинацией № 3.

X X X 0 0 — п. п.	1 1 1 0 0 — 3	1 1 1 X X — п. п.	исп. 3
0 X X 0 0 — испр.	0 1 1 0 0	X 1 1 X X — испр.	исп. 3
X 0 X 0 0 — испр.	1 0 1 0 0	1 X 1 X X — испр.	исп. 3
X X 0 0 0 — испр.	1 1 0 0 0	1 1 X X X — испр.	исп. 3
X X X X 0 — испр.	1 1 1 1 0	1 1 1 X X — испр.	исп. 3
X X X 0 X — испр.	1 1 1 0 1	1 1 1 X 1 — испр.	исп. 3
} одна ошибка			
X X X 0 0 — п. п.	X 1 1 0 0	X 1 1 X X — испр.	исп. 3
X X X 0 0 — п. п.	1 X 1 0 0	1 X 1 X X — испр.	исп. 3
X X X 0 0 — п. п.	1 1 X 0 0	1 1 X X X — испр.	исп. 3
X X X X 0 — испр.	1 1 1 X 0	1 1 1 X X — п. п.	исп. 3
X X X 0 X — испр.	1 1 1 0 X	1 1 1 X X — п. п.	исп. 3
} одна ошибка стирания			
X X X X X — тр.	1 1 1 X X	1 1 1 X X — п. п.	з. о. л.
X X X 0 X — испр.	1 1 X 0 X	1 1 X X X — испр.	исп. 3
X X X X 0 — испр.	1 1 X X 0	1 1 X X X — испр.	исп. 3
X X X 0 X — испр.	1 X 1 0 X	1 X 1 X X — испр.	исп. 3
X X X X 0 — испр.	1 X 1 X 0	1 X 1 X X — испр.	исп. 3
X X X 0 0 — п. п.	1 X X 0 0	1 X X X X — тр.	з. о. л.
X X X 0 X — испр.	X 1 1 0 X	X 1 1 X X — испр.	исп. 3
X X X X 0 — испр.	X 1 1 X 0	X 1 1 X X — испр.	исп. 3
X X X 0 0 — п. п.	X 1 X 0 0	X 1 X X X — тр.	з. о. л.
X X X 0 0 — п. п.	X X 1 0 0	X X 1 X X — тр.	з. о. л.
} две ошибки стирания			

Из анализа видно, что двоичный код при $d = 3$ с зоной стирания обеспечивает обнаружение и исправление одной ошибки подавления символа 1 или воспроизведение 1 на нулевых позициях, а также обнаружение и исправление одной ошибки стирания. Из десяти вариантов двух ошибок стирания такой код исправляет шесть вариантов двух ошибок. Таким образом, число переходов в этом коде будет $d = 2s + e_s + e_r + 1$, где $s = 1$, $r = 1$, $e_s = 1$ и $e_r = 2$, т. е. $d = 6$. Из всего сказанного следует, что введение символа стирания вызывает удвоение числа переходов подобно замене нулевого сигнального признака вторым токовым.

в) Троичные избыточные коды с зоной стирания. Прежде всего необходимо заметить, что в кодах с основанием $K > 2$ при

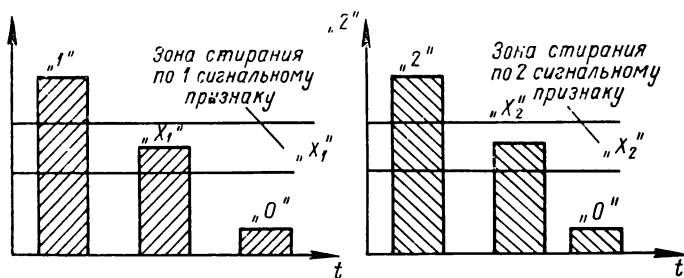


Рис. 2-4. Зоны стирания X_1 и X_2 в троичном коде

использовании символа стирания зоны стирания вводятся по каждому токовому сигнальному признаку. В данном случае (рис. 2-4) зоны стирания показаны применительно к первому и второму токовым сигнальным признакам.

1. Троичный избыточный код при $d = 2$ с применением зоны стирания. Число комбинаций в троичном коде при использовании зоны стирания можно записать в следующем виде:

$$M = 2_{te}^n,$$

где 2_{te} — характеризует использование кодовых комбинаций только с токовым сигнальным признаком и с символами стирания.

Применение зоны стирания в троичном коде $d = 2$ дает возможность сохранить исходные свойства рассматриваемого кода и дополнительно обеспечить исправление ошибок стирания. Число переходов для таких кодов можно определить по формуле:

$$d_{\min} = r + e_s + 1,$$

где $r = 1$ и $e_s = 1$.

Пример. Составить таблицу комбинаций троичного кода без нулевого сигнального признака и с зоной стирания $K = 3$, $n = 3$, $d_{\min} = 2$, $r_{\min} = 1$ и $s = 0$. Число кодовых комбинаций применительно к этому коду

$$M = 2_{te}^n = 2_{te}^3 = 8.$$

Комбинации для такого кода будут следующие:

1 1 1—1	2 1 1—5
1 1 2—2	2 1 2—6
1 2 1—3	2 2 1—7
1 2 2—4	2 2 2—8

Разобьем эти комбинации на два двоичных кода с символами 1, 0 и 2, 0, а каждый из этих двоичных кодов, в свою очередь, разобьем на два двоичных кода с символами X_1 и X_2 :

1 1 1	1 1 1	0 0 0
1 1 0	1 1 2	0 0 2
1 0 1	1 2 1	0 2 0
1 0 0	1 2 2	0 2 2
0 1 1	2 1 1	2 0 0
0 1 0	2 1 2	2 0 2
0 0 1	2 2 1	2 2 0
0 0 0	2 2 2	2 2 2

X_1	X_1	X_1	1	1	1	X_2	X_2	X_2	0	0	0
X_1	X_1	0	1	1	X_1	X_2	X_2	2	0	0	X_2
X_1	0	X_1	1	X_1	1	X_2	2	X_2	0	X_2	0
X_1	0	0	1	X_1	X_1	X_2	2	2	0	X_2	X_2
0	X_1	X_1	X_1	1	1	2	X_2	X_2	X_2	0	0
0	X_1	0	X_1	1	X_1	2	X_2	2	X_2	0	X_2
0	0	X_1	X_1	X_1	1	2	2	X_2	X_2	X_2	0
0	0	0	X_1	X_1	X_1	2	2	2	X_2	X_2	X_2

Пусть каждый из этих кодов выявляется своими декомбинаторами $ДК_{X_1, 0}$, $ДК_{X_1, 1}$, $ДК_{X_2, 2}$ и $ДК_{X_2, 0}$, а выходные цепи этих декомбинаторов подключены к исполнительным устройствам с помощью схем, обеспечивающих выбор по большинству. Для исключения одновременного срабатывания нескольких исполнительных устройств предусматривается логическая схема Л (например, пороговая защита). Проанализируем работу приведенной выше схемы декодирования при выявлении кодовой комбинации № 2 (см. стр. 82).

Из анализа видно, что троичный код с $d_{\min} = 2$ и с зонами стирания X_1 и X_2 обеспечивает обнаружение ошибок подавления токовых сигнальных признаков и обнаружение и исправление одного, двух и трех стираний.

2. Троичный корректирующийся код с $d = 4$, $r = 2$ и $s = 1$ при использовании зоны стирания. Число комбинаций такого кода определится по формуле:

$$M = 2_{re}^{n-1},$$

а минимальное число переходов — по формуле:

$$d_{\min} = s + r + e_s + e_r + 1.$$

$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	1 1	$X_1 - \text{п. п.}$	1 1 2	-2	$X_2 X_2 2 - \text{п. п.}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$	исп. 2
$0 X_1 0 - \text{тр. 6}$	$X_1 1$	$X_1 - \text{тр. 6}$	0 1 2	} одна ошибка	$X_2 X_2 2 - \text{п. п.}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$	з. о. л.
$X_1 0 0 - \text{тр. 4}$	1	$X_1 - \text{тр. 4}$	1 0 2		$X_2 X_2 2 - \text{п. п.}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$	з. о. л.
$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	1 1	$X_1 - \text{п. п.}$	1 1 0		$X_2 X_2 X_2 - \text{тр. 1}$	0 0 0	-тр. 1	з. о. л.
$0 0 0 - \text{тр. 8}$	$X_1 X_1$	$X_1 - \text{тр. 8}$	0 0 2		} две ошибки	$X_2 X_2 2 - \text{п. п.}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$
$0 X_1 0 - \text{тр. 6}$	$X_1 1$	$X_1 - \text{тр. 6}$	0 1 0	$X_2 X_2 X_2 - \text{тр. 1}$		0 0 0	-тр. 1	з. о. л.
$X_1 0 0 - \text{тр. 4}$	1	$X_1 - \text{тр. 4}$	1 0 0	$X_2 X_2 X_2 - \text{тр. 1}$		0 0 0	-тр. 1	з. о. л.
$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	$X_1 1$	$X_1 - \text{п. п.}$	$X_1 1 2$	} одно стирание		$X_2 X_2 2 - \text{п. п.}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$
$0 X_1 X_1 - \text{тр. 5}$	1	$X_1 - \text{тр. 4}$	1 $X_1 2$		$X_2 X_2 2 - \text{п. п.}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$	исп. 2
$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	1 1	$X_1 - \text{п. п.}$	1 1 X_2		$X_2 X_2 X_2 - \text{тр. 1}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$	исп. 2
$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	$X_1 X_1$	$X_1 - \text{тр. 8}$	$X_1 X_1 2$		} два стирания	$X_2 X_2 2 - \text{п. п.}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$
$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	$X_1 1$	$X_1 - \text{тр. 6}$	$X_1 1 X$	$X_2 X_2 X_2 - \text{тр. 1}$		0 0	$X_2 - \text{п. п.}$	исп. 2
$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	1	$X_1 - \text{тр. 4}$	1 $X_1 X_2$	$X_2 X_2 X_2 - \text{тр. 1}$		0 0	$X_2 - \text{п. п.}$	исп. 2
$X_1 X_1 0 - \text{п. п.}$	$X_1 X_1$	$X_1 - \text{тр. 8}$	$X_1 X_1 X_2$	три стирания		$X_2 X_2 X_2 - \text{тр. 1}$	0 0	$X_2 - \text{п. п.}$

Пр и м е р. Составить таблицу комбинаций троичного кода без нулевого сигнального признака, обнаруживающего две ошибки и исправляющего одну, с зоной стирания $K = 3$, $n = 3$, $d = 4$, $s = 1$, $r = 2$. Число комбинаций этого кода определится по формуле:

$$M = 2_{ге}^{n-1} = 2_{ге}^{3-1} = 4.$$

Комбинации для такого кода будут следующие:

2 2 2 — 1
2 1 1 — 2
1 2 1 — 3
1 1 2 — 4

Разобьем эти комбинации на два двоичных кода с символами 1, 0 и 2, 0, а каждый из этих кодов, в свою очередь, разобьем на два двоичных кода с символами X_1 и X_2 .

0 0 0	2 2 2 — 1	2 2 2
0 1 1	2 1 1 — 2	2 0 0
1 0 1	1 2 1 — 3	0 2 0
1 1 0	1 1 2 — 4	0 0 2
0 0 0	$X_1 X_1 X_1$	2 2 2 $X_2 X_2 X_2$
0 $X_1 X_1$	$X_1 1 1$	2 $X_2 X_2 X_2 0 0$
$X_1 0 X_1$	1 $X_1 1$	$X_2 2 X_2 0 X_2 0$
$X_1 X_1 0$	1 1 X_1	$X_2 X_2 2 0 0 X_2$

Пусть каждый из этих кодов выявляется своими декомбинаторами $ДК_{X_1, 0}$, $ДК_{X_1, 1}$, $ДК_{X_1, 2}$ и $ДК_{X_2, 0}$, а выходные цепи этих декомбинаторов включены параллельно и имеют логическую схему, которая исключает возможность одновременного срабатывания нескольких исполнительных устройств.

Проанализируем работу приведенной выше схемы декодирования при различных ошибках на примере с кодовой комбинацией № 2 (см. стр. 84).

Из анализа видно, что троичный код при $d = 4$ с зонами стирания обеспечивает обнаружение двух ошибок и исправление одной при подавлении токовых сигнальных признаков, а также обнаружение трех и исправление одной ошибки стирания. Таким образом, число переходов этого кода можно записать в следующем виде: $d = s + r + e_s + e_r + 1$, где $s = 1$, $r = 2$, $e_s = 1$, $e_r = 3$ и стало быть $d = 8$. Из сказанного следует, что введение зон стирания в троичный код с $d = 4$ вызывает также удвоение числа кодовых переходов.

2-9. Кольцевые коды

а) Общая характеристика кольцевых кодов. Кольцевые коды (циклические последовательности) получили за последнее время применение в системах цифровой передачи информации различного назначения. Применение кодовых колец дает возможность

∞	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	1	1	— п. п.	2	1	1	— 2	2	X ₂	X ₂ — п. п.	X ₂	0	0	— п. п.	исп. 2
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	1	1	— п. п.	0	1	1	} одна ошибка	0	0	0	— з. о.	исп. 2			
	0	0	X ₁ — з. о.	X ₁	X ₁	1	— з. о.	2	0	1		2	X ₂	0	0	— п. п.	исп. 2		
	0	X ₁	0 — з. о.	X ₁	1	X ₁ — з. о.	2	1	0	2		X ₂	0	0	— п. п.	исп. 2			
	0	0	X ₁ — з. о.	X ₁	X ₁	1	— з. о.	0	0	1	} две ошибки	0	0	0	— з. о.	з. о.			
	0	X ₁	0 — з. о.	X ₁	1	X ₁ — з. о.	0	1	0	0		2	X ₂	0	0	— з. о.	з. о.		
	0	0	0 — тр. л.	X ₁	X ₁	X ₁ — тр. л.	2	0	0	2		X ₂	0	0	— п. п.	з. о. л.			
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	1	1	— п. п.	X ₂	1	1	} одна ошибка стирания	0	0	0	— п. п.	исп. 2			
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	X ₁	1	— з. о.	2	X ₁	1		2	X ₂	0	0	— п. п.	исп. 2		
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	1	X ₁ — з. о.	2	1	X ₁	2		X ₂	0	0	— п. п.	исп. 2			
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	X ₁	1	— з. о.	X ₂	X ₁	1	} две ошибки стирания три ошибки стирания	0	0	0	— з. о.	исп. 2			
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	1	X ₁ — з. о.	X ₂	1	X ₁	X ₁		2	X ₂	0	0	— з. о.	исп. 2		
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	X ₁	X ₁ — тр. л.	2	1	X ₁	X ₁		2	X ₂	0	0	— п. п.	з. о. л.		
	0	X ₁	X ₁ — п. п.	X ₁	X ₁	X ₁ — тр. л.	2	1	X ₁	X ₁	2	X ₂	0	0	— п. п.	з. о. л.			

осуществить построение эффективных кодирующих и декодирующих устройств, обладающих рядом достоинств по сравнению с существующими. Так, при определенных условиях кодирующие и декодирующие устройства, используемые для формирования и выявления циклических последовательностей, будут иметь уменьшенное число конструктивных элементов и могут быть осуществлены на сдвигающих регистрах.

Рассмотрим теперь самые общие положения по построению кодовых колец. Напомним, что число комбинаций равнодоступного кода устанавливается по следующей формуле (1-1):

$$M = K^n.$$

Будем называть две кодовые комбинации пересекающимися, если $n - 1$ последних членов одной комбинации совпадает с $n - 1$ первыми членами другой. Например, комбинация двоичного кода 0101 пересекается с двумя кодовыми комбинациями 1010 и 1011, а комбинация троичного кода 0102 пересекается с тремя кодовыми комбинациями 1020, 1021 и 1022. В общем случае каждая комбинация пересекается с K комбинациями.

Замкнутую последовательность кодовых элементов, составленную из пересекающихся кодовых комбинаций, будем называть кодовым кольцом. Или, говоря иначе, под кодовым кольцом понимается такая замкнутая последовательность кодовых элементов-символов, число элементов которой равно числу неповторяющихся комбинаций, содержащихся в n -членных отрезках этой последовательности.

Циклические кодовые последовательности в зависимости от свойств и степени охвата описываемых кодовых множеств могут подразделяться на кольцевые коды типа А, кольцевые коды типа В и частные предельные кодовые кольца.

б) Кодовые кольца типа А. Кодовым кольцом типа А будем называть циклическую последовательность, охватывающую полное кодовое множество равнодоступного кода.

Рассмотрим принципы построения кодовых колец типа А. Принцип построения кодового кольца типа А сводится к нахождению частных кодовых колец вида:

$$- V\alpha^0 V\alpha^1 V\alpha^2 \dots V\alpha^{K-1}, \quad (2-49)$$

где V — произвольная кодовая комбинация рассматриваемого множества; α — оператор циклической подстановки, имеющий следующий вид:

$$\alpha = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 2 & 3 & \dots & K-1 \\ 1 & 2 & 3 & \dots & K-1, & 0 \end{pmatrix}. \quad (2-50)$$

Причем каждое частное кодовое кольцо содержит Kn членов. Процедура нахождения частных кодовых колец состоит в следующем. Произвольно из заданного кодового множества выберем

одну из комбинаций и припишем к ней другие, образованные путем циклических подстановок согласно формуле (2-50). Затем выбираем любую другую кодовую комбинацию, не вошедшую в первое частное кодовое кольцо, и тем же путем находим второе частное кодовое кольцо. Повторяем эту процедуру до тех пор, пока все кодовые комбинации не будут охвачены частными кодовыми кольцами. Затем осуществляется последовательно сопряжение частных кодовых колец по $n-1$ членам в одно кодовое кольцо типа А.

Основными параметрами такого кодового кольца являются: K — основание кода; n — минимальная длина неповторяющихся кодовых комбинаций; M — число кодовых комбинаций данного множества, называемое периодом кодового кольца и равное числу его элементов.

Из сказанного следует, что кодовое кольцо типа А содержит M неповторяющихся кодовых комбинаций, длина которых равна n . Таким образом, в кодовом кольце типа А каждая комбинация представлена в среднем как бы одним элементом. Это позволяет в ряде случаев уменьшить количество конструктивных элементов. По существу кодовое кольцо типа А представляет собой сокращенную форму записи того или иного кодового множества, уменьшающую число элементов для записи в n раз.

Рассмотрим некоторые варианты построения кодовых колец типа А.

Требуется построить кодовое кольцо типа А для двоичного кода при $K = 2$, $n = 3$ и $M = 2^n = 2^3 = 8$.

Оператор циклической подстановки в соответствии с (2-50) для двоичного кода будет

$$\alpha = \begin{pmatrix} 0 & 1 \\ 1 & 0 \end{pmatrix}.$$

Для построения кодового кольца типа А находим частные кольца, используя выражение (2-49), которое применительно к двоичному коду будет

$$- V\alpha^0 V\alpha^1 -.$$

Подставляя в это выражение произвольную кодовую комбинацию, например 110, и приписывая к ней комбинацию 001, образованную с помощью оператора циклической подстановки, получаем первое частное кодовое кольцо: — 110001 —.

Затем берем другую кодовую комбинацию, не вошедшую в первое частное кодовое кольцо, например 101, и по тем же правилам находим второе частное кодовое кольцо: — 101010 —.

Из записи видно, что это кодовое кольцо имеет период, равный трем, и поэтому его можно записать в виде: — $\overline{10}$ —.

Сопрягая первое и второе частные кодовые кольца по $n-1$ членам, например, по двучлену 10, получим кодовое кольцо типа А для двоичного кода: — 11010001 —.

Графически полученное кодовое кольцо может быть изображено в следующем виде (см. рис. 2-5, а) и характеризуется основанием кода $K = 2$, длиной кодовой комбинации $n = 3$ и периодом $M = 8$.

Рассмотрим второй вариант. Требуется построить кодовое кольцо типа А для троичного кода при $K = 3$, $n = 3$ и $M = 3^n = 3^3 = 27$.

Оператор циклической подстановки в соответствии с (2-50) для троичного кода будет

$$\alpha = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 2 \\ 1 & 2 & 0 \end{pmatrix}.$$

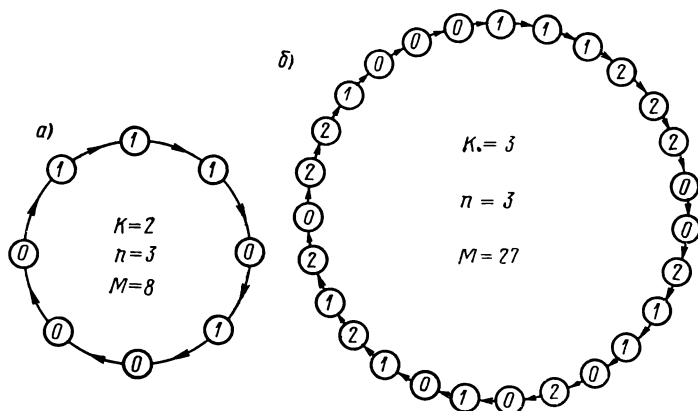


Рис. 2-5. Кодовые кольца типа А двоичного (а) и троичного (б) трехэлементных кодов

Для построения кодового кольца типа А находим частные кольца, используя выражение (1-49), которое применительно к троичному коду будет — $V\alpha^0 V\alpha^1 V\alpha^2$ —.

Подставляя в это выражение произвольную кодовую комбинацию, например 111, и приписывая к ней две другие (222 и 000), образованные с помощью оператора циклической подстановки, получим первое частное кодовое кольцо: — 111222000 —.

Затем берем другую комбинацию, не вошедшую в первое частное кодовое кольцо, например 110, и припишем к ней две кодовые комбинации, образованные циклическими подстановками. Получим второе частное кодовое кольцо: — 110221002 —.

Повторяем то же для комбинации, не вошедшей в первое и второе частные кодовые кольца, например 121. Получим третье частное кодовое кольцо: — 121202010 —.

В итоге все кодовые комбинации вошли в состав трех частных кодовых колец.

Сопрягая первое и второе частные кодовые кольца по $n-1$ членам, например по двучлену 00, получим: — 111222002110221000 —.

Затем, сопрягая только что полученное кодовое кольцо с третьим частным кодовым кольцом, например по двучлену 02, получим кодовое кольцо типа А: — 111222002110201012120221000 —.

Графически полученное кодовое кольцо может быть изображено так, как показано на рис. 2-5, б, и характеризуется основанием кода $K = 3$ длиной кодовой комбинации $n = 3$ и периодом $M = 27$.

Пользуясь этим методом можно построить кодовое кольцо типа А для равнодоступных кодов с любым основанием и с любым числом элементов в кодовой комбинации.

в) Кодовые кольца типа В. Кодовым кольцом типа В называют кольцо, содержащее $1/K$ часть комбинаций полного кодового множества равнодоступного кода.

Кодовые кольца типа В строятся путем применения В-преобразования. Суть В-преобразования состоит в том, что, используя кодовое кольцо типа А с n -членными кодовыми комбинациями, можно получить кольцо типа В с $n + 1$ -членными комбинациями. Для этого представим исходное кодовое кольцо типа А в виде:

$$a_1 a_2 a_3 \dots a_i \dots a_{M_1},$$

преобразованное кольцо типа В — в виде:

$$b_1 b_2 b_3 \dots b_i \dots b_{M_2 \cdot K}.$$

В-преобразование может быть выражено следующей формулой:

$$b_i = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus \dots \oplus a_i \text{ по mod } K.$$

Напомним, что результат суммирования по mod K равен остатку от деления суммы на K .

Найдя этим способом все элементы кодового кольца, записывают кодовое кольцо типа В. Так как одно кодовое кольцо типа В охватывает только $1/K$ часть полного кодового множества, для охвата всего кодового множества необходимо найти еще $K - 1$ кодовых колец типа В. Остальные кодовые кольца типа В могут быть определены с помощью оператора циклической подстановки.

Рассмотрим некоторые варианты построения кодовых колец типа В. Требуется построить кодовое кольцо типа В для двоичного кода при $K = 2$, $n = 4$ и $M = 2^n = 2^4 = 16$.

Исходное кодовое кольцо типа А при $K = 2$, $n = 3$ известно или находится по принципам, изложенным выше. Пусть это кольцо будет

$$\begin{array}{cccccccc} -a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 - \\ -1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 - . \end{array}$$

Сложение по mod 2 производится по известным правилам:

$$\begin{array}{l} 0 \oplus 0 = 0 \\ 1 \oplus 0 = 1 \\ 0 \oplus 1 = 1 \\ 1 \oplus 1 = 0 \end{array}$$

Выполним теперь В-преобразование, которое состоит в следующем:

$$b_1 = a_1 = 1;$$

$$b_2 = a_1 \oplus a_2 = 1 \oplus 1 = 0;$$

$$b_3 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 = 1 \oplus 1 \oplus 0 = 0;$$

$$b_4 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 = 1;$$

$$b_5 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 = 1;$$

$$b_6 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 \oplus a_6 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 = 1;$$

$$b_7 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 \oplus a_6 \oplus a_7 =$$

$$= 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 0 = 1;$$

$$b_8 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 \oplus a_6 \oplus a_7 \oplus a_8 =$$

$$= 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 0 \oplus 1 = 0.$$

В итоге кодовое кольцо типа В запишется в следующем виде:
— 10011110 —.

Второе кодовое кольцо типа В получим из первого путем циклической подстановки, используя оператор $\alpha = \begin{pmatrix} 0 & 1 \\ 1 & 0 \end{pmatrix}$:

— 01100001 —.

Рассмотрим второй вариант. Требуется построить кодовое кольцо типа В для троичного кода при $K = 3$, $n = 3$ и $M = 3^3 = 27$.

Исходное кодовое кольцо типа А при $K = 3$ и $n = 2$ известно:
— 010211220 —.

Выполнив В-преобразование, получим кодовое кольцо типа В:
— 011012100 —.

Применив оператор циклической подстановки $\alpha = \begin{pmatrix} 012 \\ 120 \end{pmatrix}$, получим остальные кодовые кольца типа В: — 122120211 —,
— 200201022 —.

Используя В-преобразование, можно построить кодовые кольца типа В для кодов с любым основанием и любым числом элементов.

г) **Предельные частные кодовые кольца.** Как уже отмечалось, кодовые кольца типа А и В применимы только к равнодоступным кодам и не могут быть использованы для представления избыточных кодов. Для подобного представления используются частные кодовые кольца, каждое из которых имеет период $M \leq n$. Такие кольца будем называть предельными частными.

Принцип построения указанных колец состоит в следующем: берется произвольная кодовая комбинация рассматриваемого избыточного множества и ее символы записываются как элементы кодового кольца. Затем берется другая комбинация, не вошедшая в первое кольцо, и также представляется кодовым кольцом и т. д. В результате получим систему кодовых колец, в которые вошли все комбинации рассматриваемого избыточного кода. Далее необходимо проверить, не входят ли в некоторые кодовые кольца

несколько раз одинаковые комбинации, и у этих колец необходимо изменить период.

Рассмотрим некоторые варианты построения предельных частных кодовых колец.

Требуется построить систему названных колец для двоичного избыточного кода на некоторые сочетания при $K = 2$, $n = 5$, $M = 2^{n-1} = 2^{5-1} = 16$ и $d = 2$.

Число комбинаций на некоторые сочетания для такого кода можно записать в следующем виде:

$$M = 2^{n-1} = \binom{n}{0} + \binom{n}{2} + \binom{n}{4} = \binom{5}{0} + \binom{5}{2} + \binom{5}{4} = 16.$$

Выбираем из полученного множества кодовую комбинацию 00000 и записываем ее в виде кодового кольца — 0 —, в это кольцо войдет только одна комбинация.

Берем вторую кодовую комбинацию 00011 и записываем ее в виде кодового кольца — 00011 —. Затем берем следующую комбинацию, не вошедшую в первое и второе кольца, например 00101, и запишем ее в виде кодового кольца — 00101 —. Последними двумя кольцами мы охватили все комбинации $\binom{5}{2} = 10$. Из оставшихся четырех кодовых комбинаций выбираем комбинацию 01111, которую запишем в виде кольца — 01111 —, охватывающего четыре последние кодовые комбинации.

Таким образом, рассматриваемый двоичный избыточный код может быть охарактеризован следующей системой предельных частных колец:

$$\begin{array}{l} \text{— } 0 \text{ —} \quad \quad \quad \text{—} \quad \quad \quad \binom{5}{0} = 1 \\ \text{— } 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \text{ —} \quad \quad \quad \left. \begin{array}{l} \text{— } 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \text{ —} \\ \text{— } 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \text{ —} \end{array} \right\} \binom{5}{2} = 10 \\ \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \binom{5}{4} = 4. \end{array}$$

Рассмотрим второй вариант. Требуется построить систему предельных частных кодовых колец для троичного избыточного кода при $K = 3$, $n = 4$, $M = \binom{n}{n_1} = \binom{4}{2} = 6$, при $d = 4$.

Выбираем из рассматриваемого множества произвольную кодовую комбинацию 1122 и записываем ее в виде кодового кольца — 1122 —. В это кольцо войдут следующие комбинации: 1122, 1221, 2211 и 2112. Затем берем одну из кодовых комбинаций, не вошедшую в первое кольцо, например 1212, и запишем ее в виде кодового кольца — 1212 —, охватывающего оставшиеся две кодовые комбинации. Второе кольцо имеет период, равный двум, и может быть записано в следующем виде: — 12 —.

Итак, рассматриваемый троичный избыточный код представляется системой из двух предельных частных кодовых колец: — 1122 — и — 12— .

Пользуясь изложенным выше методом, можно построить систему предельных частных кодовых колец для избыточных кодов с различным основанием и любым числом элементов.

д) **Принципы построения графов кодовых пересечений неизбыточных кодов.** Графы кодовых пересечений дают возможность отобразить графически взаимосвязи между пересекающимися комбинациями.

1. Графы пересечений равнодоступных кодов. Приводимый ниже способ построения графов был предложен Ф. Э. Келлером и дает возможность получить наиболее простые по построению

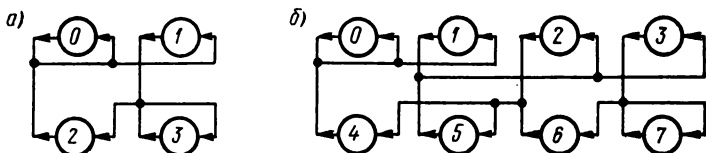


Рис. 2-6. Графы кодовых пересечений двоичных двухэлементных (а) и трехэлементных (б) кодов

графы равнодоступных кодов с различным основанием и любым числом элементов.

Суть этого способа состоит в том, что все кодовые комбинации заданного множества в зависимости от основания кода разбиваются на K групп. Каждая группа записывается отдельной строкой в виде кружков с указанием номера кодовой комбинации в десятичной системе. Таким образом, каждая строка охватывает M/K комбинаций, а число строк равно основанию кода. В строках номера комбинаций записываются слева направо, начиная с верхней строки. Между кружками, отображающими пересекающиеся комбинации, показываются связи, число которых определяется основанием кода K . Графы кодовых пересечений, построенных по способу, указанному выше, приведены для двоичных двух- и трехэлементных кодов на рис. 2-6, для двухэлементного троичного кода на рис. 2-7, а и для двухэлементного четверичного кода на рис. 2-7, б.

2. Графы пересечений избыточных кодов. Выше было установлено, что пересекающиеся комбинации избыточных кодов могут быть отображены системой предельных частных кодовых колец. Графы пересекающихся комбинаций избыточных кодов будут представлять собой систему контуров, охватывающую все предельные частные кольца данному множеству. Рассмотрим построение графов кодовых пересечений для некоторых избыточных кодов.

Требуется построить граф кодовых пересечений для двоичного избыточного кода на некоторые сочетания при $K = 2$, $n = 5$, $M = 2^{n-1} = 2^{5-1} = 16$ и $d = 2$. Этот двоичный избыточный код

был охарактеризован следующей системой предельных частных кодовых колец:

$$\begin{array}{l}
 - 0 - \qquad \qquad \qquad - \begin{pmatrix} 5 \\ 0 \end{pmatrix} = 1 \\
 - 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 - \qquad \left. \vphantom{\begin{matrix} - 0 - \\ - 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 - \end{matrix}} \right\} - \begin{pmatrix} 5 \\ 2 \end{pmatrix} = 10 \\
 - 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 - \qquad \qquad \qquad - \begin{pmatrix} 5 \\ 4 \end{pmatrix} = 5.
 \end{array}$$

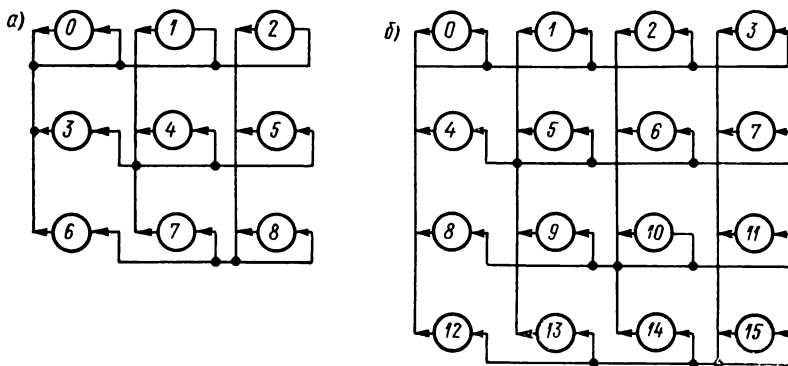


Рис. 2-7. Графы кодовых пересечений двухэлементных троичных и четверичных кодов с $K = 2$

Граф пересечений рассматриваемого двоичного избыточного кода может быть отображен системой из четырех контуров, охватывающих четыре предельных частотных кодовых кольца данного множества (рис. 2-8).

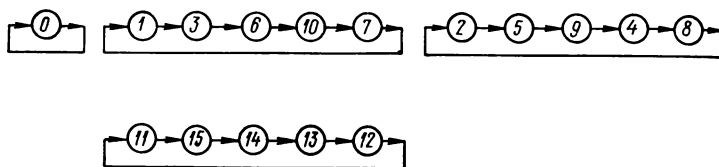


Рис. 2-8. Графы кодовых пересечений предельных частных кодовых колец пятиэлементного двоичного кода на некоторые сочетания

В графе на рис. 2-8 в кружках показаны номера комбинаций, записанных в виде десятичных эквивалентов.

Рассмотрим другой вариант. Требуется построить граф пересечений для троичного избыточного кода при $K = 3$, $n = 3$, $M = 2^{n-1} = 2^{3-1} = 4$ и $d = 4$. Этот троичный избыточный код мо-

жет быть охарактеризован следующей системой предельных частных кодовых колец:

$$\begin{aligned} & - 2 - \quad \begin{pmatrix} 3 \\ 0 \end{pmatrix} = 1 \\ & - 2 \ 1 \ 1 - \quad \begin{pmatrix} 3 \\ 2 \end{pmatrix} = 3. \end{aligned}$$

Граф пересечений рассматриваемого троичного избыточного кода может быть отображен системой из двух контуров, охватывающих два предельных частных кодовых кольца данного множества рис. 2-9).

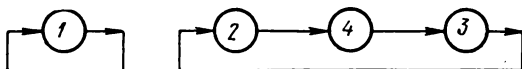


Рис. 2-9. Графы кодовых пересечений предельных частных кодовых колец троичного избыточного кода

В графе на рис. 2-9 в кружках показаны номера кодовых комбинаций, записанных десятичной системой от первого номера до четвертого.

Рассмотренный способ построения графов избыточных кодов в виде системы контуров может быть применен для построения графов с различным основанием и числом элементов при любом значении числа кодовых переходов.

2-10. Циклические коды

а) Общая характеристика циклических кодов. В поисках кодов, обеспечивающих высокую достоверность передачи цифровой информации при простой технике кодирования и декодирования, были предложены так называемые групповые циклические коды. Циклическими кодами называют специальную группу кодов, для построения которых могут быть использованы циклические свойства квадратных матриц (коды Абрамсона, Файера, Боуза—Чоудхури), а также коды, которые описываются неприводимыми образующими (порождающими) многочленами [20, 34, 41].

Циклические коды, как показали Р. Боуз и Д. Чоудхури, характеризуются тем, что для любых целых положительных значений числа контрольных позиций k , определяющего число исправляемых ошибок, существует код с числом элементов $n = 2^k - 1$ и с минимальным кодовым расстоянием d между любой парой комбинаций, равной, по крайней мере, $2s + 1$. При этом число проверочных позиций никогда не превышает $sk = n - m$. Такой код позволяет исправить s ошибок и обнаруживает $2s$ и менее ошибок

и некоторые варианты ошибок более высокой кратности. Кроме того, циклический код с $n-m$ контрольными элементами обнаруживает все пакеты ошибок, длина которых не превышает sk .

Определим теперь основные параметры циклического кода n , m и k .

Для образования циклического кода, обеспечивающего обнаружение двух ошибок или исправление одной, число контрольных позиций определяется из следующего известного соотношения для кода Хэмминга [см. формулу (2-17)]:

$$2^k \geq n + 1.$$

Применительно к циклическому коду это соотношение записывается в следующем виде:

$$2^k = n + 1.$$

Тогда можно написать, что

$$n = 2^k - 1, \tag{2-51}$$

а

$$k = \log_2(n + 1). \tag{2-52}$$

Наиболее экономными кодами, близкими к оптимальным, принято считать такие, для которых $k = \log_2(n + 1)$ выражается целым числом и соответственно равно $n = 2^k - 1$.

В табл. 2-9 приведены параметры циклических кодов n , m и k при обнаружении и исправлении кодом одиночных ошибок или при обнаружении всех одиночных и двойных ошибок ($d = 3$).

Таблица 2-9

n	1	3	7	15	31	63	127	255	511	1023	...
m	0	1	4	11	26	57	120	247	502	1013	...
k	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	...

Математической основой построения циклических кодов является представление любого двоичного числа в виде многочлена фиктивной переменной K , а именно:

$$G(K) = a_{n-1}K^{n-1} + a_{n-2}K^{n-2} + \dots + a_1K + a_0,$$

где K — основание кода; a — значение числа в данной системе счисления, причем $K > a$ и $a_{\max} = K - 1$.

Рассмотрим пример двоичного восьмиэлементного кода, записанного по этой системе:

Номера позиций	—	1	2	3	4	5	6	7	8
		1	0	1	0	1	1	0	1
Номера разрядов		8	7	6	5	4	3	2	1
Номера показателей многочлена		7	6	5	4	3	2	1	0

$$G(K) = K^7 + K^5 + K^3 + K^2 + 1 \approx 10101101.$$

Это выражение устанавливает однозначное соответствие между двумя формами записи кодовых комбинаций.

Рассмотрим порядок построения циклических кодов, описываемых неприводимыми образующими многочленами. Каждая кодовая комбинация m -элементного равнодоступного кода $G(K)$ умножается на одночлен $K^{n-m} = K^k$, а затем делится на образующий многочлен $P(K)$ степени $n - m = k$. При делении $\frac{G(K)K^k}{P(K)}$ получается частное $Q(K)$ такой же степени, что и $G(K)$, и появится остаток $R(K)$:

$$\frac{G(K)K^k}{P(K)} = Q(K) + \frac{R(K)}{P(K)}. \quad (2-53)$$

Следует заметить, что степень $R(K)$ не может быть равна или выше степени образующего многочлена $P(K)$, поскольку целая часть при делении должна войти в состав частного $Q(K)$. Таким образом, степень $R(K)$ будет $n - m - 1$ и ниже, если $P(K)$ имеет степень $n - m$. Следовательно, наибольшее число разрядов в комбинации, выраженной многочленом $R(K)$, не может превышать $n - m$.

Умножая обе части равенства (2-53) на $P(K)$ и перенеся влево произведение $Q(K)P(K)$, получим

$$F(K) = Q(K)P(K) = G(K)K^{n-m} + R(K). \quad (2-54)$$

Здесь знак минуса заменен знаком плюс, так как сложение должно производиться для двоичного кода по mod 2.

Из полученного равенства видно, что кодовую комбинацию n -элементного циклического кода можно получить двумя способами:

1) путем умножения $Q(K)$ m -элементного равнодоступного кода на образующий многочлен $P(K)$;

2) путем умножения кодовой комбинации m -элементного равнодоступного кода $G(K)$ на одночлен K^{n-m} и добавления к этому произведению остатка $R(K)$, полученного в результате деления произведения $G(K)K^{n-m}$ на образующий многочлен $P(K)$.

Оба этих способа равноправны, так как оба выражения делятся без остатка на образующий многочлен.

В дальнейшем будем пользоваться вторым способом, который в сочетании с матричной формой записи дает возможность наиболее просто определить все комбинации циклического кода.

Допустим, что мы хотим определить одну кодовую комбинацию для циклического (7, 4) кода. Тогда из табл. 2-9 находим значение $n = 7$, $m = 4$ и $k = 3$. Напишем одну из кодовых комбинаций четырехэлементного равнодоступного кода, используя обе известные нам формы записи:

$$G(K) = K^3 + K + 1 \approx 1011.$$

Допустим, что этот код имеет образующий многочлен $P(K) = K^3 + K^2 + 1$. Умножая $G(K)$ на $K^{n-m} = K^3$, получим

$$G(K)K^3 = K^6 + K^4 + K^3.$$

Делим $G(K)K^3$ на образующий многочлен $P(K)$ и находим остаток:

$$\begin{array}{r|l} G(K)K^3 = K^6 + K^4 + K^3 & K^3 + K^2 + 1 \\ K^6 + K^5 + K^3 & K^3 + K^2 \\ \hline & K^5 + K^4 \\ & K^5 + K^4 + K^2 \\ \hline \text{остаток } R(K) = K^2 & \approx 100. \end{array}$$

Следовательно, многочлен комбинации $F(K)$ циклического кода в соответствии с формулой (2-54) будет иметь вид:

$$F(K) = (K^6 + K^4 + K^3) + K^2.$$

Это выражение может быть записано в двоичной форме:

1 0 1 1	1 0 0
Информационные элементы	Контрольные элементы.

Для получения 2^m комбинаций циклического (n, m) кода нужно произвести 2^m делений для определения остатка для каждой комбинации m -элементного равнодоступного кода.

б) Принципы построения циклических кодов. Процедуру определения комбинаций циклического кода можно значительно упростить, применив способ записи равнодоступного кода с помощью единичной транспонированной матрицы \tilde{I}_m . При использовании этого способа записи достаточно многочлены, образуемые строчками такой матрицы, умножить на одночлен K^{n-m} , разделить на образующий многочлен $P(K)$ и остаток приписать справа в виде дополнительной матрицы $C_{(n-m), m}$ контрольных элементов. Тогда сопряженную по m определяющую матрицу C^* циклического (n, m) кода можно записать в следующем виде:

$$C_{n, m}^* = \|\tilde{I}_m; C_{(n-m), m}\|. \quad (2-55)$$

Ознакомимся теперь с принципами выбора образующего многочлена $P(K)$. Такой многочлен, как это было установлено выше, должен быть степени $n - m = k$ и входить в качестве множителя в разложение двучлена $K^n + 1$, степень которого должна соответствовать длине кодовой комбинации n . В свою очередь длина кодовой комбинации была определена как $n = 2^k - 1$, где k — любое положительное целое числа. Следовательно,

$$K^n + 1 = K^{2^k - 1} + 1.$$

Двучлены типа $K^{2^k - 1} + 1$ обладают следующими свойствами: 1) они являются общими кратными для всех без исключения неприводимых многочленов степени k ; 2) двучлены этого типа разлагаются на множители из всех неприводимых многочленов степени k_i , на которые без остатка делится число k .

Таблица неприводимых многочленов для некоторых значений k дана в приложении I.

Определим кодовые комбинации циклического (n, m) кода при помощи определяющей матрицы $C_{n, m}^*$, обеспечивающего передачу $M = 16$ сообщений и обнаруживающего и исправляющего одну ошибку — $d = 3$.

Из табл. 2-9 находим значение $n = 7$, $m = 4$ и $k = 3$. Теперь для построения циклического кода необходимо выбрать образующий многочлен. Для рассматриваемого случая образующий многочлен должен входить в качестве множителя разложения $K^7 + 1 = K^{2^3 - 1} + 1$. Соответствующие множители должны быть неприводимыми многочленами степени k_i , на которые $k = 3$ делится без остатка. В данном случае это будет 1 и 3, и, следовательно, множителями $K^7 + 1$ должны быть все неприводимые многочлены первой и третьей степени.

Из таблицы приложения выпишем все значения неприводимых многочленов I и III степени, которые входят в разложение $K^7 + 1$.

$$K^7 + 1 = K^{2^3 - 1} + 1 = (K + 1)(K^3 + K^2 + 1)(K^3 + K + 1).$$

Один из множителей третьей степени можно взять в качестве образующего многочлена:

$$P(K) = K^3 + K^2 + 1 \approx 1101.$$

Определим элементы определяющей матрицы для циклического $(7, 4)$ кода. После определения образующего многочлена найдем элементы дополнительной матрицы $C_{3, 4}$ путем деления на выбранный образующий многочлен $P(K) = K^3 + K^2 + 1 \approx 1101$ комбинации в виде единицы с рядом нулей и выписывания всех промежуточных остатков. Операция деления имеет следующий вид:

кодovou комбинацию 1111111, 0-ю кодovou комбинацию 0000000 можно получить, сложив две любые одинаковые строчки, например две первые строчки.

в) Принципы построения укороченных циклических кодов. В тех случаях, когда в табл. 2-9 нет кода, обеспечивающего передачу нужного числа сообщений, прибегают к построению укороченных циклических кодов. Допустим, что необходимо передать $M = 8$ сообщений. В табл. 2-9 нет кода для $m = 3$, поэтому необходимо применить укороченный циклический код.

Укороченный циклический код можно получить, если в определяющей матрице (2-56) вычеркнуть j последних строк и столько же столбцов слева. В итоге получим укороченный циклический $[(n - j), (m - j)]$ код. Приняв $j = 1$, можно на базе определяющей матрицы $C_{7,4}^*$ кода получить укороченный циклический (6, 3) код при $d = 3$:

$$C_{6,3}^* = \left\| \begin{array}{c|cccc} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ \hline 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{array} \right\|. \quad (2-57)$$

Складывая в различных сочетаниях строчки определяющей матрицы $C_{6,3}^*$, получим все кодové комбинации для данного кода.

Используя этот же принцип, можно перейти к укороченному циклическому (7, 3) коду с большей избыточностью ($d = 4$).

В данном случае образующий многочлен может быть получен путем перемножения двух неприводимых множителей разложения $K^7 + 1$:

$$P(K) = (K^3 + K^2 + 1)(K + 1) = K^4 + K^2 + K + 1 \approx 10111.$$

Методом, изложенным ранее, зная $P(K)$, определим значение элементов дополнительной матрицы $C_{4,3}$. Определяющая матрица для рассматриваемого кода запишется в следующем виде:

$$C_{7,3}^* = \left\| \begin{array}{c|cccc} 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ \hline 1 & 0 & 0 & 0 & & & & \end{array} \right\|. \quad (2-58)$$

Складывая в различных сочетаниях строчки определяющей матрицы $C_{7,3}^*$, находят все комбинации для данного кода.

г) Способы определения количества вариантов не обнаруживаемых ошибок в циклических кодах. При передаче сообщения по линии связи она подвергается воздействию помехи, которая вызывает

искажение кодовой комбинации. Искраженная кодовая комбинация может быть записана многочленом $H(K)$, представляющим из себя сумму многочленов:

$$H(K) = F(K) + E(K),$$

где $F(K)$ — неискаженная кодовая комбинация, а $E(K)$ — многочлен ошибок (вектор ошибок), содержащий столько членов, сколько элементов в принимаемой комбинации не совпадает с переданной.

Основным критерием наличия ошибок в принимаемой кодовой комбинации $H(K)$ является неделимость ее без остатка на образующий многочлен $P(K)$. Если $H(K)$ делится на $P(K)$ без остатка, то принятую кодовую комбинацию следует считать правильной:

$$\frac{H(K)}{P(K)} = 0; \quad \frac{E(K)}{P(K)} = 0.$$

Одиночную ошибку в n -элементной кодовой комбинации можно представить в виде одночлена $E(K) = K^i$, где степень i можно принять $0, 1, 2, \dots, n-1$.

Процедуру определения вариантов необнаруживаемых ошибок можно значительно упростить, прибегнув к матричному способу отображения ошибок в циклическом коде.

Все варианты одиночной ошибки можно представить в виде единичной транспонированной матрицы \tilde{I}_n порядка n .

К матрице ошибок \tilde{I}_n припишем справа матрицу остатков от деления одночлена K^i на образующий многочлен $P(K)$. Матрица остатков содержит $n-m$ столбцов и n строк и, в свою очередь, может быть разбита на две подматрицы. В первую подматрицу войдут первые $n-m$ строк, представляющие остаток от деления одночлена K^i , степень которого не превышает число $0, 1, \dots, n-m-1$, на образующий многочлен $P(K)$. В данном случае само K^i будет представлять остаток от деления на $P(K)$, так как степень $P(K)$ выше степени $n-m-1$, которую может иметь одночлен ошибки на первых $n-m$ строках матрицы. Из совокупности всех таких остатков можно образовать одиночную транспонированную матрицу \tilde{I}_{n-m} порядка $n-m$.

Вторая подматрица является дополнительной матрицей $C_{(n-m), m}$, определяющей матрицы $C_{n, m}^*$ циклического (n, m) кода.

Составленная таким образом матрица отображает все варианты одиночных ошибок и имеет следующую структуру:

$$M_{(2n-m), n}^{(1)} = \left\| \begin{array}{c} \tilde{I}_n \\ C_{(n-m), n} \end{array} \right\| \begin{array}{c} \tilde{I}_{n-m} \\ \\ \end{array} \left\|, \quad (2-59)$$

где $n + n - m = 2n - m$ — число столбцов; n — число строк; (1) — указывает кратность ошибок, отображаемых матрицей.

Рассмотрим в качестве примера матрицу одиночных ошибок для циклического $(7, 4)$ кода с образующим многочленом $P(K) = K^3 + K^2 + 1$. Матрица одиночных ошибок будет иметь следующий вид:

$$M_{(14-4), 7}^{(1)} = \begin{array}{cccccccc|ccc|c} K^6 & K^5 & K^4 & K^3 & K^2 & K^1 & K^0 & & \tilde{I}_{(n-m)=3} & & & \\ \hline 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & & 0 & 1 & 0 & 2 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & & 1 & 0 & 0 & 3 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & & 1 & 0 & 1 & 4 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & & 1 & 1 & 1 & 5 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & & 0 & 1 & 1 & 6 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & & 1 & 1 & 0 & 7 \\ \hline 7 & 6 & 5 & 4 & 3 & 2 & 1 & & e_3 & e_2 & e_1 & \end{array} \quad (2-60)$$

$\tilde{I}_{n=7}$ $C_{(n-m), n=3, 7}$

Для наглядности матрица (2-60) в соответствии с матрицей (2-59) разделена пунктирными линиями на подматрицы. Под столбцами матрицы показаны цифры, указывающие номер разряда, а над столбцами приведены показатели степени для каждого столбца. Столбцы матрицы остатков обозначены e_1, e_2, e_3 . Из структуры матрицы видно, что каждому одночлену ошибок соответствует своя трехэлементная комбинация остатков, полученная от деления одночлена ошибок на образующий многочлен $P(K)$.

Общее количество таких остатков, исключая нулевой, равно $2^{n-m} - 1 = 2^3 - 1 = 7$, т. е. они содержат все семь возможных комбинаций из трех элементов.

Пользуясь матрицей ошибок, можно выполнить анализ всех вариантов необнаруживаемых ошибок циклического $(7, 4)$ кода. Из матрицы (2-60) видно, что все одиночные ошибки имеют ненулевой остаток и поэтому обнаруживаются. Анализ двукратных ошибок может быть осуществлен путем сложения $\binom{7}{2} = 21$ комбинаций двух строк матрицы ошибок. В результате выполнения таких сложений можно убедиться, что все они имеют ненулевой остаток и поэтому все двукратные ошибки обнаруживаются.

Анализ вариантов всех ошибок трех-, четырех-, пяти-, шести- и семикратности также осуществляется путем сложения комбинаций соответствующего числа строк.

Таким путем можем найти все варианты не обнаруживаемых циклическим $(7, 4)$ кодом ошибок, общее число которых $2^m - 1 = 2^4 - 1 = 15$. Это число и соответствует устанавливаемым указанным

выше способом анализа вариантов ошибки. Таким образом, из общего возможного числа $2^n - 1 = 2^7 - 1 = 127$ ошибок циклический (7, 4) код обнаруживает $(2^n - 1) - (2^m - 1) = (2^7 - 1) - (2^4 - 1) = 112$ возможных вариантов ошибок.

2-11. Каскадные коды

а) Общая характеристика каскадных кодов. Каскадное избыточное кодирование дает возможность относительно простыми техническими средствами осуществить формирование и выявление кодов, обнаруживающих или обнаруживаемых и исправляющих практически любое число ошибок. Число обнаруживаемых и исправляемых ошибок определяется свойствами кода, используемого в каждом каскаде, и числом каскадов кодирования.

Каскадные избыточные коды в зависимости от принципов формирования каскадов могут быть подразделены на следующие группы: 1) последовательные каскадные коды; 2) параллельные каскадные коды; 3) последовательно-параллельные каскадные коды.

Перейдем к рассмотрению перечисленных выше групп каскадных избыточных кодов.

б) Последовательные каскадные избыточные коды. Данная группа каскадных кодов характеризуется тем, что каскады формируются последовательно во времени.

Число обнаруживаемых ошибок или соответственно число кодовых переходов в последовательных каскадных избыточных кодах определяется следующей формулой:

$$d = gr + 1, \quad (2-61)$$

где g — число последовательных каскадов кодирования; r — число ошибок, обнаруживаемых в каждом каскаде кодирования.

Число обнаруживаемых и исправляемых ошибок и соответственно число кодовых переходов в последовательных каскадных избыточных кодах определяется выражением:

$$d = g(s + r) + 1, \quad (2-62)$$

где g — число последовательных каскадов кодирования; r — число ошибок, обнаруживаемых в каждом каскаде; s — число ошибок, исправляемых в каждом каскаде.

В последовательных каскадных кодах передача кодовых комбинаций отдельного каскада может быть осуществлена следующими двумя путями: поочередной передачей кодовых комбинаций (рис. 2-10) и передачей перетасованных кодовых комбинаций (рис. 2-11).

Поочередный способ применяют при передаче сообщений по каналам, где наиболее характерными искажениями являются одиночные ошибки. Если наиболее характерными искажениями в та-

ких каналах являются пачки ошибок, то применяется передача перетасованных кодовых комбинаций.

Рассмотрим некоторые варианты последовательных каскадных избыточных кодов и установим их свойства по обнаружению или по обнаружению и исправлению ошибок.

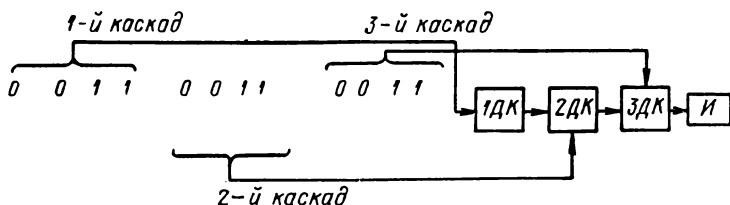


Рис. 2-10. Схема последовательности работы трехкаскадного декодирующего устройства: 1ДК; 2ДК; 3ДК — декомбинаторы первого, второго и третьего каскадов выбора; И — исполнительная схема

1. Двоичные каскадные избыточные коды, обнаруживающие одну ошибку в каждом каскаде ($d = 2, r = 1, s = 0$). Число кодовых комбинаций в таком коде определится:

$$M = 2^{n_1-1} \cdot 2^{n_2-1} \cdot 2^{n_3-1} \dots,$$

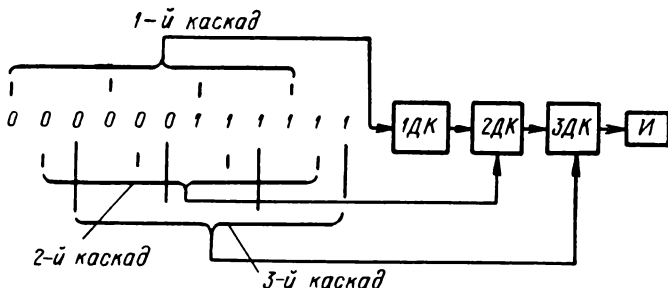


Рис. 2-11. Схема последовательности работы трехкаскадного декодирующего устройства при выявлении перетасованных кодовых комбинаций

де $n_1, n_2, n_3 \dots$ — число элементов кодовой комбинации в каждом каскаде выбора; $n_1 + n_2 + n_3 + \dots = n$ — общее число элементов кода.

Определим число кодовых комбинаций трехкаскадного двоичного кода при $K = 2, n_i = 4, g = 3, n = n_i g = 3 \cdot 4 = 12, d = 2, r = 1$ в каждой ступени и установим свойства этого кода.

Число кодовых комбинаций трехкаскадного двоичного кода определится по формуле:

$$M = 2^{n_1-1} \cdot 2^{n_2-1} \cdot 2^{n_3-1} = 2^{4-1} \cdot 2^{4-1} \cdot 2^{4-1} = 512,$$

$$n_1 = n_2 = n_3 = 4.$$

Число кодовых переходов в трехкаскадном двоичном избыточном коде будет $d = gr + 1 = 3 \cdot 1 + 1 = 4$. Рассматриваемый тип кода дает возможность обнаружить до трех ошибок по одной ошибке в каждом каскаде выбора. Избыточность данного типа кода будет

$$R_k = \frac{2^n}{2^{n_1-1} \cdot 2^{n_2-1} \cdot 2^{n_3-1}} = \frac{2^{12}}{2^9} = 8.$$

Передача кодовых комбинаций может быть осуществлена указанными выше двумя путями.

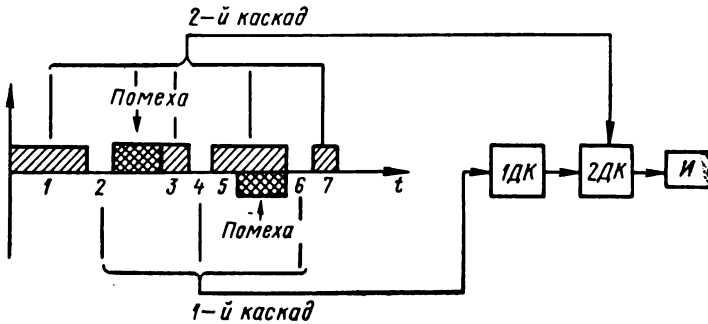


Рис. 2-12. Время-импульсно-интервальный код с искаженными элементами, использующий каскадные принципы декодирования

Двоичный каскадный избыточный код, обнаруживающий одну ошибку и ряд однотипных ошибок в каждом каскаде ($d_{\text{мин}} = 2$, $r = 1$, $s = 0$), определяется выражением:

$$M = \binom{n_1}{n_{1н}} \binom{n_2}{n_{2н}} \binom{n_3}{n_{3н}};$$

$$n_1 + n_2 + n_3 + \dots = n.$$

Число переходов в таком коде будет $d_{\text{мин}} = gr + 1$, т. е. рассматриваемый код дает возможность обнаружить gr ошибок.

Определим число кодовых комбинаций во время-импульсно-интервальном коде, обеспечивающих обнаружение ошибок. Этот код является наиболее характерным типом кода, когда двухкаскадное кодирование обусловлено структурой рассматриваемого кода. Особенностью его является то, что одиночный импульс помехи может вызвать две ошибки (рис. 2-12).

Из рисунка видно, что одиночный импульс помехи в рассматриваемом коде вызывает две ошибки, например удлинение короткого импульса и укорочение удлиненного интервала, или укорочение удлиненного импульса и удлинение короткого интервала. Отмеченная выше особенность время-импульсно-интервального кода не дает возможности обеспечить обнаружение ошибок при использо-

вании обычных избыточных кодов. Например, применение двоичного кода $M = \binom{7}{3} = 35$ при искажениях, показанных на рис. 2-12, будет приводить к трансформации передаваемых сообщений. В данном случае ошибки могут быть обнаружены только при использовании отдельного кодирования по импульсам и интервалам, т. е. при использовании двухкаскадного кодирования с использованием в каждом каскаде избыточных кодов. Например, для кода, приведенного на рис. 2-12, можно применить

$$M = \binom{i}{i_n} \binom{p}{p_n} = \binom{4}{2} \binom{3}{1} = 18,$$

где i — число импульсов кода; i_n — число избирающих импульсов; p — число интервалов; p_n — число избирающих интервалов.

Только при двухкаскадном кодировании искажения, вызываемые одиночными импульсами помехи и показанные на рис. 2-12, могут быть обнаружены с минимальной избыточностью в коде.

Двоичный каскадный избыточный код, обнаруживающий две ошибки и исправляющий одну в каждом каскаде ($d = 4$, $s = 1$, $r = 2$):

$$M = 2^{m_i} \leq \frac{2^{n_i-1}}{n_i},$$

где m_i — число информационных элементов кода в каждом каскаде; n_i — общее число элементов кода в каждой ступени.

Число кодовых переходов в таком коде будет $d = g(s + r) + 1$, т. е. рассматриваемый код обнаруживает gr ошибок и исправляет gs ошибок.

Рассмотрим свойства двухкаскадного двоичного корректирующегося кода при $K = 2$, $n_i = 6$, $m_i = 2$, $g = 2$, $M = 4$ и $d = 4$, $s = 1$, $r = 2$ в каждом каскаде (рис. 2-13).

Произведем анализ свойств такого двухкаскадного корректирующегося кода, взяв первую кодовую комбинацию для кода, который был рассчитан в § 2-4.

Для увеличения числа исправляемых ошибок отдельные каскады выбора подключаются параллельно к исполнительным схемам, в которые вводится пороговая защита, исключающая одновременное срабатывание нескольких исполнительных элементов. В данном случае число кодовых переходов будет $d = 2(s + r) + 1 = 2 \times (1 + 2) + 1 = 7$, и рассматриваемый код должен исправлять две ($gs = 2$) и обнаруживать четыре ошибки ($gr = 4$).

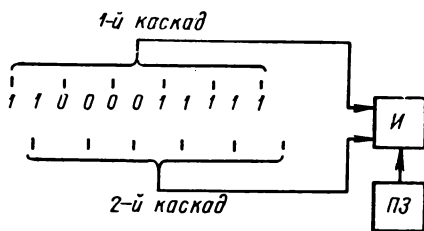


Рис. 2-13. Схема последовательности работы двухкаскадного декодирующего устройства двоичного корректирующегося кода: И — исполнительное устройство; ПЗ — пороговая защита

Произведем теперь анализ свойств этого кода при различном числе ошибок.

При наличии **о д и н о ч н ы х о ш и б о к** любая из них будет исправляться, так как в каждом каскаде применен корректирующийся код, исправляющий одну ошибку.

При наличии **д в у х о ш и б о к** возможны два варианта возникновения ошибок в принимаемой кодовой комбинации. Первый вариант: одна ошибка возникает в первом каскаде и другая — во втором. Так как каждый каскад использует корректирующийся код, в каждом из них произойдет исправление по одной ошибке и переданное сообщение будет принято правильно по двум параллельным цепям. Второй вариант: обе ошибки возникают только в первом каскаде. Так как каждый каскад использует корректирующийся код с $d = 4$, то в том каскаде, где возникнут две ошибки, они обе будут обнаружены и произойдет защитный отказ. Во втором каскаде, где ошибок не было, произойдет выявление правильного сообщения. Таким образом, в данном случае сообщение будет правильно выявлено по одной из параллельных цепей, подключенных к исполнительной схеме. Из сказанного следует, что любые две ошибки исправляются при использовании двухкаскадного корректирующегося кода.

При наличии **т р е х о ш и б о к** возможны два варианта возникновения ошибок. Первый вариант: одна ошибка возникает в первом каскаде и две — во втором. В первом каскаде одиночная ошибка исправляется, во втором обнаруживаются обе ошибки и происходит защитный отказ. Таким образом, при трех ошибках происходит выявление правильного сообщения по одной из параллельных цепей, подключенных к исполнительной схеме. Второй вариант: все три ошибки возникают в первом каскаде. Так как три ошибки в коде с $d = 4$ вызывают трансформацию передаваемого сообщения, то в первом каскаде будет выявлено неправильное сообщение, а во втором произойдет выявление переданного сообщения. Следовательно, будут одновременно составлены цепи для срабатывания двух различных исполнительных устройств, однако сработать они не смогут, так как пороговая схема защиты исключает возможность срабатывания двух различных исполнительных элементов и вызывает эффект защитного отказа.

Из сказанного следует, что в первом случае все ошибки исправляются, а во втором случае они вызывают защитный отказ.

При наличии **ч е т ы р е х о ш и б о к** возможны три варианта возникновения ошибок. Первый вариант: одна ошибка возникает в первом каскаде и три — во втором. В первом каскаде произойдет исправление одиночной ошибки, а во втором три ошибки вызовут выявление трансформированного сообщения. Будут составлены цепи для одновременного срабатывания двух различных исполнительных устройств, которое однако будет исключено пороговой схемой защиты. Второй вариант: две ошибки возникают в первом каскаде и две — во втором. Эти ошибки вызовут эффект защитного

отказа. Третий вариант: все четыре ошибки возникают только в первом каскаде. Ошибки вызывают выявление трансформированного сообщения, а во втором каскаде будет иметь место правильное сообщение. Таким образом, опять одновременно будут составлены цепи для срабатывания двух различных исполнительных устройств, которые приведут в действие пороговую схему защиты, вызывающую эффект защитного отказа. Из сказанного видно, что четыре ошибки при данном способе передачи информации обнаруживаются.

2. Троичный каскадный избыточный код, обнаруживающий одну ошибку и ряд однотипных ошибок в каждом каскаде выбора ($d_{\text{мин}} = 2, r = 1, s = 0$):

$$M = 2_T^{n_1} \cdot 2_T^{n_2} \cdot 2_T^{n_3} \dots,$$

где $n_1 + n_2 + n_3 + \dots = n$,

или

$$M = \binom{n_1}{n_{1и}} 2_T^{n_{1и}} \binom{n_2}{n_{2и}} 2_T^{n_{2и}} \binom{n_3}{n_{3и}} 2_T^{n_{3и}} \dots;$$

число кодовых переходов в таком коде $d = gr + 1$.

Троичный каскадный избыточный код, обнаруживающий две и исправляющий одну ошибку в каждой ступени ($d = 4, r = 2, s = 1$):

$$M = 2_T^{n_i - 1},$$

или

$$M = \binom{n_i}{n_{ии}}_T,$$

где n_i — число элементов одного каскада выбора; $n_{ии}$ — число избирающих элементов в одном каскаде выбора.

Число кодовых переходов в таком коде $d = g(s + r) + 1$.

Пр и м е р. Требуется рассмотреть свойства двухкаскадного троичного корректирующегося кода при $K = 3, n_i = 4, g = 2, M = 6, d = 4, s = 1, r = 2$ в каждой ступени. Число кодовых комбинаций такого кода определяется по формуле:

$$M = \binom{n_i}{n_{ии}}_T = \binom{4}{2}_T = 6.$$

Кодовые комбинации этого кода будут:

$$\begin{array}{cccccc} 2 & 2 & 1 & 1 & - & 1 & 1 & 2 & 2 & 1 & - & 4 \\ 2 & 1 & 2 & 1 & - & 2 & 1 & 2 & 1 & 2 & - & 5 \\ 2 & 1 & 1 & 2 & - & 3 & 1 & 1 & 2 & 2 & - & 6 \end{array}$$

Произведем анализ свойств двухкаскадного троичного корректирующегося кода (рис. 2-14) при передаче первого сообщения. Число кодовых переходов для такого кода $d = g(s + r) + 1 = 2(1 + 2) + 1 = 7$.

Выполнив анализ свойств рассматриваемого кода в той же последовательности, как это было осуществлено применительно к двухкаскадному двоичному корректирующемуся коду, установим, что двухкаскадный троичный корректирующийся код исправляет любые две и обнаруживает до четырех ошибок. Причем в данном

случае три и четыре ошибки будут обнаруживаться без применения пороговых схем защиты.

3. Каскадный избыточный код с основанием $K > 3$, обнаруживающий одну ошибку и ряд однотипных ошибок в каждом каскаде выбора ($d_{\text{мин}} = 2, r = 1, s = 0$):

$$M = K_T^{n_1} K_T^{n_2} K_T^{n_3} \dots,$$

где $n_1 + n_2 + n_3 + \dots = n$,
или

$$M = \binom{n_1}{n_{1н}} K_T^{n_{1н}} \binom{n_2}{n_{2н}} K_T^{n_{2н}} \binom{n_3}{n_{3н}} K_T^{n_{3н}} \dots$$

Число кодовых переходов в таком коде $d = gr + 1$.

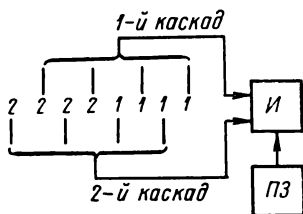


Рис. 2-14. Схема последовательности работы двухкаскадного декодирующего устройства троичного корректирующегося кода (условные обозначения те же, что на рис. 2-13)

Каскадный избыточный код с основанием $K > 3$, обнаруживающий две и исправляющий одну ошибку в каждом каскаде выбора:

$$M = K_T^{n_i - 1}.$$

Число кодовых переходов в таком коде $d = g(s + r) + 1$.

Из всего изложенного можно заключить, что применение каскадного избыточного кодирования дает возможность простыми техническими средствами увеличить число обнаруживаемых ошибок или число обнаруживаемых и исправляемых ошибок, а также осуществить обнаружение или обнаружение и исправление пучка ошибок в пределах корректирующихся свойств применяемых кодов.

в) **Параллельные каскадные избыточные коды.** Данная группа каскадного кодирования характеризуется тем, что каскады формируются параллельно во времени. Параллельное каскадное избыточное кодирование состоит в том, что каждый элемент первичного основного кода кодируется вторичным защитным или защитно-разделительным кодом, а каждый элемент вторичного кода в свою очередь может быть закодирован третичным защитным или защитно-разделительным кодом и т. д. Таким путем образуется параллельный каскадный код, обеспечивающий применением простых технических средств повышение помехоустойчивости передачи телемеханической информации при воздействии интенсивной случайной помехи.

Впервые системы, использующие двухкаскадное кодирование, были описаны в конце 40-х годов [3], а в 1959 г. [51] были рассмотрены двухкаскадные методы повышения помехоустойчивости систем передачи телемеханической информации при воздействии случайной импульсной помехи большой интенсивности.

Число кодовых переходов в каскадных избыточных кодах, обнаруживающих одинаковое число ошибок, возникающих в защит-

ных каскадах одного элемента первичного кода и в самом первичном коде, может быть определено как

$$d = 2^{c_3} r + 1, \quad (2-63)$$

где c_3 — число защитных каскадов кодирования.

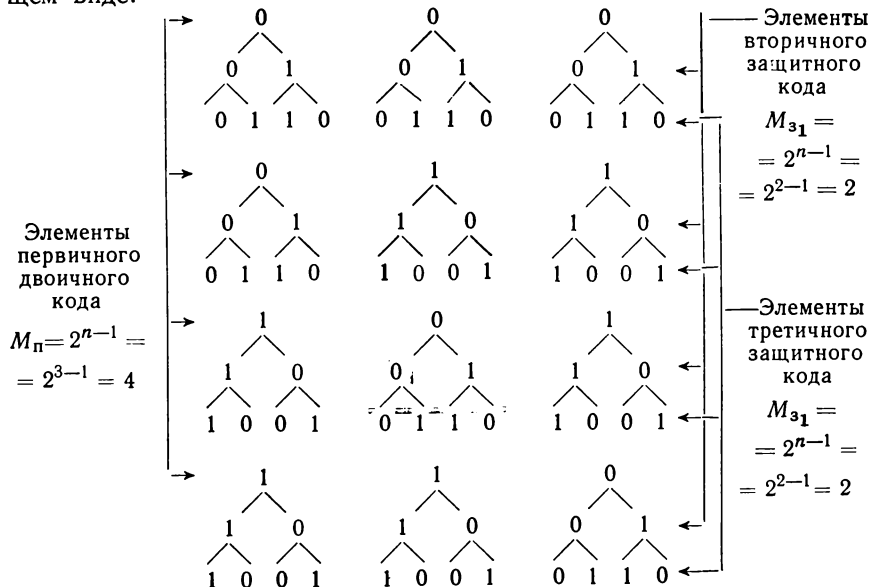
Число переходов в каскадных избыточных кодах, обнаруживающих и исправляющих одинаковое число ошибок, возникающих в защитных каскадах одного элемента первичного кода и в самом первичном коде соответственно определяется как

$$d = 2^{c_3} (s + r) + 1. \quad (2-64)$$

Общее же число ошибок, обнаруживаемых или обнаруживаемых и исправляемых каскадными избыточными кодами, будет больше и находится в прямой зависимости от значности (числа элементов) первичного кода.

1. Каскадные избыточные коды, обнаруживающие ошибки в каждом каскаде кодирования. Рассмотрим пример трехкаскадного избыточного кодирования с использованием в каждом каскаде двоичного кода на некоторые сочетания, обнаруживающего одну ошибку ($d = 2, r = 1, s = 0$). Пусть первичный основной код характеризуется следующими параметрами: $K = 2, n = 3, M = 2^{n-1} = 2^{3-1} = 4, d = 2, r = 1$ и $s = 0$, а вторичные и третичные защитные коды соответственно — $K = 2, n = 2, M_3 = 2^{n-1} = 2^{2-1} = 2, d = 2, r = 1, s = 0$ и $c_3 = 2$.

Кодовые комбинации этого кода могут быть записаны в следующем виде:



Число кодовых переходов у одного элемента первичного кода будет

$$d = 2^c r + 1 = 2^2 \cdot 1 + 1 = 5,$$

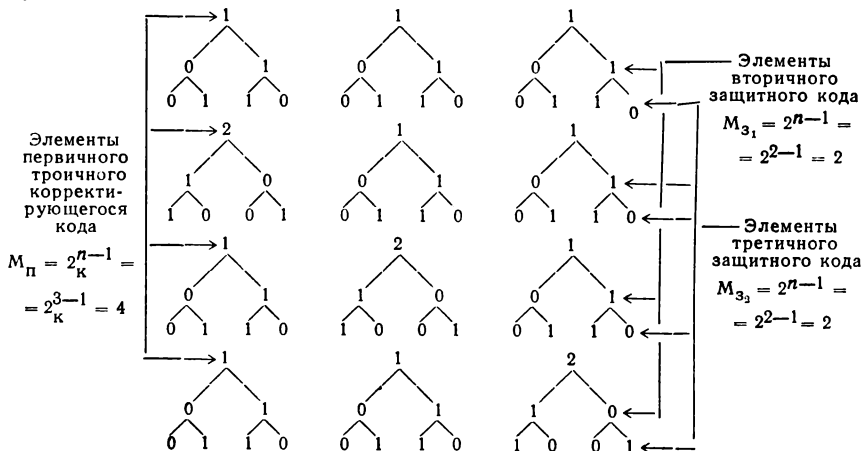
т. е. данный способ кодирования дает возможность обнаружить до четырех ошибок, возникающих в третьем каскаде кода одного элемента первичного кода и обнаружить дополнительно до трех ошибок в защитных каскадах остальных элементов первичного кода. Таким образом, приведенный выше трехкаскадный избыточный код дает возможность обнаруживать до десяти ошибок, возникающих в третьем каскаде кодирования.

2. Каскадный избыточный код, обнаруживающий и исправляющий ошибки в первичном коде и обнаруживающий ошибки в защитных каскадах кодирования. Рассмотрим пример с трехкаскадным кодированием с использованием первичного кода, обнаруживающего две и исправляющего одну ошибку ($d = 4, r = 2, s = 1$), и два каскада защитных кодов, обнаруживающих одну ошибку ($d = 2, r = 1$ и $s = 0$).

В соответствии с условиями выбора кодовых комбинаций защитных кодов рабочими кодовыми комбинациями являются 01, соответствующая десятичному эквиваленту 1, и 10, соответствующая 2, и нерабочие кодовые комбинации 00 и 11, вызывающие защитный отказ и, следовательно, соответствующие десятичному эквиваленту 0. Таким образом, каждый защитный код характеризуется тремя состояниями 0, 1 и 2. Это обстоятельство позволяет реализовать первичный код как корректирующийся троичный код, использующий два кодовых сигнальных признака ($d = 4, r = 2$ и $s = 1$). Число кодовых комбинаций первичного кода при $K = 3, n = 3$ определится как

$$M_n = 2_k^{n-1} = 2_k^{3-1} = 4.$$

Кодовые комбинации такого кода могут быть записаны в следующем виде:



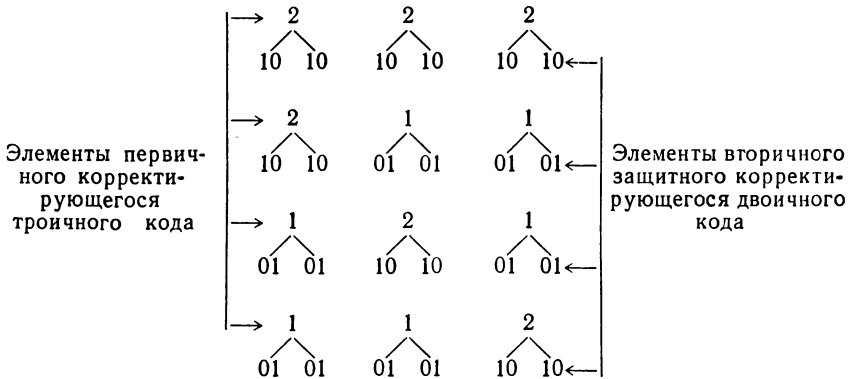
Данный способ реализации каскадного избыточного кодирования дает возможность исправить до трех ошибок, возникающих в защитных каскадах одного элемента первичного кода, и обнаружить четыре ошибки в защитных каскадах одного элемента первичного кода и дополнительно до трех ошибок в защитных каскадах остальных элементов первичного кода. Таким образом, рассматриваемый трехкаскадный избыточный код дает возможность обнаруживать до десяти ошибок и исправлять до трех ошибок.

3. Каскадный избыточный код, обнаруживающий и исправляющий ошибки в каждом каскаде кодирования. Рассмотрим пример с двухкаскадным кодированием при использовании первичного троичного корректирующегося кода ($d = 4, r = 2, s = 1$) и вторичного защитного корректирующегося кода ($d = 4, r = 2, s = 1, c_3 = 1$). Пусть первичный корректирующийся троичный код характеризуется следующими параметрами: $K = 3, n = 3, M_n = 2^{n-1} = 2^{3-1} = 4$, а вторичный защитный корректирующийся двоичный код соответственно: $K = 2, n = 4$, и $M_s = 2^m \leq \frac{2^{n-1}}{n} = \frac{2^{4-1}}{4} = 2$.

Число кодовых переходов у одного элемента первичного кода будет

$$d = 2^{c_3}(s + r) + 1 = 2(1 + 4) + 1 = 7.$$

Кодовые комбинации рассматриваемого кода могут быть записаны в следующем виде:



Данный способ реализации двухкаскадного кодирования дает возможность исправлять все варианты одиночных и двойных ошибок, один вариант трех ошибок при возникновении одной ошибки в одном защитном коде и двух ошибок в другом, а также обнаруживать три ошибки при возникновении их в одном защитном коде и все варианты четырех ошибок.

Из приведенных примеров видно, что параллельный каскадный избыточный код дает возможность относительно простыми техническими средствами увеличить число обнаруживаемых или число обнаруживаемых и исправляемых ошибок, а также осуществить обнаружение или обнаружение и исправление и исправление пучка ошибок.

в) Последовательно-параллельные каскадные избыточные коды. Данная группа кодов характеризуется тем, что каскады формируются последовательно и параллельно во времени. Подобное формирование каскадов дает возможность осуществить формирование и выявление кодов, обеспечивающих обнаружение или обнаружение и исправление максимального числа ошибок при использовании достаточно простых технических средств.

Число обнаруживаемых ошибок или соответственно число кодовых переходов в рассматриваемой группе кодов определяется выражением:

$$d = 2^{c_3} gr + 1.$$

Число кодовых переходов в параллельно-последовательных кодах, обнаруживающих и исправляющих ошибки, определяется выражением:

$$d = 2^{c_3} g(s + r) + 1. \quad (2-65)$$

Рассмотрим пример параллельно-последовательного каскадного кода, обнаруживающего две и исправляющего одну ошибку в каждом каскаде кодирования.

В основу образования последовательно-параллельного каскадного кода положим последовательный двухкаскадный и параллельный каскадный коды.

Число кодовых переходов в таком параллельно-последовательном каскадном коде будет

$$d = 2^{c_3} g(s + r) + 1 = 2 \cdot 2 \cdot (1 + 2) + 1 = 13,$$

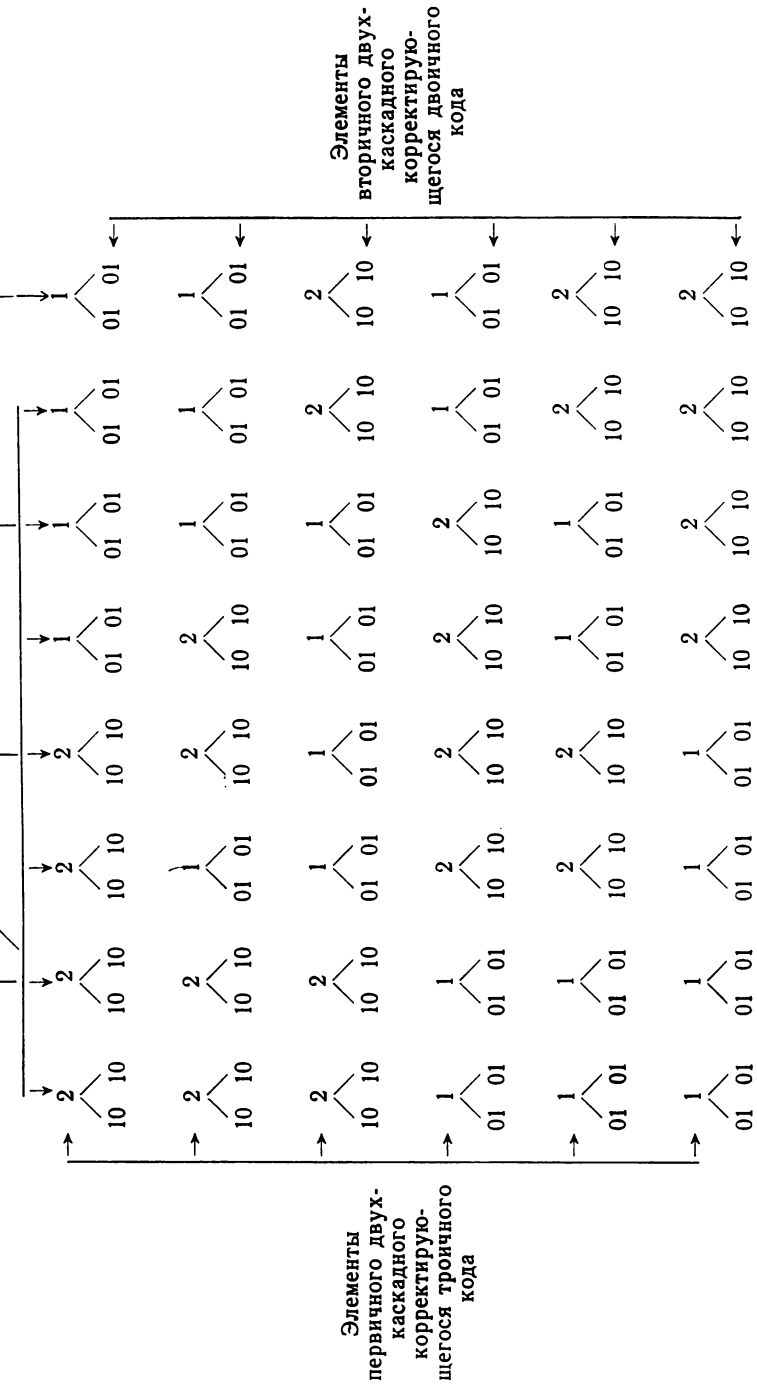
т. е. такой код должен исправлять четыре и обнаруживать восемь ошибок.

Кодовые комбинации последовательно параллельного кода могут быть записаны в следующем виде (см. стр. 113).

Приведенный последовательно-параллельный каскадный код дает возможность исправить четыре ошибки в одном из параллельных каскадов и исправить до шести ошибок в двух последовательно-параллельных каскадах (четыре ошибки в одном из параллельных каскадов и две ошибки в другом каскаде) и обнаружить до восьми ошибок, возникающих в двух защитных кодах. Рассматриваемый код дает возможность также дополнительно обнаруживать ряд ошибок большой кратности.

Второй последовательный каскад кодирования

Первый последовательный каскад кодирования



2-12. Принципы дублирования

а) **Общая характеристика дублирования.** Принципы дублирования являются разновидностью избыточного кодирования, основанной на повторении кодов несколько раз для обеспечения необходимой достоверности передачи сообщения. Применение принципа дублирования дает возможность улучшить условия обнаружения или обнаружения и исправления ошибок в кодах, вызываемых воздействием помехи. Дублирование может быть осуществлено различными способами: без обратной связи, с обратной связью, без накопления и с накоплением.

б) **Дублирование без обратной связи.** Этот способ дублирования характеризуется тем, что для повышения достоверности передачи информации каждый передаваемый сигнал повторяется необходимое число раз. Число повторений устанавливается в зависимости от заданной достоверности. При данном способе дублирования повысить достоверность можно только при использовании избыточных кодов, способных обнаруживать или обнаруживать и исправлять ошибки. Применение кодов с $d = 1$ при данном виде дублирования может только вызвать увеличение числа трансформаций передаваемых сообщений.

Рассматриваемый способ дублирования имеет своим недостатком то, что число дублирований определяется при максимальной интенсивности помехи и остается неизменным независимо от того, какая интенсивность помехи имеет место при передаче данного сообщения.

Вероятность ошибки применительно к рассматриваемому способу дублирования можно определить по формуле:

$$P_0 = p_0^a, \quad (2-66)$$

где P_0 — вероятность ошибки при заданном числе дублирований; p_0 — вероятность ошибки при однократной передаче сообщения; a — число дублирований.

Применительно к данному случаю можно также определить вероятность передачи

$$S_0 = \lg \frac{1}{P_0} = \lg \frac{1}{p_0^a} = a s_0^a,$$

где S_0 — верность при заданном числе дублирований.

в) **Дублирование с обратной связью.** Дублирование с обратной связью может быть реализовано различными путями. Например, этот способ дублирования может быть реализован в виде систем с автоматическим запросом или квитированием. Характерной особенностью такого рода дублирования является автоматическое регулирование числа дублирований в зависимости от интенсивности помехи при передаче данного сообщения.

При использовании автоматического запроса или автоматического квитирования также обязательным является применение избыточных кодов.

г) **Дублирование с накоплением.** Принцип дублирования и накопления является одним из старых способов, использующих избыточность в качестве средства противодействия помехе. Этот способ дублирования был применен в радиотелеграфии и известен как система Бодо—Вердана.

Рассматриваемый принцип дублирования характеризуется тем, что используются коды с $d = 1$ и каждое сообщение повторяется заданное число раз, а на приемной стороне имеются накопительные схемы, характеризующиеся определенной кратностью накопления b . Накопительные устройства срабатывают только в том случае, когда определенные элементы сообщения будут приняты правильно b раз. При этом способе дублирования применяют поэлементное или покодое накопление, что является достаточно эффективным средством защиты от помех, когда передача информации осуществляется как по несимметричному, так и по симметричному каналам.

Рассмотрим пример передачи двоичного кода при $d = 1$ с применением трехкратного дублирования и накопления ($a = b$). Допустим, что необходимо передать кодовую комбинацию 01001 по каналу, где вероятность перехода нулей в единицу больше вероятности перехода единицы в нули, или необходимо передать кодовую комбинацию 10110 при вероятности перехода единицы в нули, большей вероятности перехода нулей в единицу (табл. 2-10).

Таблица 2-10

Передаваемая кодовая комбинация	«1» не подав- ляется 0 1 0 0 1	«1» подавляется 1 0 1 1 0 НЕ 0 1 0 0 1
1-е дублирование	1 1 0 0 1	1 0 1 0 0 0 1 0 1 1
2-е »	0 1 0 1 1	0 0 1 1 0 НЕ 1 1 0 0 1
3-е »	0 1 1 0 1	1 0 0 1 0 0 1 1 0 1
Выявленные кодовые комбинации	0 1 0 0 1	1 0 1 1 0 0 1 0 0 1 НЕ 1 0 1 1 0

Недостатком такого принципа дублирования является то, что он оказывается малоэффективным в тех случаях, когда под воздействием помехи имеют место двусторонние переходы, т. е. превращение нулей в единицы и обратно.

Отмеченный выше недостаток может быть устранен при условии, что число дублирований выбирается большим, чем число суммирований при накоплении ($a > b$).

Рассмотрим пример передачи двоичного кода при $d = 1$ с применением пятикратного дублирования ($a = 5$) и трехкратного накопления ($b = 3$). Допустим, что мы опять имеем дело с кодовой комбинацией 01001, в которой могут иметь место двусторонние переходы, т. е. превращение нулей в единицу и наоборот (табл. 2-11).

Все изложенное выше относится к случаю использования элементарного накопления, когда число накопительных схем соответствует числу элементов принимаемого кода. Этот способ дублирования дает возможность решить вопросы помехоустойчивого кодирования путем использования минимального числа дополнительных элементов.

Таблица 2-11

Передаваемая кодовая комбинация	0 1 0 0 1
1-е дублирование	0 0 0 0 1
2-е »	1 1 0 0 1
3-е »	0 1 1 0 1
4-е »	0 1 0 0 0
5-е »	0 1 0 1 1
Выявленная кодовая комбинация	0 1 0 0 1

Возможно также применение покодowego накопления, которое дает возможность уменьшить вероятность трансформации передаваемых сообщений, но использует гораздо большее количество элементов, т. е. число накопительных схем равно числу принимаемых сообщений.

В заключение необходимо указать, что, хотя принципы дублирования дают возможность

наиболее простым способом решить вопросы помехоустойчивого кодирования, они всегда приводят к использованию сигналов с излишней избыточностью.

2-13. Классификация цифровых систем передачи информации по помехоустойчивости

Методы обеспечения помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации в первую очередь зависят от типа помехи, воздействующей на передаваемую информацию. Все существующие случайные помехи сводятся к трем разновидностям: флуктуационной, случайной (хаотической) импульсной и синусоидальной. Наиболее опасной принято считать случайную импульсную помеху, основные параметры которой соответствуют основным параметрам кодовых элементов, так как борьба с такой помехой осуществляется только в самих декодирующих устройствах.

Для оценки степени влияния случайной импульсной помехи на помехоустойчивость системы автором был введен (1958 г.) инвариантный ко времени критерий, названный интенсивностью случайной импульсной помехи:

$$i_{c.п} = \frac{T_6}{T_{c.п}} = f_{c.п} T_6, \quad (2-67)$$

где $i_{c.п}$ — интенсивность случайной импульсной помехи — число импульсов помехи, попадающих на базовое время кода; T_6 — базовое время кода — время передачи одной кодовой комбинации блочного кода; $T_{c.п}$ — средний период случайной импульсной помехи; $f_{c.п}$ — средняя частота случайной импульсной помехи.

Установим степень влияния случайной импульсной помехи по принятому критерию. Пусть имеются три различные системы передачи информации, которые характеризуются следующими параметрами:

1-я система — $f_{c. п_1} = 10^3$ имп/сек; $T_{б_1} = 10^{-4}$ сек; $i_{c. п_1} = 0,1$;

2-я система — $f_{c. п_2} = 10^4$ имп/сек; $T_{б_2} = 10^{-4}$ сек; $i_{c. п_2} = 1$;

3-я система — $f_{c. п_3} = 10^2$ имп/сек; $T_{б_3} = 10^{-1}$ сек; $i_{c. п_3} = 10$.

Видно, что в первом случае на базовое время кода редко попадают одиночные импульсы помехи, во втором случае такие попадания постоянны, а в третьем случае на базовое время кода всегда попадает десять импульсов. В зависимости от значения интенсивность случайной импульсной помехи может быть подразделена на три группы: малая ($T_{б}/T_{c. п} < 1$); средняя ($T_{б}/T_{c. п} = 1$) и большая ($T_{б}/T_{c. п} > 1$) интенсивность.

Очевидно, что при различных значениях интенсивности случайной импульсной помехи помехоустойчивость будет обеспечиваться различными методами и применением различных технических средств.

Принятое подразделение интенсивности позволяет осуществить четкую классификацию цифровых систем передачи телемеханической информации по помехоустойчивости на три группы: 1) системы, работающие при воздействии случайной импульсной помехи малой интенсивности; 2) системы, работающие при воздействии случайной импульсной помехи средней интенсивности; 3) системы, работающие при воздействии случайной импульсной помехи большой интенсивности.

ГЛАВА ТРЕТЬЯ

СТРУКТУРНЫЕ ФОРМЫ КОДИРУЮЩИХ И ДЕКОДИРУЮЩИХ УСТРОЙСТВ С МНОГОТАКТНЫМ ФОРМИРОВАНИЕМ И ВЫЯВЛЕНИЕМ КODOVЫХ ЭЛЕМЕНТОВ

3-1. Общие соображения

Помехоустойчивость цифровых систем передачи телемеханической информации определяется не только свойствами используемых кодов, но и особенностями тех технических средств, которые применяются для их реализации. Как уже отмечалось в § 1-6, цифровые системы по структурным формам подразделяются на многотактные и одноктактные. В данной главе рассматриваются структурные формы элементов систем с многотактным формированием и выявлением кодовых элементов.

Формирование и выявление кода осуществляется с помощью схем, которые выполняют эти функции за много тактов в пределах

одного цикла работы системы. При этом отдельные кодовые символы, передаваемые по временным каналам, выявляются поочередно во времени и каждый в отдельности фиксируется и запоминается. Подобная разновидность кодирующих и декодирующих устройств получила широкое применение в различных системах передачи телемеханической информации и до недавнего времени являлась единственным возможным направлением, используемым при построении информационных систем различного назначения.

Рассматриваемая структурная форма может быть реализована в цифровых системах передачи телемеханической информации, применяющих все рассмотренные в § 1-7 принципы многократного использования линий связи. Конструктивно она может быть осуществлена на всех известных в настоящее время схемных элементах и в том числе на элементах микроминиатюрного исполнения.

Для выявления особенностей построения кодирующих и декодирующих устройств многотактного типа разберем в структурной форме принципы выполнения основных узлов таких систем. Это будут распределители и декомбинаторные схемы, которые имеют присущую для данной разновидности устройств специфику.

3-2. Типы сигнальных признаков и принципы формирования параллельных каналов на одной линии связи

Передача нескольких сообщений по одной линии связи может быть осуществлена разделением их различными сигнальными признаками или передачей их по параллельным каналам.

Особенность передачи сообщений с помощью временных, амплитудных, полярных и фазовых сигнальных признаков состоит в том, что эти сигнальные признаки, обладая рядом значений, по своим физическим свойствам исключают возможность одновременной передачи нескольких значений одного и того же сигнального признака. Таким образом, передача нескольких значений упомянутых признаков возможна только поочередно.

В этом случае число передаваемых сообщений будет определяться по формуле:

$$M = K_t + K_a + K_\phi + K_n, \quad (3-1)$$

где K_t — число значений временного сигнального признака; K_a — число значений амплитудного сигнального признака; K_ϕ — число значений фазового сигнального признака; K_n — число значений полярного сигнального признака.

При совместном использовании перечисленных выше сигнальных признаков и наличии, по крайней мере, двух значений у каждого из них может быть обеспечена одновременная передача нескольких сообщений по одной линии связи. Итак, при совместном использовании перечисленных выше сигнальных признаков на одной линии связи сообщения могут быть переданы одновременно по одному временному, амплитудному, полярному и фазовому каналам.

Для этого случая число передаваемых сообщений определится по следующей формуле:

$$M = S_c, \quad (3-2)$$

где S_c — число совмещенных каналов, равное числу типов используемых сигнальных признаков.

Основная специфика частотного сигнального признака в отличие от свойств временного, амплитудного, полярного и фазового сигнальных признаков состоит в том, что он при наличии нескольких значений может быть использован как для поочередной, так и для одновременной передачи сообщений по одной линии связи. При этом его поочередная или одновременная передача обуславливается особенностями используемых линий связи. Таким образом, подобные параметры сигнала при поочередной передаче могут быть использованы как частотные сигнальные признаки, а при одновременной — как частотные каналы.

Число выдаваемых данных при использовании частотных сигнальных признаков определяется по формуле:

$$M = K_f, \quad (3-3)$$

где K_f — число значений частотного сигнального признака;
а при использовании частотных каналов — по формуле:

$$M = S_f, \quad (3-4)$$

где S_f — число частотных каналов.

Следовательно, характерной особенностью понятия «сигнальный признак» является наличие нескольких значений у каждого параметра, характеризующего отдельный импульс, и возможность их использования только для поочередной передачи.

Характерной особенностью понятия «параллельный канал» является возможность одновременной (циркулярной) передачи сообщений; такая передача может быть осуществлена при использовании параметрических каналов, образуемых временными, амплитудными, полярными и фазовыми сигнальными признаками, или частотных каналов.

Специфика рассмотренных сигнальных признаков и параллельных каналов состоит также в том, что передача одиночных сообщений и одновременная передача нескольких сообщений осуществляется одноимпульсным кодом, причем импульсы отличаются только по своим качественным показателям.

Наряду с разделением по качественным показателям передача данных может быть осуществлена разделением по количественным показателям, например применением число-импульсных кодов. Разные значения число-импульсного кода могут быть использованы как кодовые сигнальные признаки при передаче сообщений. Разбираемый количественный показатель при этом, подобно временному, амплитудному, полярному и фазовому сигнальным признакам, исключает возможность одновременной передачи нескольких его значений.

При разделении по количественным показателям число выдаваемых сообщений определится по формуле:

$$M = K_q, \quad (3-5)$$

где K_q — число значений числового сигнального признака.

Все рассмотренные качественные и количественные показатели могут быть использованы как для непосредственной передачи сообщений, так и в сочетании с другими методами формирования кодов.

3-3. Принципы формирования временных каналов на одной линии связи в многократных кодирующих и декодирующих устройствах

Для передачи нескольких сообщений по одной линии связи с помощью специальных устройств, называемых распределительными, создаются временные каналы. Распределители обеспечивают поочередное и многократное использование одной линии для передачи различных сообщений. По принципу синхронизации распределители подразделяются на три основные группы. В первую группу входят распределители, использующие шаговую синхронизацию, во вторую — распределители, использующие циклическую (старт-стопную) синхронизацию, и в третью — распределители, использующие жесткую синхронизацию.

Первая группа, в свою очередь, по принципу передачи импульсов управления и синхронизации подразделяется на две подгруппы. В одну из них входят распределители, у которых импульсы управления и синхронизации передаются по разделительному принципу, во вторую — распределители, у которых импульсы управления и синхронизации передаются по распределительному принципу.

Распределители, использующие разделительный принцип, образуют временные каналы с помощью импульсов и интервалов, которым присваиваются сигнальные признаки, имеющие не менее двух значений. Все импульсы и интервалы в системах этого типа несут функцию синхронизации, а два значения сигнального признака необходимы для разделения элементов, обеспечивающих только синхронизацию, от элементов кода, выполняющих функцию передачи сообщений и синхронизацию.

Такая передача сигналов дает возможность осуществить в каждом элементе кода одновременную выдачу импульса синхронизации и передачу сообщения путем разделения с их помощью двух значений какого-либо типа сигнального признака и образовать любое число временных каналов для многократного использования одной линии связи.

В зависимости от примененных сигнальных признаков эта подгруппа может использовать следующие восемь типов кодов: число-импульсный, время-импульсный, время-интервальный, время-импульсно-интервальный, амплитудно-импульсный, полярно-импульсный, фазо-импульсный и частотно-импульсный, и соответственно каждому типу кода могут быть осуществлены восемь разно-

видностей распределителей с шаговой синхронизацией: распределители с число-импульсным кодом, с время-интервальным кодом и т. д. Рассмотрим их наиболее характерные структурные схемы.

Структурная схема распределителя с время-импульсно-интервальным кодом приведена на рис. 3-1. Передающий распределитель может иметь две основные структурные формы.

Для первой структурной формы (рис. 3-1, а) характерным является использование переключателя-счетчика ПС, обеспечивающего формирование импульсов и интервалов кода; генератора им-

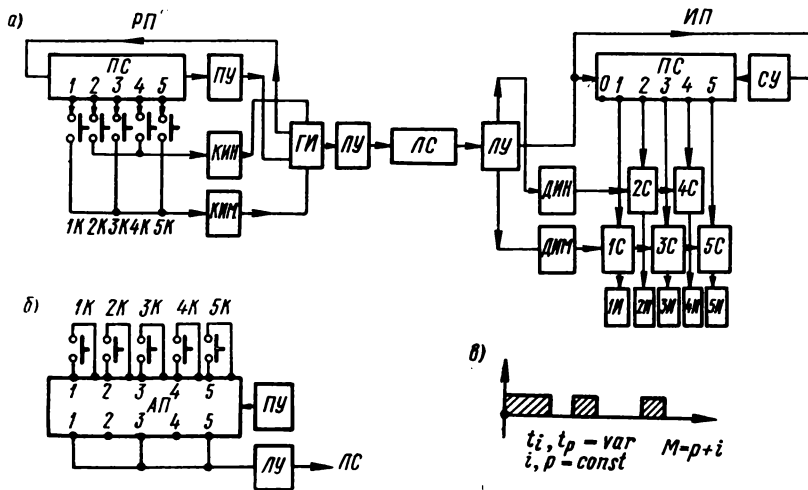


Рис. 3-1. Структурная схема распределителя с время-импульсно-интервальным кодом и с шаговой синхронизацией

пульсов ГИ, управляющего движением переключателя-счетчика; устройств формирования командно-длительного импульса КИМ и командно-длительного интервала КИН; пускового устройства ПУ, обеспечивающего однократный пуск распределителя, и линейного устройства ЛУ, выдающего элементы кода в линию связи.

Для второй структурной формы (рис. 3-1, б) характерным является использование автоматического переключателя АП, который от одного импульса, выдаваемого пусковым устройством ПУ, переходит в режим автоматического переключения. Время работы отдельных элементов автоматического переключателя изменяется в зависимости от состояния командных ключей.

Выбор соответствующей структурной схемы передающего распределителя определяется главным образом его назначением, типом используемых элементов и особенностями схем, выполняемых на этих элементах.

Приемный распределитель, как видно из рис. 3-1, а, включает следующие составные элементы: линейное устройство ЛУ,

обеспечивающее прием кода из линии связи; переключатель-счетчик ПС, ведущий счет импульсов и интервалов; схемы выявления длительного импульса ДИМ и длительного интервала ДИН; схемы совпадения ИС—5С, обеспечивающие по двум совпадениям выявление передаваемых данных; исполнительные устройства ИИ—5И, фиксирующие прием сообщений, и сбрасывающее устройство СУ, приводящее схему в исходное состояние.

На рис. 3-1, в приведена запись время-импульсно-интервального кода, где t_i — время импульса; t_p — время интервала; i — число импульсов; p — число интервалов и M — число выдаваемых данных. С помощью рассмотренных структурных схем формируется

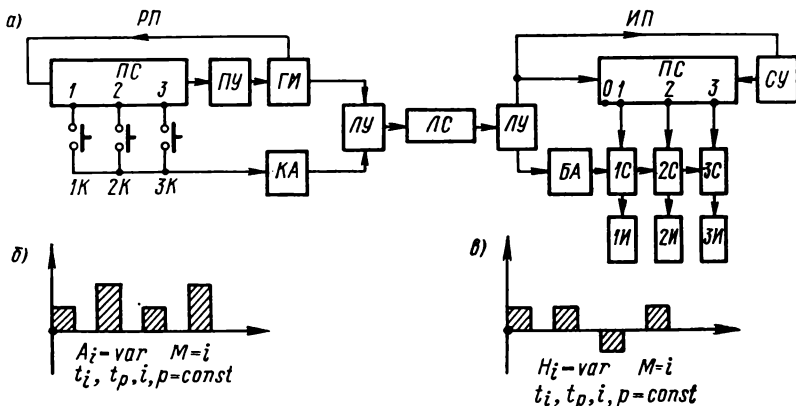


Рис. 3-2. Структурная схема распределителя с амплитудно-импульсным кодом и с шаговой синхронизацией

время-импульсно-интервальный код, который дает возможность создать временные каналы как с помощью импульсов, так и с помощью интервалов.

Исключением соответствующих элементов из рассмотренной выше схемы могут быть получены структурные схемы распределителей, использующих время-импульсные или время-интервальные коды. Аналогичную структуру имеют распределители, использующие амплитудные, полярные, фазовые и частотные сигнальные признаки.

Структурная схема распределителя с амплитудно-импульсным кодом приведена на рис. 3-2. Из рис. 3-2, а видно, что в зависимости от положения ключей 1К, 2К, 3К с помощью устройства формирования командного импульса большой амплитуды КА обеспечивается образование соответствующих импульсов, а с помощью устройства выявления БА устанавливается одно совпадение, необходимое для выявления сообщений, передаваемых импульсами большой амплитуды. На рис. 3-2, б приведена запись амплитудно-импульсного кода, где A_i — амплитуда импульса; t_i — время импульса; t_p —

время интервала; i — число импульсов; p — число интервалов, а на рис. 3-2, v — запись полярно-импульсного кода, где H_i — полярность (направление) импульса. Запись полярно-импульсного кода приведена здесь же, так как для его формирования используется точно такая же структурная схема. Приведенная на рис. 3-2 структурная схема также пригодна для формирования частотно-импульсного кода.

Распределители, использующие распределительный принцип передачи импульсов сообщения и синхронизации, образуют отдельные временные каналы для импульсов сообщения и синхронизации.

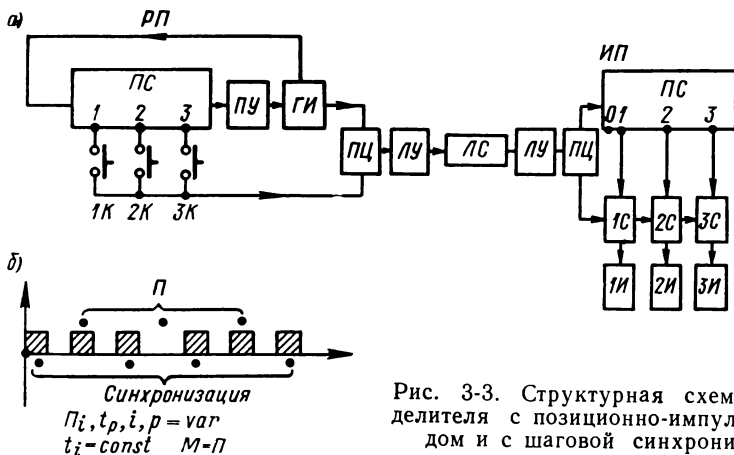


Рис. 3-3. Структурная схема распределителя с позиционно-импульсным кодом и с шаговой синхронизацией

Первую группу временных каналов образуют импульсы синхронизации. Вторую группу образуют импульсы сообщения, занимающие одну временную позицию по отношению к импульсу синхронизации. Такая передача сигналов дает возможность осуществить также синхронизацию и передачу данных по одной линии связи. Структурная схема распределителя этого типа приведена на рис. 3-3.

Из рис. 3-3, а видно, что структурная схема рассматриваемого типа распределителя отличается от ранее приведенных использованием в передающей схеме переключателя цепей ПЦ, обеспечивающего поочередную выдачу импульсов синхронизации и сообщений по одной линии связи, а в приемной схеме — наличием переключателя цепей ПЦ, обеспечивающего поочередное подключение цепи управления движением переключателя-счетчика и цепи выявления принимаемых сообщений. На рис. 3-3, б приведена запись кода, использующего для передачи данных однопозиционные кодовые элементы, где P_i — позиция импульса; P — число однопозиционных элементов кода.

Из вышеизложенного видно, что распределительный принцип передачи сигналов синхронизации и выдачи сообщений осуществляется путем поочередного использования одной линии связи,

при этом также может быть образовано любое число временных каналов для многократного использования одной линии связи. Характерной особенностью этой подгруппы распределителей является то, что одна часть элементов несет только функцию синхронизации, а другая часть — лишь функцию выдачи сообщений. Эта разновидность распределителей используется реже, так как этот способ передачи импульсов синхронизации и импульсов сообщений вызывает необходимость увеличения времени передачи информации примерно в два раза.

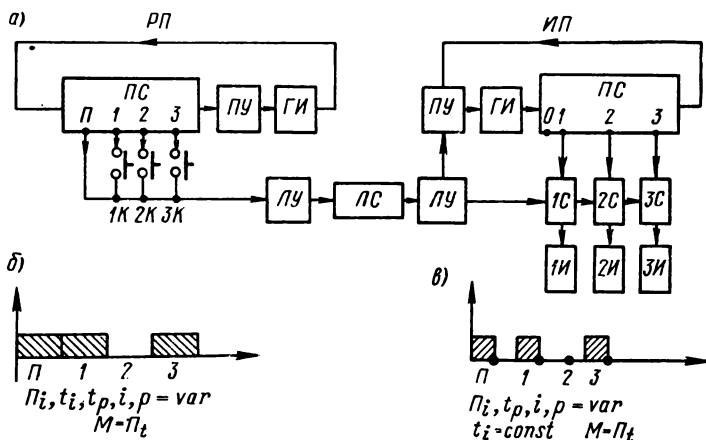


Рис. 3-4. Структурная схема распределителя с позиционно-импульсным кодом и с циклической синхронизацией при использовании переключателей-счетчиков

Распределители второй группы, использующие циклическую (стартстопную) синхронизацию, образуют временные каналы с помощью позиционного (фазового) сигнального признака.

Особенностью этой группы распределителей является использование для формирования временных каналов элементов, занимающих различные временные позиции по отношению к пусковому (опорному, стартовому, маркерному) элементу, и выполнение функции синхронизации только первым пусковым элементом; все же остальные элементы кода несут только функцию передачи информации.

Структурные схемы распределителей с позиционно-импульсным кодом приведены на рис. 3-4 и 3-5. Этот тип распределителей имеет две основные структурные формы. Для первой (рис. 3-4, а) характерным является использование в передающей схеме переключателя-счетчика **ПС**, обеспечивающего в зависимости от положения ключей управления **1К, 2К, 3К** формирование позиционно-импульсного кода первой (рис. 3-4, б) или второй (рис. 3-4, в) разновидности

сти; генератора импульсов ГИ, управляющего движением переключателя ПС; пускового устройства ПУ, обеспечивающего пуск генератора импульсов на один цикл работы распределителя, и линейного устройства ЛУ, выдающего кодовые элементы в линию связи.

В приемной схеме применены линейное устройство ЛУ, обеспечивающее прием кода из линии связи; переключатель-счетчик ПС, осуществляющий формирование временных позиций с временной отсечкой для приема первой разновидности позиционного кода и без временной отсечки для приема второй разновидности позиционного кода; генератор импульсов ГИ, управляющий движением

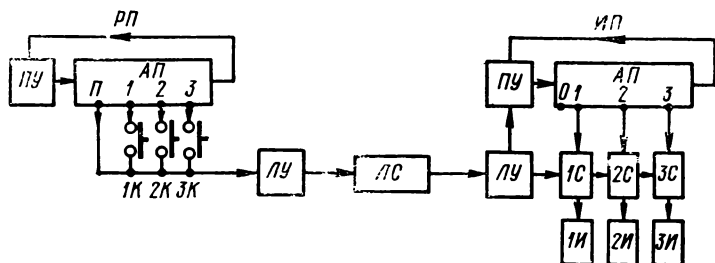


Рис. 3-5. Структурная схема распределителя с позиционно-импульсным кодом и с циклической синхронизацией при использовании автопереключателей

переключателя; пусковое устройство ПУ, обеспечивающее пуск генератора импульсов от первого (пускового) импульса на один цикл работы распределителя. Схемы совпадения 1С—3С обеспечивают по двум совпадениям выявление принимаемых сообщений (одно совпадение определяется элементами кода, второе — временными позициями, снимаемыми с переключателя, а исполнительные элементы 1И—3И фиксируют принятые сообщения).

На рис. 3-4, б и в приведены записи двух разновидностей позиционно-импульсных кодов, где P_i — позиции импульса и P_i — число временных каналов, сформированных позиционными сигнальными признаками.

Для второй структурной формы распределителя (см. рис. 3-5) характерным является использование в передающей и приемной схемах автопереключателей, что упрощает структурную схему распределителя.

Распределители третьей группы, использующие жесткую (автономную) синхронизацию, также образуют временные каналы с помощью позиционного (фазового) сигнального признака. Особенностью этой группы является использование для формирования временных каналов элементов, занимающих различные временные позиции по отношению к нулевому отсчету времени, определяемому прецессионными корректируемыми генераторами

импульсов РП и ИП. Причем в таком позиционном коде все элементы несут только функции передачи информации.

Структурная схема распределителя с позиционно-импульсным кодом без пускового элемента приведена на рис. 3-6. Как видно из рис. 3-6, а, для этого типа распределителя характерным является использование в передающей схеме переключателя-счетчика ПС, обеспечивающего в зависимости от положения ключей управления 1К, 2К, 3К формирование позиционно-импульсного кода (рис. 3-6, б); прецессионного кварцевого генератора импульсов ПКГИ, управ-

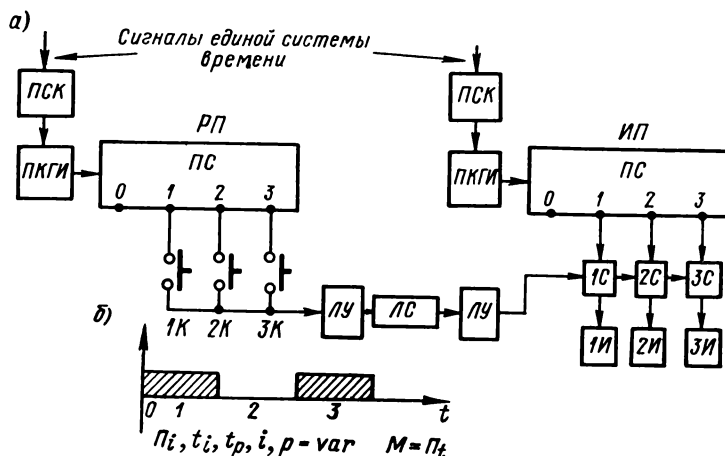


Рис. 3-6. Структурная схема распределителя с позиционно-импульсным кодом без пускового элемента

ляющего движением переключателя-счетчика ПС; приемника сигналов коррекции ПСК, выполняющего периодическую коррекцию генератора ПКГИ от сигналов единой системы времени, и линейного устройства ЛУ, выдающего кодовые элементы в линию связи.

В приемной схеме применены линейное устройство ЛУ, обеспечивающее прием кода из линии связи; переключатель-счетчик ПС, осуществляющий формирование временных позиций с временной отсечкой, необходимой для выявления принимаемых сообщений; прецессионный кварцевый генератор импульсов ПКГИ, управляющий движением переключателя-счетчика ПС; приемник сигналов коррекции ПСК, выполняющий периодическую коррекцию генератора от сигналов единой системы времени. Схемы совпадения 1С—3С обеспечивают по двум совпадениям выявление принимаемых сообщений (одно совпадение определяется элементами кода, второе — временными позициями, снимаемыми с переключателя-счетчика), а исполнительные устройства 1И—3И фиксируют принятые сообщения.

Рассмотренные структурные схемы обеспечивают формирование временных каналов с помощью позиционных сигнальных признаков.

Выбор соответствующей структурной схемы определяется, главным образом, типом используемых элементов и особенностью схем, выполняемых на этих элементах. Структурные схемы распределителей, приведенные на рис. 3-1 — 3-6, без особых затруднений могут быть реализованы в принципиальные схемы на любых схемных элементах.

Необходимо отметить, что конкретных схемных исполнений распределителей даже при использовании какого-либо одного типа элемента будет множество. В этом случае распределители будут отличаться не по структурной схеме, а по выполнению его элементарных звеньев.

Из приведенных структурных схем распределителей видно, что формирование временных каналов осуществляется с помощью переключательных схем (переключателей-счетчиков и автопереключателей). Эти схемы в процессе переключения на распределительном пункте поочередно формируют кодовые элементы, а на исполнительном пункте обеспечивают поочередный прием передаваемых сообщений с обязательной фиксацией — запоминанием их соответствующими исполнительными элементами на время цикла работы устройства.

Все рассмотренные типы распределителей могут быть использованы как для непосредственной передачи сообщений, так и в сочетании с другими принципами многократного использования линий связи, которые были рассмотрены в гл. 1.

3-4. Построение декомбинаторных схем в декодирующих устройствах с многотактным выявлением кодовых элементов

Для выявления сообщений, передаваемых комбинацией кодовых элементов, используются декомбинаторные схемы, которые так же, как и распределители, могут быть выполнены с применением различных схемных элементов. В зависимости от используемых элементов по структуре декомбинаторные схемы могут быть выполнены пирамидальными или прямоугольными. Особенностью рассматриваемой группы декомбинаторных схем является использование на входе их приемных элементов, обеспечивающих фиксацию (запоминание), выявленных кодовых элементов на все время цикла работы схемы.

Пирамидальные декомбинаторные схемы имеют своим основным достоинством использование минимального числа схемных элементов за счет объединения общих цепей и пригодны для выявления сообщений, передаваемых кодами, применяющими различные принципы комбинирования кодовых элементов. Для примера рассмотрим некоторые структурные схемы пирамидальных декомбинаторов.

Структурная схема пирамидального декомбинатора, выявляющего двоичные кодовые комбинации на одно сочетание, приведена

на рис. 3-7. Из рисунка видно, что схема имеет следующие элементы: четыре входные цепи 1, 2, 3, 4, связанные с приемным распределителем через схемы двух совпадений и цепи 0, воспринимающей управляющий импульс в момент прихода приемного распределителя в исходное состояние; приемные элементы 1П — 4П, фиксирующие и запоминающие каждый отдельно выявленный кодовый элемент; элемент разрешения исполнения, обеспечивающий выявление сообщения в конце цикла работы системы, и исполнительные устройства 1И — 6И, фиксирующие и запоминающие принятые сообщения.

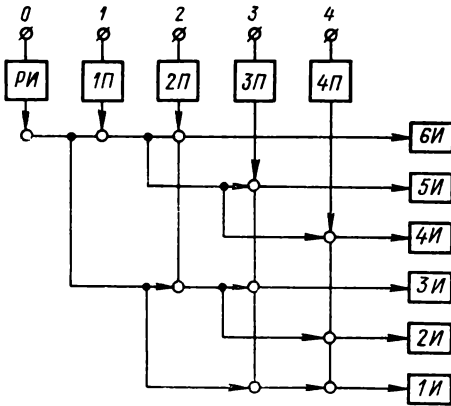


Рис. 3-7. Структурная схема пирамидального декобинатора, выявляющего кодовые двоичные комбинации на одно сочетание

0 — входная цепь, устанавливающая исходное (нулевое) положение распределителя; 1 — 4 — входные цепи, связанные со схемами двух совпадений и устанавливающие прием соответствующих кодовых элементов; РИ — приемный элемент, фиксирующий исходное положение приемного распределителя и разрешающий срабатывание соответствующего исполнительного элемента; 1П, 4П — приемные элементы, фиксирующие поочередно выявленные кодовые элементы и подготавливающие цепи для срабатывания исполнительных элементов; 1И — 6И — комплект исполнительных устройств

сочетания отличается от ранее рассмотренной схемы наличием двух комплектов приемных элементов, которые обеспечивают фиксацию (запоминание) кодовых элементов, передаваемых двумя токовыми сигнальными признаками.

Таковыми же путями могут быть построены декобинаторные схемы для выявления кодовых комбинаций, использующих любые принципы комбинирования.

Приведенные на рис. 3-7 и 3-8 структурные схемы декобинаторов могут быть без особых затруднений реализованы в конкретные схемы на любые схемные элементы. В настоящее время декобинаторные схемы могут конструироваться как специальные мало-

Рассмотрим работу схемы при приеме команды № 1 с кодовой комбинацией 0011. В процессе приема кода приемный распределитель с помощью схем совпадения обеспечивает срабатывание 3П и 4П, которые своими включающими элементами подготавливают цепь для срабатывания 1И. По приходе приемного распределителя в исходное состояние срабатывает РИ, которое включающим элементом замкнет цепь для срабатывания 1И.

Аналогичная структурная схема пирамидального декобинатора, выявляющего троичные кодовые комбинации на некоторые сочетания при использовании двух токовых сигнальных признаков, приведена на рис. 3-8. Из рисунка видно, что структурная схема декобинатора на некоторые

габаритные многоэлектродные приборы, обладающие высокой надежностью работы.

Прямоугольные декомбинаторы отличаются от ранее рассмотренных схем несколько бóльшим числом схемных элементов, так как по свойствам используемых элементов исключается возмож-

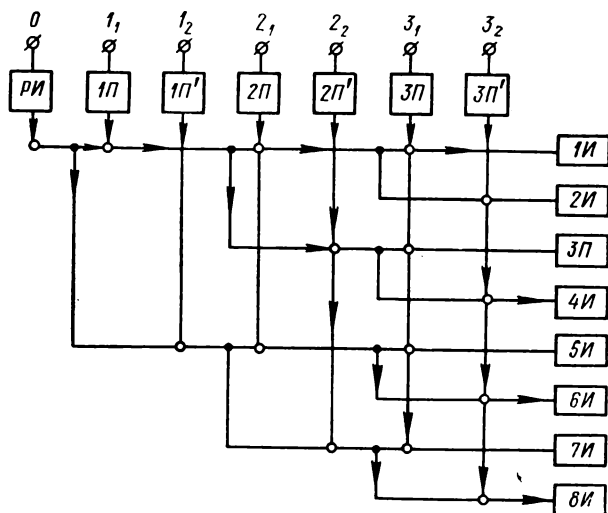


Рис. 3-8. Структурная схема пирамидального декомбинатора, выявляющего троичные кодовые комбинации на некоторые сочетания при использовании двух токовых сигнальных признаков

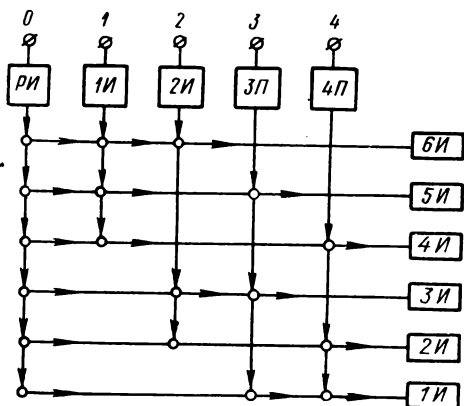


Рис. 3-9. Структурная схема прямоугольного декомбинатора, выявляющего двоичные кодовые комбинации на одно сочетание

ность объединения общих цепей схемы. Эта разновидность декомбинаторов также пригодна для выявления сообщений, передаваемых кодами, использующими различные принципы комбинирования кодовых элементов. Рассмотрим здесь также некоторые примеры структурных схем прямоугольных декомбинаторов.

Структурная схема прямоугольного декомбинатора, выявляющего двоичные кодовые комбинации на одно сочетание, приведена на рис. 3-9. Декомбинатор этого типа отличается только наличием независимых цепей для выявления каждой кодовой комбинации.

Аналогичную структурную схему будет иметь прямоугольный декомбинатор, выявляющий троичные кодовые комбинации на некоторые сочетания при использовании двух токовых сигнальных признаков (рис. 3-10). Этот тип прямоугольного декомбинатора отличается от декомбинатора, приведенного на рис. 3-8, только наличием независимых цепей для выявления каждой кодовой комбинации.

Приведенные на рис. 3-9 и 3-10 структурные схемы прямоугольных декомбинаторов могут быть также реализованы на любых схемных элементах.

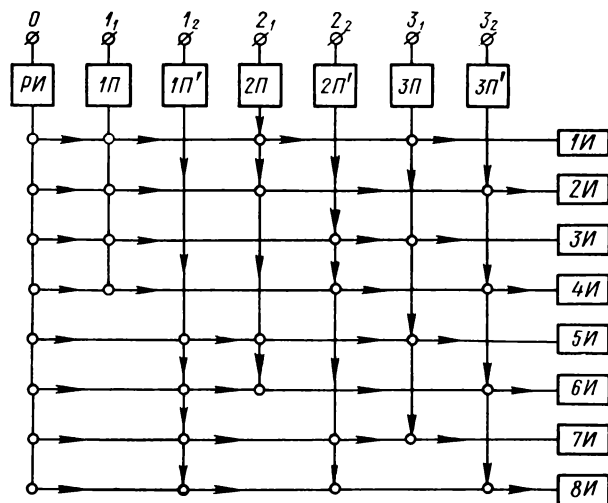


Рис. 3-10. Структурная схема прямоугольного декомбинатора, выявляющего троичные кодовые комбинации на некоторые сочетания при использовании двух токовых сигнальных признаков

Все рассмотренные декомбинаторные схемы могут быть применены как для выявления кодовых комбинаций, образованных при комбинировании параллельных или временных каналов, так и при совместном комбинировании параллельных и временных каналов.

3-5. Структурные формы кодирующих и декодирующих устройств с шаговой синхронизацией, использующих общие элементы для формирования временных каналов и для образования и выявления кодовых комбинаций

Наряду с кодирующими и декодирующими устройствами с шаговой синхронизацией, использующими отдельные схемные элементы для формирования временных каналов и для образования и выявления кодовых комбинаций, существуют системы двустороннего действия, у которых функцию приемно-запоминающих элементов и распределителя при передаче кода и соответствующие функции при его приеме выполняют одни и те же элементы. Этот принцип построения устройств представляет наибольший интерес

для систем, использующих коды со сменой сигнальных признаков (сменно-качественные коды), для которых характерным является применение, по крайней мере, трех сигнальных признаков, например полярных импульсов в сочетании с нулевым сигнальным признаком или трех частотных сигнальных признаков. Конкретную схемную реализацию эта разновидность кодирующих и декодирующих устройств нашла в системах телеуправления с шаговой

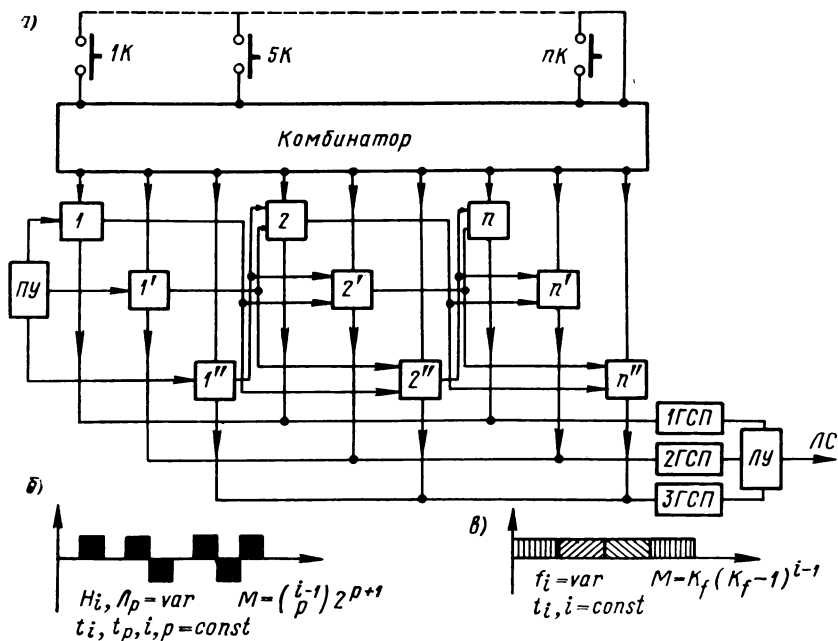


Рис. 3-11. Структурная схема кодирующего устройства с шаговой синхронизацией, используемого для формирования кода со сменой сигнальных признаков

синхронизацией, разработанных доц. Б. К. Щукиным еще в 1941 г. и получивших в настоящее время применение в системах избирательного вызова морской телефонной связи.

Структурная схема кодирующего устройства с шаговой синхронизацией, используемая для формирования кода со сменой сигнальных признаков, приведена на рис. 3-11. Из рис. 3-11, а видно, что передающее устройство состоит из следующих элементов: комплекта ключей управления 1К — nК, обеспечивающих набор передаваемых сообщений; комбинатора, обеспечивающего преобразование сообщения в кодовую комбинацию; комплекта приемно-запоминающих элементов с двумя устойчивыми состояниями 1, 1', 1'', 2, 2', 2'', n, n' и n'', обеспечивающих формирование кода с тремя сигнальными признаками и с временным распределением

кодовых элементов; комплекта генераторов трех сигнальных признаков 1ГСП, 2ГСП и 3ГСП и линейного устройства ЛУ, обеспечивающего передачу кодовых элементов в линию связи. Последовательность передачи отдельных элементов кода осуществляется по принципу смены передаваемых сигнальных признаков.

На рис. 3-11, б приведена запись полярно-импульсного кода, где H_i — полярность (направление) импульса, L_p — число положений, которые интервал может занимать в коде, а на рис. 3-11, в приведена запись частотно-импульсного кода, где K_f — число используемых частотных сигнальных признаков.

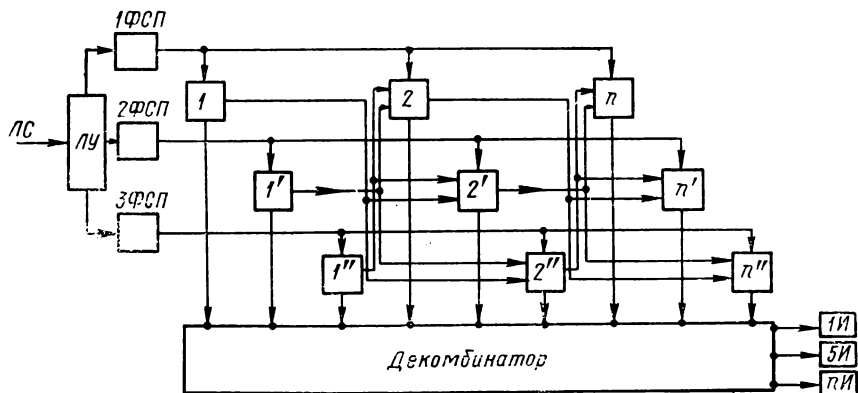


Рис. 3-12. Структурная схема декодирующего устройства с шаговой синхронизацией, используемого для выявления кода со сменой сигнальных признаков

Структурная схема декодирующего устройства с шаговой синхронизацией, используемого для выявления кода со сменой сигнальных признаков, приведена на рис. 3-12. Приемное устройство включает следующие элементы: линейное устройство ЛУ; комплект фильтров для выявления трех сигнальных признаков 1ФСП, 2ФСП и 3ФСП; комплект приемно-запоминающих элементов с двумя устойчивыми состояниями $1, 1', 1'', 2, 2', 2'', n, n'$ и n'' , обеспечивающих последовательный прием и фиксацию (запоминание) кодовых элементов; декомбинатор ДК, обеспечивающий по положению приемных элементов выявление сообщения с помощью пирамидальной или прямоугольной декомбинаторной схемы, и комплект исполнительных элементов ИИ — ПИ.

Необходимо отметить, что кодирующие и декодирующие устройства для кодов со сменой сигнальных признаков могут быть реализованы как в цифровых системах передачи информации сосредоточенными объектами, так и в системах с рассредоточенными объектами. Например, в системе избирательного вызова морской телефонной связи на 10000 абонентов, разработанной А. С. Зудовым,

удалось реализовать наиболее простое декодирующее устройство с вызовом на каждом пункте приема одного номера.

Рассматриваемая разновидность кодирующих и декодирующих устройств также может быть реализована в конкретные схемы при использовании любых схемных элементов.

3-6. Структурные формы кодирующих и декодирующих устройств с циклической (стартстопной) синхронизацией, использующих регистры сдвига

Наряду с кодирующими и декодирующими устройствами с циклической (стартстопной) синхронизацией, использующими отдельные схемные элементы для формирования и выявления временных каналов и для образования и выявления кодовых комбинаций, могут быть реализованы системы, у которых функции приемно-запоминающих элементов и распределителя при передаче кода и соответствующие функции при его приеме выполняют одни и те же схемные элементы. Этот принцип построения устройств используется для реализации различных типов кольцевых и некоторых типов циклических кодов и представляет наибольший интерес для малообъектных однокаскадных и многообъектных многокаскадных систем передачи телемеханической информации.

Рассмотрим в качестве примера структурные схемы кодирующих и декодирующих устройств, используемых для формирования и выявления троичного корректирующегося кода, обнаруживающего две ошибки и исправляющего одну. Этот тип троичного кода описан в § 2-5, а графы частных предельных кодовых колец для такого кода приведены в § 2-9.

Структурная схема кодирующего устройства с циклической (стартстопной) синхронизацией, используемая для формирования троичного корректирующегося кода, приведена на рис. 3-13. Передающее устройство состоит из следующих элементов: формирователя пускового кода ФПК, обеспечивающего (после нажатия пусковой кнопки ПК) формирование двухэлементного троичного корректирующегося кода и пуск после окончания выдачи пускового кода пускового устройства ПУ; двух регистров сдвига, обеспечивающих запоминание и формирование набранного кода, кнопок набора команд $1K-4K$, обеспечивающих запись в элементах соответствующего регистра сдвига единицы «1»; генераторов сигнального признака 1ГСП и 2ГСП, формирующих кодовые элементы с первым и вторым частотными сигнальными признаками; запирающих устройств $ЗУ_1$ и $ЗУ_2$, обеспечивающих запирающие выходы с 1ГСП и 2ГСП в линейные устройства в момент возвращения схемы в исходное состояние; линейного устройства ЛУ, выдающего кодовые элементы в линию; пускового устройства ПУ, выполняющего пуск генератора тактовых импульсов на время выдачи кода; генератора тактовых импульсов ГТИ, обеспечивающих работу регистра сдвига,

на котором набрано передаваемое сообщение; счетчика тактового импульса СчТ, осуществляющего счет числа тактовых импульсов и остановку с помощью ПУ генератора тактовых импульсов, и сбрасывающего устройства СУ, приводящего устройство в ис-

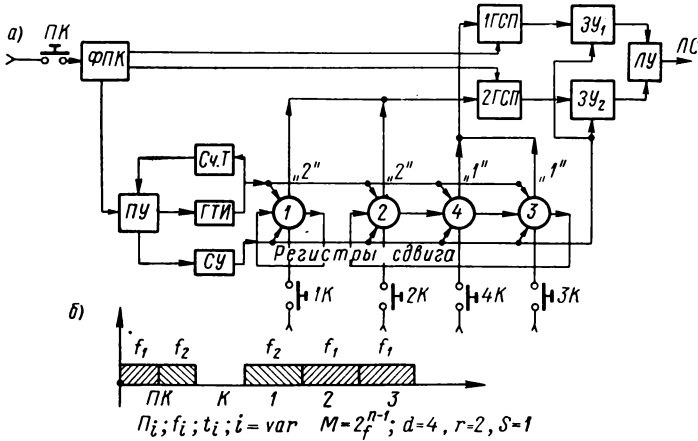


Рис. 3-13. Структурная схема кодирующего устройства трюичного корректирующегося кода, реализованная на регистры сдвига

ходное состояние. При нажатии кнопки 2К в элементе 2 регистра записывается единица, и нажатием кнопки ПК приводится в действие передающая схема, которая формирует кодовую комбинацию трюичного кода, приведенную на рис. 3-13, б.

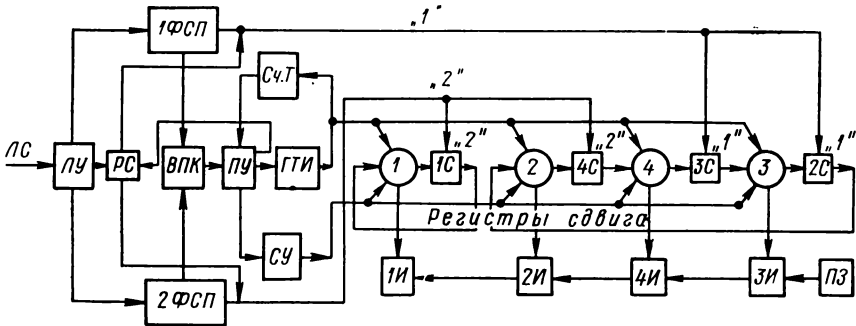


Рис. 3-14. Структурная схема декодирующего устройства трюичного корректирующегося кода, реализованная на регистрах сдвига

Структурная схема декодирующего устройства с циклической (стартстопной) синхронизацией, используемая для выявления трюичного корректирующегося кода, предложена доц. Ф. Э. Келлером и приведена на рис. 3-14. Приемное устройство состоит из следую-

щих элементов: линейного устройства ЛУ, обеспечивающего прием кодовых элементов из линии связи; двух фильтров сигнального признака 1ФСР и 2ФСР, выявляющих первый и второй частотные сигнальные признаки; выявителя пускового кода ВПК, приводящего в действие пусковое устройство ПУ, которое обеспечивает пуск генератора тактовых импульсов ГТИ и открывание решаю-

Таблица 3-1

При различных тактах ГТИ	Ячейка регистров сдвига			
	1	2	4	3
Исходное состояние	1	1	1	1
2	1	—	1	—
1	—	—	—	1
1	—	1	—	—
		2И		

Таблица 3-2

При различных тактах ГТИ	Ячейка регистров сдвига			
	1	2	4	3
Исходное состояние	1	1	1	1
2	1	—	1	—
0	1	—	—	1
1	—	1	—	—
		2И		

щей схемы РС; генератора тактовых импульсов ГТИ, обеспечивающего синфазную работу регистров приемной схемы с регистрами передающей схемы; счетчика тактовых импульсов СчТ, осуществляющего счет числа тактов и остановку с помощью ПУ генератора тактовых импульсов; решающей схемы РС, фиксирующей подавление частотного сигнального признака на отдельных временных позициях и выдачу импульсов управления в цепи приема первого и второго частотного сигнального признака. В устройство входят также два регистра сдвига, у которых все элементы в исходном состоянии имеют запись единицы. Регистры обеспечивают при неискаженном приеме выявление принятого сообщения (табл. 3-1), а при искаженном — исправление (табл. 3-2) или обнаружение ошибок (табл. 3-3). Исполнительные схемы 1И—4И фиксируют и запоминают принятые сообщения; пороговая схема защиты ПЗ исключает одновременное срабатывание нескольких исполнительных устройств (вызывает в этом случае защитный отказ) и сбрасывающее устройство СУ обеспечивает считывание принятого сообщения и приведение приемной схемы в исходное состояние.

Таблица 3-3

При различных тактах ГТИ	Ячейка регистров сдвига			
	1	2	4	3
Исходное состояние	1	1	1	1
0	1	1	1	1
0	1	1	1	1
1	—	1	—	1
		ПЗ даст защитный отказ		

Работа декодирующего устройства в различных режимах при приеме трючного кода 211 показана в табл. 3-1, 3-2 и 3-3.

Рассмотренный пример кодирующего и декодирующего устройства показывает, что данный способ реализации имеет ряд ограничений, а именно: обязательное использование циклической (стартовой) синхронизации передающего и приемного устройства; применение кольцевых кодов и реализация их на регистрах сдвига, имеющих число ячеек, равное числу формируемых и выявляемых сообщений. Последнее обстоятельство является причиной, ограничивающей область использования кодирующих и декодирующих устройств рассматриваемой структуры только цифровыми системами передачи телемеханической информации с небольшим числом передаваемых сообщений (порядка нескольких десятков).

Описанная в данном параграфе структурная форма кодирующих и декодирующих устройств может быть также реализована на любых схемных элементах.

ГЛАВА ЧЕТВЕРТАЯ

СТРУКТУРНЫЕ ФОРМЫ КОДИРУЮЩИХ И ДЕКОДИРУЮЩИХ УСТРОЙСТВ С ОДНОТАКТНЫМ ФОРМИРОВАНИЕМ И ВЫЯВЛЕНИЕМ КODOVЫХ ЭЛЕМЕНТОВ

4-1. Общие соображения

Помехоустойчивость цифровых систем передачи телемеханической информации определяется не только свойствами используемых кодов, но и особенностями тех технических средств, которые применяются для их реализации. Описываемые ниже способы формирования и выявления кодовых элементов характеризуются тем, что формирование и выявление кода с временным разделением элементов осуществляется с помощью динамических запоминающих устройств (ДЗУ). В этих устройствах с помощью одного пускового импульса на передающем пункте формируется код с элементами, распределенными во времени. На приемном пункте ДЗУ запоминают код, и в момент времени, когда все элементы восприняты, осуществляется одновременное выявление всех принятых кодовых элементов за время, равное длительности элементарного импульса.

Эта группа кодирующих и декодирующих устройств получила достаточно широкое распространение в сверхвысокочастотной импульсной радиотехнике и в настоящее время применяется в цифровых системах передачи телемеханической информации, предназначенных для работы в условиях воздействия случайной импульсной помехи большой интенсивности.

Рассматриваемая разновидность систем передачи информации дает возможность применять новый тип сигнального признака —

кодový сигнальный признак, который при некоторых условиях обеспечивает возможность формирования кодовых каналов и позволяет осуществить новый тип уплотнения линии связи — кодовое уплотнение.

Однотактные кодирующие и декодирующие устройства также дают возможность использовать все рассмотренные в § 1-7 принципы многократного использования линий связи и конструктивно могут быть осуществлены на электромагнитных, ультразвуковых, магнитострикционных и других типах динамических запоминающих устройств и на любых современных схемных элементах.

Для выяснения особенностей построения кодирующих и декодирующих устройств однотактного типа разберем в структурной форме принципы выполнения основных узлов таких систем. Это будут распределители и декомбинаторные схемы, которые имеют присущую для данной разновидности устройств специфику.

4-2. Типы сигнальных признаков и принципы формирования параллельных каналов на одной линии связи

Как уже указывалось, передача нескольких сообщений по одной линии связи может быть осуществлена разделением их различными сигнальными признаками или путем их передачи по параллельным каналам.

Применение в системах передачи информации динамических запоминающих устройств открыло новые возможности по формированию сигнальных признаков и каналов, в частности, стало возможным использовать новый тип сигнального признака — кодовый сигнальный признак и новый тип канала — кодовый канал.

Кодовый сигнальный признак также может иметь ряд значений, представляющих различные группы позиционно-импульсного кода, в которых все импульсы занимают отличные друг от друга временные позиции по отношению к общему пусковому элементу. Для этого случая число передаваемых сообщений будет определяться по формуле:

$$M = K_{\kappa}, \quad (4-1)$$

где K_{κ} — число значений кодового сигнального признака.

Кодовый сигнальный признак, подобно частотному сигнальному признаку, может быть применен для формирования параллельных каналов, что и является его основной особенностью. Для образования каждого кодового канала достаточно использование одного значения кодового сигнального признака, которое характеризует одно состояние канала, так как вторым состоянием всегда является отсутствие кодового сигнального признака. Для этого случая число передаваемых сообщений определится по формуле:

$$M = S_{\kappa}, \quad (4-2)$$

где S_{κ} — число кодовых каналов.

Возможность поочередной и одновременной передачи кодового сигнального признака обуславливается главным образом свойствами используемых линий связи.

Структурная схема системы передачи информации с разделением передаваемых сообщений с помощью кодовых сигнальных признаков или по кодовым каналам приведена на рис. 4-1. Из рис. 4-1, а видно, что с помощью динамического запоминающего устройства на РП три кодовых сигнальных признака могут быть переданы поочередно или одновременно.

На ИП с помощью динамического запоминающего устройства и соответствующей схемы трех совпадений осуществляется поочередное либо одновременное выявление принятых кодовых сигнальных признаков.

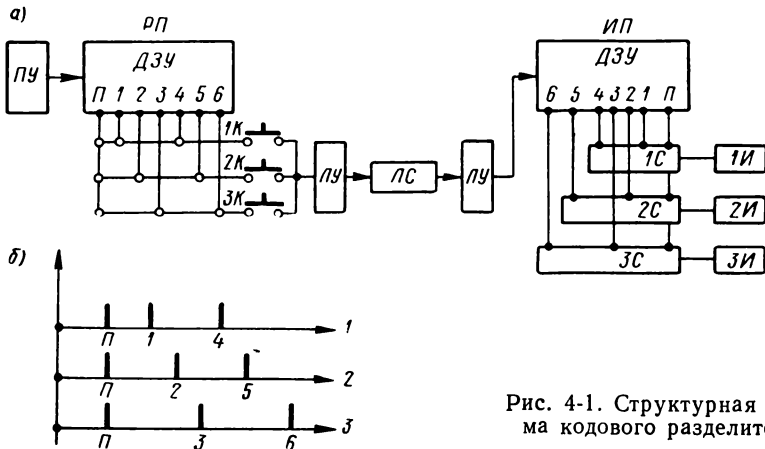


Рис. 4-1. Структурная схема кодового разделителя

На рис. 4-1, б приведена запись кода, где каждый кодовый сигнальный признак представляет собою позиционно-импульсный код с различными временными позициями у рабочих элементов.

Кодовый сигнальный признак и кодовые каналы могут быть также использованы совместно с другими типами сигнальных признаков и каналов. Кодовый сигнальный признак может быть использован, например, совместно с амплитудным, полярным, частотным и другими сигнальными признаками, а кодовый канал — в сочетании с частотным и временным каналами. Возможность сочетания кодового сигнального признака и кодового канала с другими типами сигнальных признаков и каналов открывает новые возможности по их комбинированию при построении цифровых систем передачи информации различного назначения. В дальнейшем будет также показано возможное использование защитных позиционно-импульсных кодов для повышения помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации.

4-3. Принципы формирования временных каналов на одной линии связи в одноканальных кодирующих и декодирующих устройствах

Формирование временных каналов у этой группы устройств осуществляется главным образом с помощью позиционных сигнальных признаков. Физическими свойствами используемых элементов обусловлено применение распределителей с самосинхронизацией. Основная специфика распределителей состоит в том, что формиро-

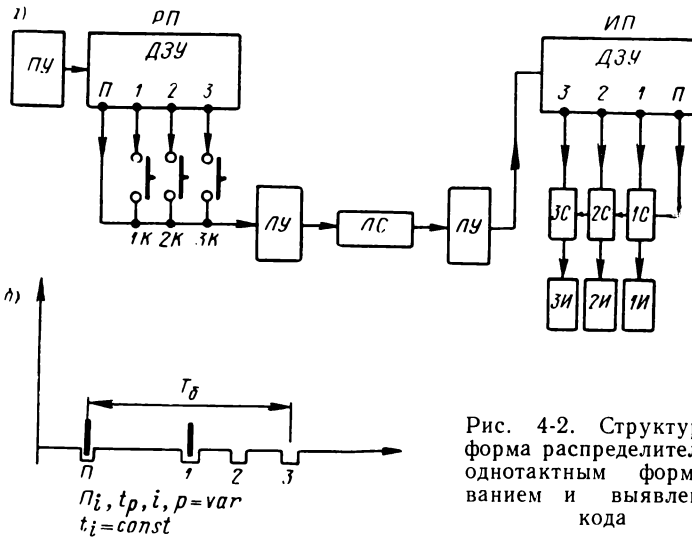


Рис. 4-2. Структурная форма распределителя с одноканальным формированием и выявлением кода

вание кода на распределительном пункте осуществляется за время, равное длительности элементарного импульса в начале цикла, с последующим распределением кодовых элементов во времени с помощью динамического запоминающего устройства. На исполнительном пункте код запоминается динамическим запоминающим устройством, и одновременно выявляются все принятые элементы схемой нескольких совпадений.

Структурные схемы одноканальных распределителей с позиционно-импульсным кодом приведены на рис. 4-2 и 4-3. Эта группа распределителей имеет две основные структурные формы. Для первой структурной формы (рис. 4-2, а) характерным является использование в передающей схеме динамического запоминающего устройства ДЗУ, обеспечивающего в зависимости от положения ключей управления 1К, 2К, 3К формирование позиционно-импульсного кода; пускового устройства ПУ, выдающего одиночный импульс в ДЗУ и линейного устройства ЛУ, формирующего и выдающего кодовые импульсы в линию.

В приемной схеме использованы линейное устройство ЛУ, обеспечивающее прием кода из линии; динамическое запоминающее устройство ДЗУ, осуществляющее запоминание (одновременное выявление) всех элементов принимаемого кода; схемы совпадения 1С — 3С, обеспечивающие по двум совпадениям выявление принимаемых сообщений, и исполнительные элементы ИИ — 3И, фиксирующие и запоминающие принятые сообщения.

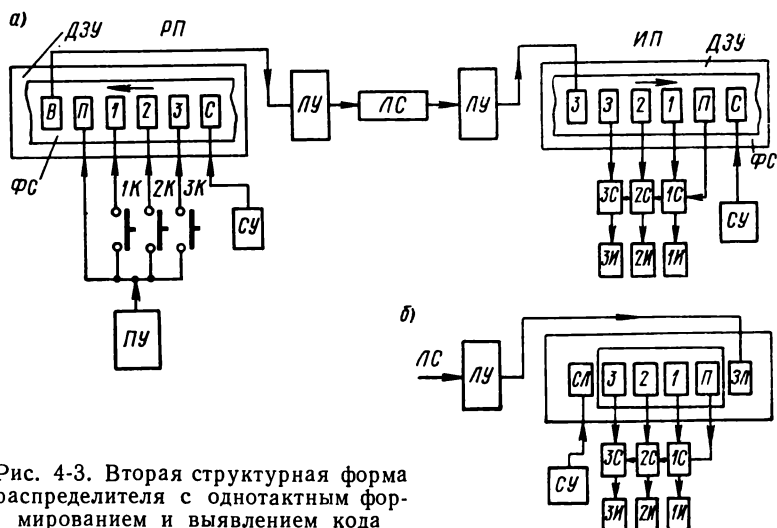


Рис. 4-3. Вторая структурная форма распределителя с одноктактным формированием и выявлением кода

На рис. 4-2, б приведена запись кода, где P_i — позиция импульсов; t_p — длительность интервала; t_i — длительность импульса; i — число импульсов; p — число интервалов; T_0 — базовое время кода.

Рассмотренная структурная форма одноктактного распределителя является характерной для систем с применением в качестве динамических запоминающих устройств электромагнитных, ультразвуковых и магнестрикционных линий задержки.

Перечисленная выше группа ДЗУ используется в тех случаях, когда необходимо обеспечить формирование и выявление кодов с базовым временем, не превышающим 10^{-4} — 10^{-3} сек. Эта разновидность одноктактных распределителей может быть реализована в конкретную схему при использовании любых современных схемных элементов.

Для второй структурной формы (рис. 4-3, а) характерным является использование в передающей схеме пускового устройства ПУ, выдающего одиночные импульсы, в зависимости от положения ключей управления 1К, 2К, 3К на соответствующие записывающие головки (П, 1, 2, 3), входящие в состав схемы динамического за-

поминающего устройства ДЗУ, которое формирует позиционно-импульсный код путем записи элементов кода на движущейся ферромагнитной среде и выдает код в линию с помощью воспроизводящей головки В. В данную схему входят также стирающая головка С и стирающее устройство СУ, которое уничтожает запись на магнитной ленте.

В приемной схеме первой разновидности (рис. 4-3, а) применены линейное устройство ЛУ, обеспечивающее прием кода из линии, схемы совпадения 1С—3С, обеспечивающие по двум совпадениям выявление принимаемых сообщений, и исполнительные элементы ИИ—ЗИ, фиксирующие прием и запоминающие сообщения. Динамическое запоминающее устройство ДЗУ обеспечивает запись принимаемого кода головкой записи З на подвижной ферромагнитной среде, одновременное выявление элементов принимаемого кода воспроизводящими головками П, 1, 2 и 3 и стирание записи стирающим устройством СУ и с помощью стирающей головки С.

В приемной схеме второй разновидности (рис. 4-3, б) использованы: линейное устройство ЛУ; схемы совпадения 1С—3С и исполнительные элементы ИИ—ЗИ того же назначения, что и в предыдущем случае. Динамическое запоминающее устройство ДЗУ обеспечивает запись кода на полупроводниковой среде подвижным записывающим лучом ЗЛ, одновременное выявление кодовых элементов принимаемого кода с помощью подвижной системы съема с фотоэлементами П, 1, 2 и 3, синхронизированной с записывающим лучом, и лучом СЛ, стирающим запись кода на полупроводниковой среде, запоминающего код в виде потенциального рельефа.

Вторая разновидность структурной формы одноканального распределителя является характерной для системы с применением в качестве динамических запоминающих устройств магнитных барабанов или потенциалскопов. Эта группа устройств может быть применена в тех случаях, когда необходимо обеспечить формирование и выявление кодов с базовым временем, изменяющимся в широких пределах (от 10^{-4} сек до любого сколь угодно большого значения).

Рассматриваемый тип распределителя также может быть осуществлен на любых современных схемных элементах.

Из приведенных выше структурных схем видно, что рассмотренные одноканальные распределители также формируют временные каналы, которые на приемном пункте с помощью динамических запоминающих устройств преобразуются в параллельные каналы, обеспечивающие одновременное выявление принимаемых сообщений.

Одноканальные распределители могут быть использованы как для непосредственной передачи сообщений, так и в сочетании с другими методами построения кодов.

4-4. Построение декомбинаторных схем в декодирующих устройствах с однократным выявлением кодов

Для выявления сообщений, передаваемых комбинаций кодовых элементов, в однократных декодирующих устройствах используются декомбинаторные схемы, обеспечивающие при одновремен-

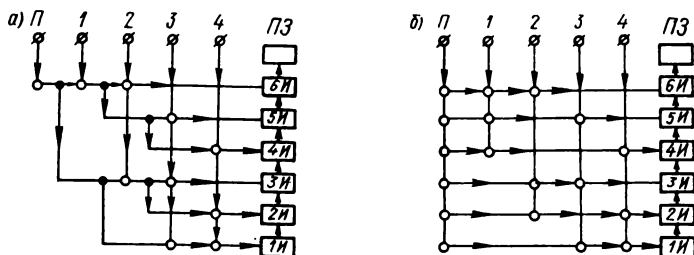


Рис. 4-4. Структурная схема однократного декомбинатора, выявляющего двоичные кодовые комбинации на одно сочетание: а — пирамидальный однократный декомбинатор; б — прямоугольный однократный декомбинатор

ном выявлении кодовых элементов установление принятого сообщения. В зависимости от типа используемых элементов по структуре декомбинаторные схемы этой разновидности также могут быть

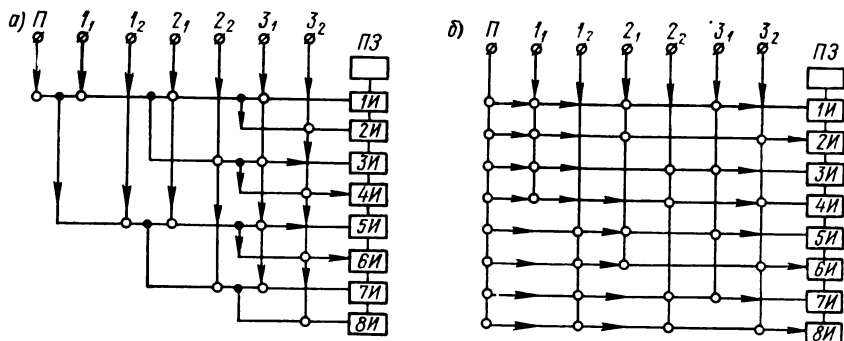


Рис. 4-5. Структурная схема однократного декомбинатора, выявляющего троичные кодовые комбинации на некоторые сочетания при двух кодовых или токовых сигнальных признаках: а — пирамидальный однократный декомбинатор; б — прямоугольный однократный декомбинатор

выполнены пирамидальными или прямоугольными. Декомбинаторные схемы этой группы в отличие от ранее рассмотренных не нуждаются на входе в элементах, обеспечивающих фиксацию (запоминание) кодовых элементов, так как эту функцию выполняет динамическое запоминающее устройство.

На рис. 4-4, а и б; 4-5, а и б приводятся основные разновидности структурных схем однократных декомбинаторов пирамидаль-

ного и прямоугольного типа, используемые для выявления кодовых комбинаций на одно сочетание или на некоторые сочетания при двух кодовых или токовых сигнальных признаках. Из рисунков также видно, что при искажении числа избирающих элементов в большую сторону неправильное действие схемы исключается пороговым защитным элементом, который в этом случае вызывает защитный отказ. Однотактные декомбинаторы могут быть реализованы в конкретные схемы с использованием любых современных схемных элементов.

Рассмотренные декомбинаторные схемы могут быть применены как для выявления кодовых комбинаций, образованных комбинированием временных каналов, так и при совместном комбинировании параллельных и временных каналов.

ГЛАВА ПЯТАЯ

МЕТОДЫ ОБЕСПЕЧЕНИЯ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ ЦИФРОВЫХ СИСТЕМ ПЕРЕДАЧИ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ, ПРЕДНАЗНАЧЕННЫХ ДЛЯ РАБОТЫ В УСЛОВИЯХ ДЕЙСТВИЯ СЛУЧАЙНОЙ ИМПУЛЬСНОЙ ПОМЕХИ МАЛОЙ ИНТЕНСИВНОСТИ

5-1. Общие соображения

Рассматриваемая группа цифровых систем передачи телемеханической информации обеспечивает безошибочную передачу сообщений при малой интенсивности случайной импульсной помехи равной $T_b/T_{c.п} < 1$. Эта разновидность систем получила наиболее широкое применение в промышленной телемеханике, использующей преимущественно проводные линии связи. Системы передачи информации данного типа могут быть также применены в телемеханических устройствах, работающих по беспроводным линиям связи, в которых случайная импульсная помеха имеет малую интенсивность.

Отличительной особенностью рассматриваемых систем передачи информации является использование многотактных кодирующих и декодирующих устройств с шаговой или циклической (стартстопной) синхронизацией, обладающих как пассивной, так и активной помехоустойчивостью.

Технические средства, используемые для обеспечения пассивной помехоустойчивости при попадании одиночных импульсов помехи на базовое время передаваемого кода, вызывают защитный отказ, исключая тем самым возможность ложного срабатывания приемного устройства. Активная помехоустойчивость этого типа систем передачи информации обеспечивается применением различных принципов повторения передаваемых кодов. Использование принципов дублирования кодов в условиях редкого попадания импульсов

помехи на базовое время передаваемого кода дает возможность обеспечить безошибочную работу цифровой системы передачи телемеханической информации.

5-2. Оценка помехоустойчивости цифровых систем, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи малой интенсивности

Прежде чем непосредственно перейти к исследованию методов обеспечения помехоустойчивости систем передачи информации, предназначенных для работы в условиях действия случайной помехи малой интенсивности, необходимо установить основные показатели для оценки помехоустойчивости данной группы цифровых систем передачи информации. Как уже отмечалось, наиболее общим показателем является вероятность ошибки, обусловленная воздействием случайной импульсной помехи на передаваемый код. Определим вероятность ошибки при воздействии случайной помехи малой интенсивности $T_6/T_{c.п} < 1$. Пусть $f_{c.п}$ — средняя частота случайной импульсной помехи, воздействующей на передаваемый код с базовым временем T_6 . Тогда вероятность того, что импульс помехи не попадет во временной интервал T_6 , можно определить, воспользовавшись справедливым для случайных процессов распределением Пуассона:

$$P_n = \frac{(T_6 f_{c.п})^n}{n!} e^{-T_6 f_{c.п}}, \quad (5-1)$$

где n — число импульсов, попадающих во временной интервал T_6 при средней плотности импульсов помехи в секунду $f_{c.п}$. Для рассматриваемого случая $n = 0$ и вероятность того, что импульс помехи не попадет во временной интервал T_6 , будет

$$p_{n=0} = e^{-T_6 f_{c.п}}. \quad (5-2)$$

Отсюда вероятность попадания хотя бы одиночного импульса во временной интервал T_6 или приблизительно вероятность ошибки определится как

$$p_0 = 1 - e^{-T_6 f_{c.п}}. \quad (5-3)$$

Если $T_6 f_{c.п} \ll 1$, то вероятность ошибки можно определить по формуле:

$$p_0 = T_6 f_{c.п}, \quad (5-4)$$

т. е. в данном случае вероятность ошибки равна интенсивности случайной импульсной помехи.

Рассмотрим теперь конкретный пример: пусть базовое время передаваемого кода $T_6 = 1$ сек, а средняя частота случайной помехи $f_{c.п} = 0,05$. Тогда вероятность попадания одиночного импульса на базу передаваемого кода, или вероятность ошибки, равна 0,05,

т. е. в данном случае достоверность прохождения передаваемого сообщения составляет 95%.

Для обеспечения большей достоверности прохождения передаваемого сообщения в рассматриваемой группе устройств используются различные методы повторения выдаваемых кодов. При повторении кодов несколько раз каждая выдача кода может рассматриваться, как независимое событие, и поэтому общая вероятность ошибки при повторении кода a раз определится:

$$P_o = p_o^a, \quad (5-5)$$

где P_o — общая вероятность ошибки; p_o — вероятность ошибки при одиночной выдаче кода; a — число, кратность повторений кода.

Если в рассмотренном выше примере использовать трехкратное дублирование передаваемого кода, то вероятность ошибки будет $P_o = 0,05^3 = 0,000125$, т. е. достоверность прохождения передаваемого сообщения будет составлять 99,9975%. Таким образом, используя один из принципов повторения кодов, можно обеспечить необходимую достоверность передачи сообщения.

5-3. Методы и технические средства обеспечения пассивной помехоустойчивости цифровых систем с шаговой синхронизацией

В зависимости от используемых принципов многократного использования линий связи и типа синхронизации пассивная помехоустойчивость системы может быть обеспечена различными путями.

В системах передачи информации, использующих шаговый принцип синхронизации, пассивная помехоустойчивость обеспечивается применением следующих технических средств: 1) защитных устройств, обнаруживающих искажение ряда параметров кода (общего числа элементов, временных параметров, сигнальных признаков, избирающих элементов); 2) накопительных схем, обеспечивающих обнаружение ошибок; 3) избыточных кодов, обнаруживающих ошибки; 4) защитных устройств, предупреждающих запуск системы случайными импульсами помехи.

а) Защита, обнаруживающая искажение общего числа элементов.

В системах передачи информации с параметрическими кодами и с шаговой синхронизацией, получивших наибольшее распространение в промышленной телемеханике, общее число элементов кода постоянно. Это дает возможность обнаружить искажения кода, вызываемые воздействием помехи как при увеличении, так и при уменьшении общего числа элементов. Как правило, защита обнаруживающая искажение общего числа элементов кода, осуществляется измерением времени задержки приемного распределителя в исходном или рабочем положении. Измерение времени задержки распределителя в исходном или рабочем состоянии дает возможность обнаружить искажение общего числа элементов кода как в меньшую, так и в большую сторону. Таким образом, защита, обнаруживающая искажения общего числа элементов кода, дает возможность

отличить правильные и неправильные коды и исключить возможность ложного срабатывания системы при нарушении нормального приема кода.

Рассмотрим теперь применение защиты, обнаруживающей искажения общего числа элементов кода на структурной схеме декодирующего устройства, обеспечивающего выявление время-импульсно-интервального кода, приведенной на рис. 5-1.

Из рисунка видно, что структурная схема декодирующего устройства отличается от обычной приемной схемы распределителя наличием дополнительных элементов, обеспечивающих защиту от

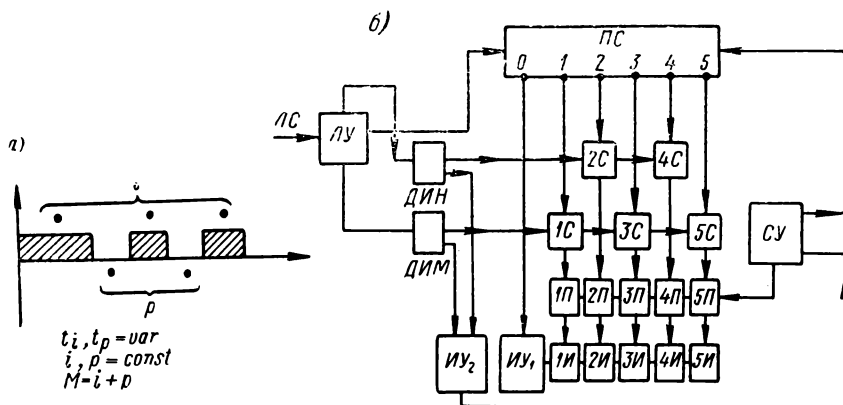


Рис. 5-1. Структурная схема декодирующего устройства: а — код, на который настроено приемное устройство; б — структурная схема приемного устройства

искажения общего числа элементов кода. Такими дополнительными элементами являются: первое интегрирующее устройство $ИУ_1$, обеспечивающее измерение длительности останковки распределителя в нулевом (исходном) положении и разрешающее исполнение команд при правильной работе приемной схемы; второе интегрирующее устройство $ИУ_2$, обеспечивающее измерение длительности останковки распределителя в рабочих положениях и приводящее с помощью сбрасывающего устройства $СУ$ приемную схему в исходное состояние при искажении общего числа элементов в коде; комплект приемных устройств $1П-5П$, фиксирующих (запоминающих) выявленные кодовые элементы, и комплект исполнительных реле $1И-5И$, обеспечивающих исполнение команд только при приеме правильного кода.

Защита, обнаруживающая искажения общего числа элементов, проиллюстрирована в данном случае на структурной схеме декодирующего устройства, предназначенного для приема время-импульсно-интервального кода, так как временные коды получили

наиболее широкое применение в различных промышленных устройствах телемеханики. Необходимо отметить, что аналогичную структурную схему будут иметь декодирующие устройства, использующие другие типы сигнальных признаков и имеющие защиту от искажения общего числа элементов кода.

Устройства, обнаруживающие искажения общего числа элементов кода, получили применение во всех существующих системах телеуправления и телесигнализации с шаговой синхронизацией.

б) Защита, обнаруживающая искажение временных параметров кода. Защита, обнаруживающая искажение временных параметров кода, может быть применена в системах передачи информации, предназначенных для приема любого параметрического кода. Этот вид защиты нашел применение в приемных устройствах и дает возможность обнаружить искажения временных параметров в полярно-импульсных, амплитудно-импульсных, частотно-импульсных и число-импульсных кодах. Во время-импульсных, время-интервальных и время-импульсно-интервальных кодах соответственно имеется возможность обнаружить искажение удлиненных элементов в большую сторону и искажение элементов, имеющих постоянную длительность. Один из вариантов схемы, обнаруживающий искажение временных параметров кода, приведен на рис. 5-1.

Из рисунка видно, что устройство, выявляющее удлиненные элементы ДИМ и ДИН, при искажениях удлиненных элементов в большую сторону воздействуют на схему интегрирующего устройства ИУ₂, которая вызывает срабатывание сбрасывающего устройства СУ. В результате декодирующее устройство приходит в исходное состояние, исключив возможность неправильного действия приемной схемы. Таким образом, в системах с время-импульсно-интервальным кодом защита, обнаруживающая искажение общего числа элементов кодов, и защита, обнаруживающая искажение временных параметров кодов, оказываются совмещенными.

Устройства, обнаруживающие искажение временных параметров кода, получили также применение во всех системах телеуправления и телесигнализации с шаговой синхронизацией.

в) Защита, обнаруживающая искажение сигнальных признаков кода. Защита, обнаруживающая искажение сигнальных признаков кода, как правило, используется в сочетании с защитой, обнаруживающей искажения общего числа элементов кода, и может быть осуществлена только в тех случаях, когда на месте выдачи кодов имеется возможность осуществить прием передаваемого кода в линейной цепи.

Наиболее просто рассматриваемый принцип передачи и приема кода осуществляется по проводным линиям связи. Однако при определенных условиях этот принцип может быть применен также при использовании высокочастотных каналов на высоковольтных линиях электропередачи.

При использовании указанного выше метода передачи и приема кода можно осуществить сопоставление каждого переданного элемента кода с принятым и тем самым обнаружить любое искажение кодового элемента, вызванное действием помехи в линейной цепи. Структурная схема, иллюстрирующая этот принцип обнаружения ошибок, приведена на рис. 5-2.

Из рисунка видно, что каждый выдаваемый элемент кода сравнивается с кодовым элементом, принятым из линейной цепи, схемой выявления искажений сигнальных признаков ВИ. При обнаружении искажений схема ВИ воздействует на запирающее устройство ЗУ, которое исключает возможность дальнейшей передачи кода в линию.

Срабатывание ЗУ приводит к передаче с РП на ИП кода с искаженным общим числом элементов, которое выявляется в де-

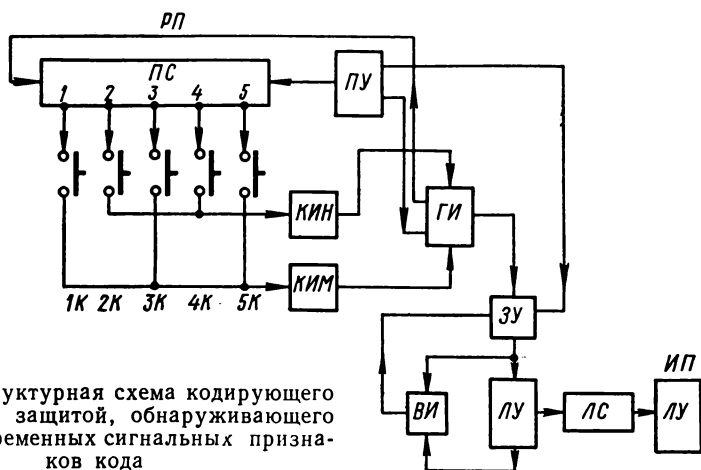


Рис. 5-2. Структурная схема кодирующего устройства с защитой, обнаруживающего искажение временных сигнальных признаков кода

кодирующем устройстве схемой защиты, обнаруживающей искажения общего числа элементов кода.

Такой вид защиты может быть применен для обнаружения искажений сигнальных признаков в число-импульсных, время-импульсных, время-интервальных, время-импульсно-интервальных, амплитудно-импульсных, полярно-импульсных и частотно-импульсных кодах.

г) **Накопительные схемы, обнаруживающие ошибки в параметрических кодах.** Применение накопительных схем всегда сопровождается использованием принципов повторения передаваемых кодов. Для обнаружения ошибок в параметрических кодах применяют кратность накопления b , равную кратности дублирования a .

Один из вариантов структурной схемы приемного устройства, обеспечивающего выявление время-импульсно-интервального кода

с применением накопительных схем, приведен на рис. 5-3. Эта схема отличается от ранее рассмотренных (рис. 3-1) наличием накопительных схем 1Н—5Н с кратностью накопления $b = 3$. При возникновении ошибок в результате воздействия случайной импульсной помехи отдельные элементы кода могут искажаться, и при трехкратном дублировании не все накопительные схемы выдадут управляющие импульсы в исполнительные устройства и тем самым вызовут эффект защитного отказа.

д) **Избыточные коды, обнаруживающие ошибки.** В системах передачи информации с шаговой синхронизацией, использующих распределительный, комбинационно-распределительный или комбинационно-распределительно-разделительный принципы многократного использования линий связи, пассивная помехоустойчи-

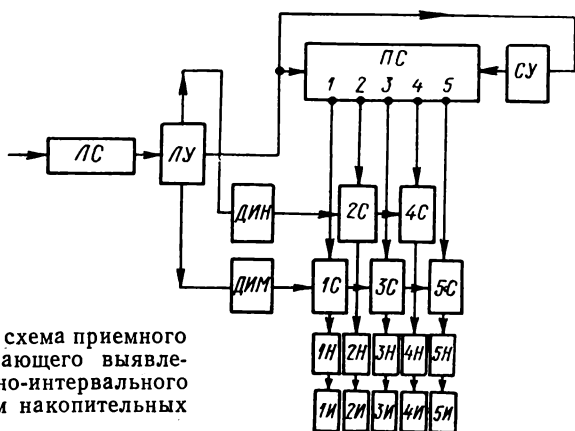


Рис. 5-3. Структурная схема приемного устройства, обеспечивающего выявление время-импульсно-интервального кода с использованием накопительных схем

вость может быть обеспечена применением избыточных кодов, обнаруживающих одну или несколько ошибок.

Число кодовых переходов между комбинациями в зависимости от числа обнаруживаемых ошибок может быть определено по следующей формуле: $d = r + 1$, где d — число переходов между отдельными кодовыми комбинациями; r — кратность, число обнаруживаемых ошибок.

Общие принципы отбора кодовых комбинаций в избыточных кодах, обнаруживающих ошибки, были подробно изложены в гл. 2, здесь же будут рассмотрены особенности применения избыточных кодов в цифровых системах передачи телемеханической информации с различными параметрическими кодами.

Для обнаружения ошибок в системах с число-импульсными, время-импульсными, время-интервальными и амплитудно-импульсными кодами могут быть применены следующие двоичные избыточные коды.

При необходимости обнаружить одну ошибку число кодовых комбинаций определится по формуле:

$$M = 2^{S_t - 1}, \quad (5-6)$$

где S_t — число временных каналов, формируемых параметрическим кодом.

При необходимости обнаружить одну и несколько однотипных ошибок число кодовых комбинаций определяется по формуле:

$$M = \binom{S_t}{S_{tn}}, \quad (5-7)$$

где S_t — число временных каналов, формируемых параметрическими кодами; S_{tn} — число избирающих временных каналов.

При необходимости обнаружить две ошибки число кодовых комбинаций может быть определено по формуле:

$$M = 2^{S_{tm}} \leq \frac{2^{S_{tn}}}{S_{tn} + 1}, \quad (5-8)$$

где S_{tn} — общее число временных каналов, формируемых параметрическими кодами; S_{tm} — число временных каналов, несущих функцию передачи информации.

Особенностью время-импульсно-интервального кода является возможность преобразования под воздействием одиночного импульса помехи двух связанных элементов короткого импульса и удлиненного интервала в удлиненный импульс и короткий интервал. При подавлении помехой части удлиненного импульса удлиненный импульс и короткий интервал преобразуются в короткий импульс и удлиненный интервал. Учитывая специфику рассматриваемого типа кода, его можно реализовать только в виде последовательного двухкаскадного кода (§ 2-11).

Используя формулу (5-6), выражение для числа кодовых комбинаций, обнаруживающих сдвоенные ошибки при передаче информации по обесточенной в исходном состоянии линии связи, можем записать в следующем виде:

$$M = 2^p 2^{i-1}, \quad (5-9)$$

где i — число импульсов кода; p — число интервалов в коде.

Для время-импульсно-интервального кода при передаче информации по линии связи, которая в исходном состоянии находится под током, указанное выражение может быть написано в следующем виде:

$$M = 2^i 2^{p-1}. \quad (5-10)$$

Используя отдельные комбинирования импульсов и интервалов, можно обнаружить сдвоенные ошибки, вызванные воздействием одиночного импульса помехи.

Для обнаружения во время-импульсно-интервальных кодах одиночных и ряда однотипных ошибок используют избыточные коды на одно сочетание при раздельном комбинировании импульсов и интервалов. Число кодовых комбинаций, обнаруживающих двоякие ошибки и ряд однотипных ошибок, может быть написано в следующем виде:

$$M = \binom{i}{i_n} \binom{p}{p_n}. \quad (5-11)$$

Используя кодовые комбинации, определяемые формулой (5-11), можно обнаружить: $i - i_n$ ошибок, вызванных удлинением импульсов; i_n ошибок, вызванных укорочением удлиненных импульсов под воздействием помехи; $p - p_n$ ошибок, вызванных удлинением интервалов; p_n ошибок, вызванных укорочением удлиненных интервалов. Ясно, что двойную ошибку, при которой число избирающих импульсов и интервалов не искажается, рассматриваемая разновидность время-импульсно-интервального кода обнаружить не может.

Отличительной особенностью систем с полярно-импульсными кодами является использование троичных избыточных кодов. Так как в полярно-импульсных кодах все элементы несут функцию синхронизации, а полярный сигнальный признак характеризует только импульсы, поэтому здесь возможно использование троичных избыточных кодов с токовыми сигнальными признаками. Число кодовых комбинаций в троичном избыточном коде с токовыми сигнальными признаками может быть записано в виде:

$$M = 2_n^{i_p}, \quad (5-12)$$

где 2_n — два значения полярного сигнального признака (два направления); i — число импульсов в полярно-импульсном коде. Такой троичный код, как было установлено в § 2-5, имеет $d_{min} = 2$ и дает возможность обнаружить одиночную и ряд однотипных ошибок, связанных с подавлением полярных сигнальных признаков.

Большую эффективность в системах с шаговой синхронизацией можно получить, применив полярно-импульсный код со сменой сигнальных признаков. Полярно-импульсный код со сменой сигнальных признаков дает возможность уменьшить общее число элементов кода за счет использования интервала как рабочего элемента и увеличить число передаваемых сообщений. Число кодовых комбинаций в троичном избыточном коде со сменой сигнальных признаков

$$M = \binom{i-p}{p} 2_n^{p+1}, \quad (5-13)$$

где $\binom{i-p}{p}$ определяет число комбинаций, полученных путем смены местоположения интервала, а 2_n^{p+1} определяет число комбинаций,

образуемых двумя токовыми сигнальными признаками, которые присваиваются одиночным или связанным импульсам. Этот тип полярно-импульсного кода дает возможность обнаружить одиночные и однотипные ошибки, связанные с искажением местоположения интервалов и подавлением импульсов, передаваемых с различной полярностью.

Особенностью систем с частотно-импульсными кодами является использование избыточных кодов с основанием $K = 3$ и $K > 3$. В частотно-импульсных кодах также все элементы несут функцию синхронизации, и поэтому у них возможно использование избыточных кодов с токовыми сигнальными признаками. Число кодовых комбинаций в K -ичном избыточном коде с частотными сигнальными признаками может быть записано:

$$M = K_f^i, \quad (5-14)$$

где K_f — число частотных сигнальных признаков без нулевого сигнального признака.

Используя такого типа частотно-импульсный код, можно в соответствии с § 2-6 обнаружить все одиночные и ряд однотипных ошибок.

Большую эффективность в системах с шаговой синхронизацией можно получить, используя частотно-импульсный код со сменой повторяющихся сигнальных признаков, который дает возможность исключить интервал между отдельными элементами. Число комбинаций в таком K -ичном избыточном коде (§ 2-7)

$$M = K_f (K_f - 1)^{i-1}, \quad (5-15)$$

где K_f — число значений частотно-сигнального признака.

Данный тип частотно-импульсного кода дает возможность обнаружить все одиночные и ряд однотипных ошибок.

В системе с шаговой синхронизацией можно также применить некоторые типы частотно-импульсных кодов со сменой неповторяющихся сигнальных признаков, например избыточный перестановочный с основанием $K > 3$. Характерной особенностью такого кода является то, что число частотных сигнальных признаков равно числу импульсов ($K_f = i$) в коде, а число кодовых комбинаций может быть написано в следующем виде (см. § 2-7):

$$M = K_f! . \quad (5-16)$$

Рассматриваемый тип частотно-импульсного кода дает возможность обнаружить все варианты одной, двух и трех ошибок. Основным недостатком такого частотно-импульсного кода является очень большая избыточность, что значительно снижает его эффективность.

Особой разновидностью рассмотренных выше систем являются устройства с аккордно-частотно-импульсными кодами. Для форми-

рования аккордно-частотного сигнального признака может быть применен один из следующих способов использования частотных каналов:

$$1) A_f = 2^{f-1}; \quad 2) A_f = \binom{f}{f_n}; \quad 3) A_f = 2^{f_m} \leq \frac{2^{f_n-1}}{f_n}, \quad (5-17)$$

где A_f — число частотных аккордов; f — число частотных каналов; f_n — число избирающих частотных каналов; f_m — число частотных каналов, несущих информационную функцию; f_n — общее число частотных каналов.

Используя перечисленные способы формирования частотных аккордов, можно обеспечить обнаружение всех вариантов одной, двух и трех ошибок, возникающих при их передаче.

Применяя аккордно-частотно-импульсный сигнальный признак, можно обеспечить формирование следующих типов кодов:

$$1) M = A_f^i; \quad 2) M = A_f(A_f - 1)^{i-1}; \quad 3) M = A_f!. \quad (5-18)$$

Используя эти способы формирования избыточных кодов, можно увеличить число обнаруживаемых ошибок. В данном случае приведенные примеры аккордно-частотно-импульсных кодов являются разновидностями параллельного двухкаскадного избыточного кодирования, которые обнаруживают ошибки в частотных аккордах, а также обнаруживают ошибки в параметрических кодах, формируемых частотными каскадами.

е) Защита, обнаруживающая искажение числа избирающих элементов кода. Защита, обнаруживающая искажение числа избирающих элементов кода, может быть применена в системах передачи информации с шаговой синхронизацией при использовании число-импульсных, время-импульсных, время-интервальных, время-импульсно-интервальных, амплитудно-импульсных, полярно-импульсных и частотно-импульсных кодов.

Искажение числа избирающих элементов кода может быть обнаружено различными путями. Наиболее часто используемые методы обнаружения нарушения правильного числа избирающих элементов кода приводятся ниже.

Первый метод обнаружения искажения числа избирающих элементов состоит в использовании специальных **с ч е т н ы х с х е м** для проверки правильности принимаемого кода.

Счетные схемы, проверяющие правильность числа избирающих элементов, дают возможность обнаружить как недостачу, так и избыток числа избирающих элементов кода и могут быть применены в системах телеуправления и телесигнализации, использующих различные принципы многократного использования линий связи.

Второй метод характеризуется применением **п и р а м и д а л ь н ы х и п р я м о у г о л ь н ы х д е к о м б и н а т о р н ы х с х е м** с защитными цепями.

Структурная схема одного из пирамидальных декомбинаторов с защитными цепями приведена на рис. 5-4, а, из которого видно, что цепь исполнения каждого принимаемого сообщения составляется через заданное число элементов совпадения и несовпадения. Например, исполнение первого сообщения происходит через три элемента схемы совпадения (РИ, 1П и 2П) и два элемента схемы несовпадения (3П и 4П). Нарушение заданного условия составления цепи для исполнения принимаемого сообщения приводит к защитному отказу.

Данная разновидность схемы обнаружения искажения числа избирающих элементов кода получила применение в системах с комбинационным принципом многократного использования линий связи.

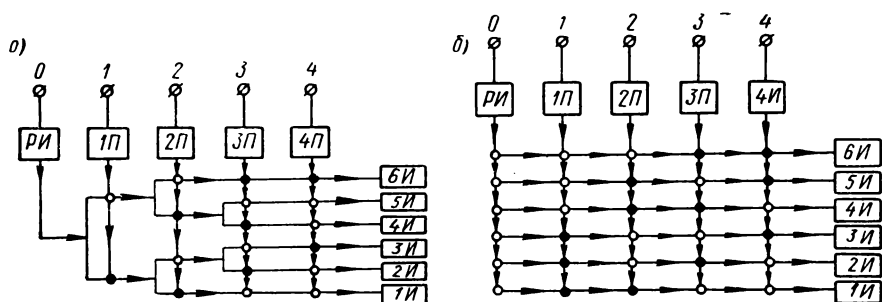


Рис. 5-4. Структурные схемы декомбинаторов с защитными цепями

Структурная схема одного из прямоугольных декомбинаторов с защитными цепями приведена на рис. 5-4, б. Эта схема состоит из аналогичных элементов и отличается только наличием независимых цепей у каждого исполнительного элемента.

Следующий метод заключается в применении пирамидальных или прямоугольных декомбинаторов с пороговой схемой защиты, обнаруживающей искажение числа избирающих элементов по току или напряжению (рис. 5-5 и 5-6). Пирамидальная и прямоугольная схемы составляют цепи для выявления принятого сообщения с помощью элементов схемы совпадения (схемы несовпадений отсутствуют), которые дают возможность обнаружить только уменьшение числа избирающих элементов кода и исключить неправильную работу схем при подобном нарушении. При увеличении числа избирающих элементов в декомбинаторных схемах этого типа приводится в действие пороговый защитный элемент, который срабатывает под действием избыточного напряжения или тока, снимаемого с устройств, запоминающих принятые кодовые элементы.

Пороговый защитный элемент ПЗ при искажении числа избирающих элементов кода срабатывает и приводит устройства, за-

поминающие кодовые элементы, в исходное состояние, исключая неправильную работу схемы.

ж) Защита, обнаруживающая искажение пускового элемента.
 Для исключения запуска приемного устройства от воздействия импульсов помехи в системах с шаговой синхронизацией используется защита, обнаруживающая искажение пускового элемента.

Эта защита имеет важное значение потому, что при запуске системы импульсами помехи приемное устройство приходит в исходное состояние не сразу, а по истечении определенного времени, равного

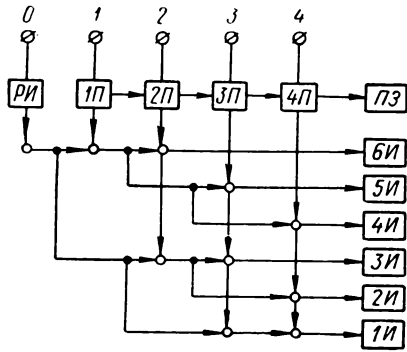


Рис. 5-5. Структурная схема пирамидального декомбинатора с пороговой защитой, обнаруживающего искажение числа избирающих элементов по току или напряжению

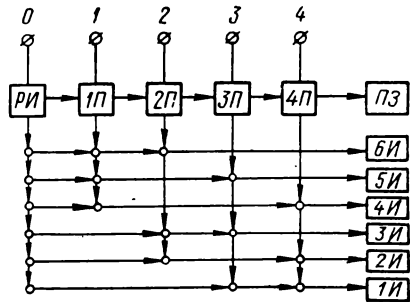


Рис. 5-6. Структурная схема прямоугольного декомбинатора с пороговой защитой, обнаруживающего искажение числа избирающих элементов по току или напряжению

времени восстановления приемного устройства T_v . Если до истечения времени восстановления T_v начнется передача сообщения, то очевидно, что нормальный прием кода будет невозможен.

Для исключения запуска системы случайными импульсами пусковой элемент кода, как правило, имеет стличную от кодовых элементов длительность. Это дает возможность применением простейших схем обеспечить запуск системы только при поступлении пускового элемента заданной длительности и обнаружить искажение пускового элемента при поступлении импульсов с неправильной длительностью.

В современных цифровых системах передачи телемеханической информации используются одновременно все возможные методы обеспечения пассивной помехоустойчивости для принятого типа кода. Такое комплексное использование различных методов обеспечения пассивной помехоустойчивости дает возможность обнаружить наибольшее число ошибок, вызванных воздействием случайной помехи.

5-4. Параметрические коды, обнаруживающие одну или несколько ошибок при комплексном использовании различных технических средств обеспечения пассивной помехоустойчивости

При комплексном использовании различных технических средств обеспечения пассивной помехоустойчивости в цифровых системах передачи информации с шаговой синхронизацией можно формировать различные параметрические коды, обнаруживающие одну или несколько ошибок.

Рассмотрим свойства подобных кодов, на которые воздействуют случайные импульсы помехи различного знака.

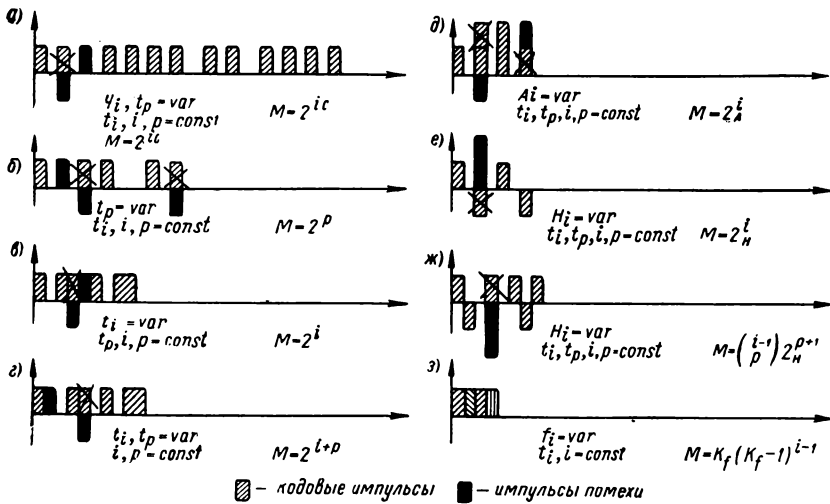


Рис. 5-7. Параметрические коды, подвергающиеся воздействию одиночных импульсов помехи

На рис. 5-7, а приведен число-импульсный код, использующий в качестве сигнального признака два числовых кода с четным числом импульсов, которые дают возможность обнаружить как одиночную, так и двойную ошибку в коде, где $M = 2^{i_c}$ (i_c равно числу импульсных серий), и обеспечить защитный отказ.

При воздействии одиночного импульса помехи будет иметь место искажение общего числа элементов кода, которое обнаруживается соответствующей схемой, и неправильная работа устройства будет исключена.

Воздействие двух импульсов помехи может вызвать: 1) уничтожение импульса в одной рабочей серии и появление дополнительного импульса в другой рабочей серии; 2) уничтожение двух импульсов в одной из рабочих серий; 3) появление двух дополнительных импульсов в одной из рабочих серий.

Все перечисленные выше искажения обнаруживаются схемой, проверяющей число импульсов в рабочей серии, или схемой, контролирующей временной промежуток между рабочими сериями.

Применение кодовых комбинаций, обнаруживающих одну ошибку 2^{p-1} в избирательных системах с число-импульсным кодом, дает возможность обнаружить до четырех ошибок, вызванных воздействием помехи.

На рис. 5-7, б приведен время-интервальный код, который при воздействии одиночных импульсов помехи обнаруживает искажение как при появлении дополнительных элементов, так и при уничтожении отдельных элементов кода. При попадании на базовое время передаваемого кода двух импульсов помехи разного знака может иметь место уничтожение одного рабочего импульса и появление нового импульса на одной из свободных временных позиций. Эти ошибки могут быть обнаружены только использованием кодовых комбинаций, отличающихся на три перехода, или применением защиты от искажения время-интервального сигнального признака в замкнутых линейных цепях, например проводных линиях связи.

Число кодовых комбинаций, отличающихся на три перехода и способных обнаружить две ошибки, можно определить по формуле:

$$M \leq \frac{2^p}{p+1}, \quad (5-19)$$

где p — число интервалов в коде.

Применение кодовых комбинаций с двумя или тремя переходами, обнаруживающими одну или две ошибки во время-интервальном коде, может быть оправдано желанием обнаружить ошибки, вызываемые не только помехой, но ненадежностью и действием отдельных элементов системы передачи информации.

На рис. 5-7, в приведен время-импульсный код, который при воздействии одиночных импульсов помехи обнаруживает искажение как при появлении дополнительных элементов в коде, так и при уничтожении части удлиненного элемента или отдельных элементов кода. Появление дополнительных элементов или уничтожение отдельных элементов в коде обнаруживается схемой защиты от искажения общего числа элементов кода, а уничтожение части удлиненных импульсов обнаруживается применением схемы защиты от искажения временных параметров кода или использованием кодовых комбинаций, обнаруживающих одну ошибку.

При возникновении под воздействием помехи двойной ошибки (подавление части удлиненного импульса и удлинение соседнего короткого импульса) может иметь место преобразование одного передаваемого сообщения в другое, которое может быть обнаружено использованием кодовых комбинаций, отличающихся на три перехода, или в замкнутых линейных системах, например в про-

водных линиях связи, применением защиты от искажения сигнального признака кода.

На рис. 5-7, *г* приведен время-импульсно-интервальный код, который при воздействии одиночных импульсов помехи обнаруживает ошибки, обусловленные появлением дополнительных элементов в коде и уничтожением части удлиненного элемента или отдельного элемента в коде. При использовании кодовых комбинаций с двумя переходами [формулы (5-9), (5-10) и (5-11)] во время-импульсно-интервальном коде можно обнаружить вызываемое одним импульсом помехи двойное искажение, возникающее при удлинении короткого импульса и укорочении соседнего удлиненного интервала, или при уничтожении части удлиненного импульса и удлинении соседнего короткого интервала. Ошибки, вызываемые воздействием двух и более импульсов помехи, могут быть обнаружены использованием кодовых комбинаций, отличающихся на три и более переходов или применением защиты от искажения временных сигнальных признаков в замкнутых линейных цепях, например в проводных линиях связи.

На рис. 5-7, *д* приведен амплитудно-импульсный код, который при воздействии одиночных импульсов помехи обнаруживает ошибки, вызванные появлением дополнительных элементов, уничтожением отдельного элемента и искажением амплитудного сигнального признака в коде. Все перечисленные ошибки обнаруживаются с помощью схемы защиты от искажения общего числа элементов, схем защиты от искажения временных параметров кода и схемы защиты от искажения сигнальных признаков кода. Одиночные искажения сигнальных признаков кода могут быть обнаружены применением кодовых комбинаций, отличающихся на два перехода.

Появление большого числа искажений амплитудного сигнального признака могут быть обнаружены применением кодовых комбинаций, отличающихся на три и более переходов, или в замкнутых линейных системах, например в проводных линиях связи, использованием защиты от искажения сигнального признака кода.

На рис. 5-7, *е* и *ж* приведены две разновидности полярно-импульсного кода, который при воздействии одиночных импульсов помехи обнаруживает ошибки, вызванные появлением дополнительных элементов, уничтожением отдельного элемента и искажением полярного сигнального признака.

Все перечисленные ошибки в системах передачи информации с полярно-импульсным кодом обнаруживаются с помощью защиты от искажения общего числа элементов кода, временных параметров и полярных сигнальных признаков. Применение кодов с большим числом переходов между кодовыми комбинациями нецелесообразно, так как данный тип кода может быть применен только по проводным линиям связи, которые дают возможность обнаружить большое число ошибок с помощью схемы защиты от искажения полярного

сигнального признака кода, в сочетании с другими защитными схемами.

На рис. 5-7, з приведена одна разновидность частотно-импульсного кода, которая при воздействии одиночных импульсов помехи переменного тока с частотой, соответствующей частоте рабочих импульсов, обнаруживает ошибку, вызванную появлением дополнительных элементов, уничтожением отдельного элемента и искажением частотного импульсного признака. Все рассмотренные ошибки в избирательных системах с частотно-импульсным кодом обнаруживаются с помощью схем защиты от искажения общего числа элементов кода и схемой защиты от искажения сигнальных признаков кода. Применение защиты от искажения сигнальных признаков в замкнутых линейных системах, например в двусторонней системе связи, по высокочастотной линии связи дает возможность обнаружить и большое число ошибок. Поэтому употребление кодов с большим числом переходов может быть оправдано только в разомкнутых линейных схемах одностороннего действия.

Как видно из вышеизложенного, параметрические коды при комплексном использовании различных методов обеспечения пассивной помехоустойчивости дают возможность обнаружить одну и несколько ошибок, вызываемых воздействием случайной помехи.

Из рассмотрения свойств параметрических кодов также ясно, что эта группа кодов может обеспечить безошибочную передачу сообщений при редком попадании импульсов помехи на базовое время передаваемого кода при обязательном повторении каждого передаваемого кода несколько раз.

5-5. Методы и технические средства обеспечения пассивной помехоустойчивости цифровых систем с циклической (стартстопной) синхронизацией

В цифровых системах передачи телемеханической информации с циклической (стартстопной) синхронизацией получили применение позиционно-импульсные коды, которые характеризуются наличием большого числа переменных параметров, например числом и длительностью импульсов и интервалов. Наличие подобных параметров исключает возможность использования некоторых защит, получивших применение в системах с шаговой синхронизацией, таких, например, как защита, обнаруживающая искажение общего числа элементов в коде или временных параметров кода.

В системах передачи информации, использующих циклический (стартстопный) принцип синхронизации, пассивная помехоустойчивость обеспечивается применением следующих технических средств: 1) разрешающих устройств, которые включают цепь исполнения только в исходном положении приемного распределителя; 2) защитных устройств, предупреждающих запуск системы случайными импульсами помехи; 3) защитных устройств, обнару-

живающих искажение сигнальных признаков кода; 4) накопительных систем, обеспечивающих обнаружение ошибок; 5) различных типов избыточных кодов (обнаруживающих ошибки, использующих защиту двойными элементами и зону стирания); 6) защитных устройств, обнаруживающих искажение числа избирающих элементов в коде.

а) Разрешающее устройство, исключаяющее возможность неправильного срабатывания системы в процессе приема кода. В системах передачи информации с циклической синхронизацией разре-

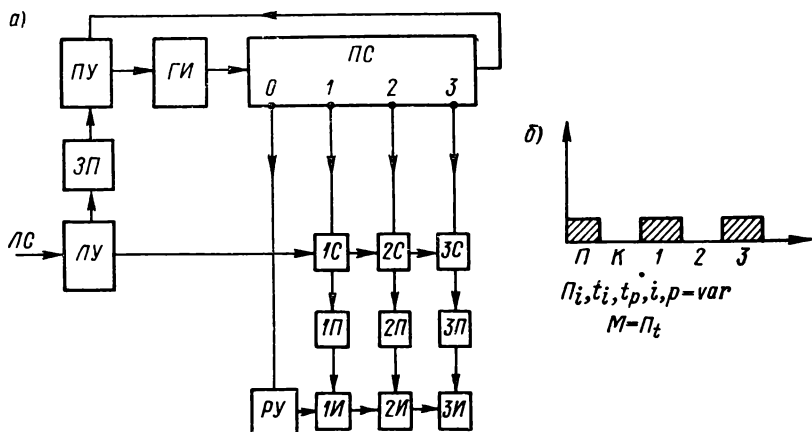


Рис. 5-8. Структурная схема декодирующего устройства, обеспечивающего выявление позиционно-импульсного кода (а), и позиционно-импульсный код с защитой пускового импульса [б)

шающее устройство дает возможность до исполнения принимаемого сообщения произвести проверку правильности кода. На рис. 5-8, а приведена структурная схема декодирующего устройства, обеспечивающая выявление позиционно-импульсного кода.

Из рис. 5-8, а видно, что структурная схема отличается от обычной схемы, приведенной на рис. 3-4, наличием дополнительных элементов, обеспечивающих обнаружение искажений в коде. Такими дополнительными элементами являются: разрешающее устройство РИ, которое составляет цепь для исполнения принятого сообщения только при длительной остановке распределителя в исходном положении, и комплект приемных устройств 1П—3П, которые срабатывают при выявлении соответствующего кодового элемента.

б) Защитное устройство, обнаруживающее искажение пускового элемента. Для исключения запуска приемного устройства импульсами помехи в системах передачи информации с циклической синхронизацией используются специальные схемы, обнаруживающие искажение пускового элемента кодов и обеспечивающие защитный

отказ при нарушениях нормального приема кода. Для обнаружения искажения пускового элемента в позиционно-импульсном коде (рис. 5-8, б) вводится контрольный интервал, который дает возможность проверить пусковой элемент по длительности. Обнаружение искажений пускового элемента осуществляется с помощью схемы защиты пуска ЗП (см. рис. 5-8, а).

Этот вид защиты имеет важное значение, так как при запуске приемного устройства импульсами помехи оно занимается на время, равное времени восстановления декодирующего устройства $T_{\text{в}}$.

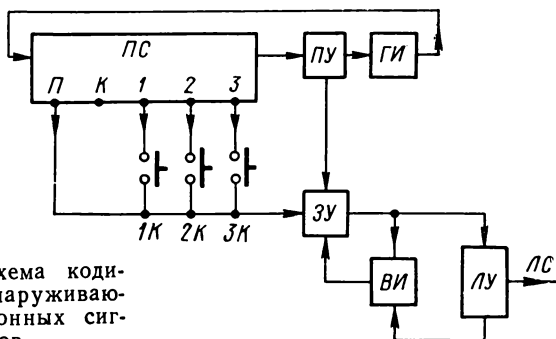


Рис. 5-9. Структурная схема кодирующего устройства, обнаруживающего искажения позиционных сигнальных признаков

Ясно, что нормальный прием кода будет невозможен при возникновении передачи сообщения в момент, когда приемное устройство под воздействием помехи оказалось занятым.

в) Защитное устройство, обнаруживающее искажение сигнальных признаков кода. Защита, обнаруживающая искажение сигнальных признаков кода, может быть осуществлена только в тех случаях, когда на месте выдачи кодов имеется возможность осуществить пере прием передаваемого кода из линейной цепи. Этот вид защиты дает возможность обнаружить наибольшее число ошибок путем сравнения каждого выданного элемента кода с принятым из линейной цепи. Структурная схема кодирующего устройства с защитой, обнаруживающей искажение позиционного сигнального признака, приведена на рис. 5-9.

Из рисунка видно, что структурная схема кодирующего устройства, обнаруживающая искажения позиционного сигнального признака, аналогична схеме, приведенной и подробно рассмотренной в § 5-3, поэтому нет необходимости в ее детальном описании. Следует только заметить, что защита, обнаруживающая искажение сигнальных признаков кода, может быть также применена в комбинированных позиционно-импульсных кодах, использующих амплитудные, полярные и частотные сигнальные признаки.

г) Накопительные схемы, обеспечивающие обнаружение ошибок. Как уже отмечалось в § 5-3 применение накопительных схем всегда сопровождается использованием принципов повторения передаваемых кодов.

Для обнаружения ошибок в позиционных кодах применяют накопительные схемы с кратностью накопления b , равной кратности дублирования a . В структурном отношении включение накопительных схем в данном случае не отличается от подробно описанных ранее.

д) **Избыточные коды, обнаруживающие ошибки.** В системах передачи информации с циклической синхронизацией, использующих распределительный, комбинационно-распределительный и комбинационно-распределительно-разделительный принципы многократного использования линий связи, пассивная помехоустойчивость может быть обеспечена также применением избыточных кодов, обнаруживающих одну или несколько ошибок.

В системах с позиционно-импульсным кодом число кодовых комбинаций, обнаруживающих соответственно одну, две и три ошибки, можно определить по следующим формулам:

$$M = 2^{\Pi_t - 1}; \quad (5-20)$$

$$M \leq \frac{2^{\Pi_t}}{\Pi_t + 1}; \quad (5-21)$$

$$M \leq \frac{2^{\Pi_t - 1}}{\Pi_t}. \quad (5-22)$$

Для обнаружения одной ошибки в системе с позиционно-амплитудно-импульсным кодом необходимо из общего возможного числа комбинаций, образуемых при использовании двух значений амплитудного ($K_a > 2$ не получило применение в цифровых системах передачи информации рассматриваемой группы) и нулевого сигнальных признаков, отобрать кодовые комбинации, отличающиеся на два перехода. Общая формула числа кодовых комбинаций при использовании двух значений амплитудного и нулевого сигнальных признаков имеет следующий вид:

$$M = (2a + 1_0)^{\Pi_t} = 1 + \binom{\Pi_t}{1} 2a + \\ + \binom{\Pi_t}{2} 2_a^2 + \dots + \binom{\Pi_t}{\Pi_t - 1} 2_a^{\Pi_t - 1} + 2_a^{\Pi_t}.$$

Если в этой формуле отбросить все нечетные сочетания позиционного признака и отобрать только четные, то число кодовых комбинаций, обнаруживающих одну ошибку, могут быть написаны в следующем виде при четном значении Π_t :

$$M = 1 + \binom{\Pi_t}{2} 2_a^2 + \binom{\Pi_t}{4} 2_a^4 + \dots + 2_a^{\Pi_t}; \quad (5-23)$$

а при нечетном значении Π_t :

$$M = 1 + \binom{\Pi_t}{2} 2_a^2 + \binom{\Pi_t}{4} 2_a^4 + \dots + \binom{\Pi_t}{\Pi_t - 1} 2_a^{\Pi_t - 1}. \quad (5-24)$$

Кодовые комбинации, определяемые формулами (5-23) и (5-24), могут быть применены только в тех случаях, когда два амплитудных сигнальных признака имеют значительное отличие по амплитуде и не могут под действием одиночного импульса помехи преобразовываться друг в друга. В тех же случаях, когда под действием одиночного импульса помехи происходит преобразование амплитудного сигнального признака, могут быть применены кодовые комбинации, которые определяются по формуле

$$M = \binom{\Pi_t}{\Pi_{tн}} \binom{\Pi_{tн.а}}{\Pi_{tн.а.н}}, \quad (5-25)$$

где $\Pi_{tн.а}$ — общее число элементов комбинирования для кодовых комбинаций с амплитудным сигнальным признаком; $\Pi_{tн.а.н}$ — число избирающих элементов с большой амплитудой.

Так, например, для трехэлементного троичного позиционно-амплитудного импульсного кода, обнаруживающего преобразование амплитудного сигнального признака, число комбинаций определяется по формуле (5-25).

$$M = \binom{\Pi_t}{\Pi_{tн}} \binom{\Pi_{tн.а}}{\Pi_{tн.а.н}} = \binom{3}{2} \binom{2}{1} = 6.$$

Соответственно этому условию отвечают следующие кодовые комбинации:

012 102 201
021 120 210.

Из геометрической модели трехэлементного троичного кода (рис. 5-10) видно, что приведенные выше кодовые комбинации находятся на расстоянии двух переходов, что дает возможность обнаружить любые ошибки, связанные с одним преобразованием амплитудного сигнального признака.

В системах с позиционно-полярно-импульсным кодом числа кодовых комбинаций, обнаруживающих одну ошибку, при Π_t четном может быть написано в следующем виде:

$$M = 1 + \binom{\Pi_t}{2} 2_n^2 + \binom{\Pi_t}{4} 2_n^4 + \dots + 2_n^{\Pi_t}, \quad (5-26)$$

а при Π_t нечетном

$$M = 1 + \binom{\Pi_t}{2} 2_n^2 + \binom{\Pi_t}{4} 2_n^4 + \dots + \binom{\Pi_t}{\Pi_t - 1} 2_n^{\Pi_t - 1}. \quad (5-27)$$

В тех случаях, когда необходимо обнаружение нескольких однотипных ошибок, могут быть использованы кодовые комбинации, которые определяются по следующим формулам:

$$M = \left(\frac{\Pi_t}{\Pi_{tн}} \right) 2^{\Pi_{tн}} \quad (5-28)$$

или

$$M = 2^{\Pi_t}. \quad (5-29)$$

Для обнаружения большего числа ошибок в позиционно-полярно-импульсном коде, например трех ошибок (преобразование импульса

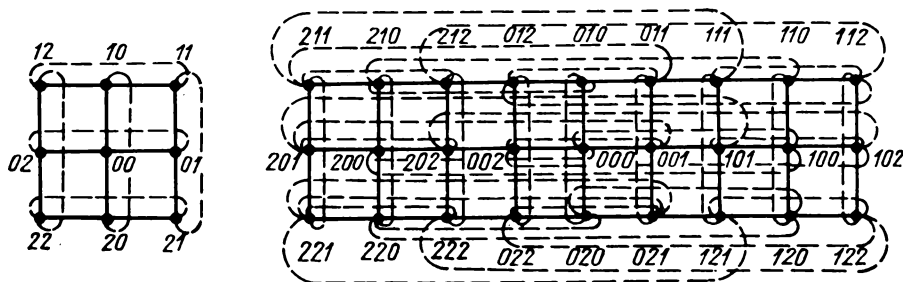


Рис. 5-10. Геометрические модели троичных двухэлементного (а) и трехэлементного (б) кодов для сигнальных признаков, допускающих двойной переход от одного импульса помехи

одной полярности в другую и подавление еще одного импульса), число кодовых комбинаций можно определить по формуле:

$$M = 2^{\Pi_t - 1}. \quad (5-30)$$

Если рассмотреть кодовые комбинации, определяемые формулой (5-30), на геометрических моделях троичного кода (рис. 1-7, а—б и 1-8), можно убедиться, что это будут кодовые комбинации, находящиеся на расстоянии четырех переходов.

С целью обнаружения большего числа однотипных ошибок можно для позиционно-полярно-импульсного кода отобрать кодовые комбинации на одно сочетание. В этом случае число рабочих комбинаций определится по формуле:

$$M = \left(\frac{\Pi_{tн}}{\Pi_{tн.и}} \right), \quad (5-31)$$

где $\Pi_{tн.и}$ — число избирающих позиционно-полярных элементов.

Если рассмотреть комбинации этого кода на геометрических моделях троичных кодов, можно убедиться, что минимальное кодовое расстояние равно четырем.

В системах с позиционно-частотно-импульсным кодом число кодовых комбинаций, обнаруживающих одну ошибку при Π_t четном может быть написано в следующем виде:

$$M = 1 + \binom{\Pi_t}{2} K_f^2 + \dots + K_f^{\Pi_t}, \quad (5-32)$$

а при Π_t нечетном

$$M = 1 + \binom{\Pi_t}{2} K_f^2 + \dots + \binom{\Pi_t}{\Pi_t - 1} K_f^{\Pi_t - 1}. \quad (5-33)$$

В тех случаях, когда необходимо обнаружение нескольких одно-типных ошибок, могут быть использованы кодовые комбинации, которые определяются по следующим формулам:

$$M = \binom{\Pi_t}{\Pi_{tн}} K_f^{\Pi_{tн}} \quad (5-34)$$

или

$$M = K_f^{\Pi_t}. \quad (5-35)$$

Для обнаружения большего числа ошибок в позиционно-частотно-импульсном коде, например любых трех ошибок, необходимо отобрать кодовые комбинации, которые находятся на расстоянии четырех переходов. Этому условию удовлетворяют кодовые комбинации, определяемые по формуле:

$$M = K_f^{\Pi_t - 1}. \quad (5-36)$$

Так, например, для трехэлементного четверичного позиционно-частотно-импульсного кода, обнаруживающего тройную ошибку, число комбинаций определяется по формуле (5-36) и будет

$$M = K_f^{\Pi_t - 1} = 3^{3-1} = 9.$$

Соответственно этому условию отвечают следующие равноценные кодовые комбинации:

111	122	133	112	123	131	113	121	132
221	232	213	~ 222	233	211	~ 223	231	212
331	312	323	332	313	321	333	311	322

Из геометрической модели трехэлементного четверичного кода (рис. 1-10) видно, что кодовые комбинации внутри каждой из групп находятся на расстоянии четырех переходов. Это дает возможность обнаружить любые три ошибки.

е) Защита, обнаруживающая искажение числа избирающих элементов кода. Искажение числа избирающих элементов кода может быть обнаружено различными путями. Наиболее часто используемые методы обнаружения нарушения правильности числа

избирающих элементов кода в избирательных системах с циклической синхронизацией следующие:

- 1) применение пирамидальных или прямоугольных декомбинаторов с защитными цепями, обнаруживающими искажение числа избирающих элементов кода;
- 2) применение пирамидальных или прямоугольных декомбинаторов с пороговой схемой защиты, обнаруживающей искажение числа избирающих элементов по току или напряжению;
- 3) применение счетных схем для обнаружения искажения числа избирающих элементов кода.

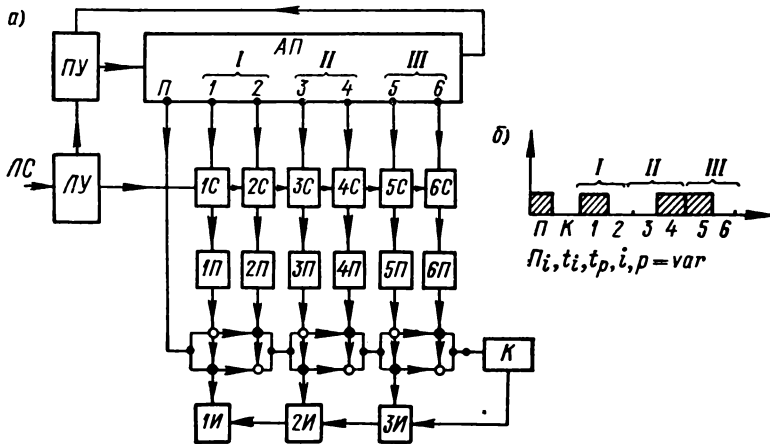


Рис. 5-11. Структурная схема декодирующего устройства двоичного корреляционного кода: а — декодирующее устройство с защитой сдвоенными элементами кода; б — позиционно-импульсный код с защитой сдвоенными элементами кода

Все перечисленные методы обнаружения искажений числа избирающих элементов были достаточно полно разобраны в § 5-3 и могут быть без каких-либо дополнений применены в системах передачи информации с циклической синхронизацией.

ж) Избыточный корреляционный код (код с защитой сдвоенными элементами), обнаруживающий ошибки в системах передачи информации с позиционно-импульсными кодами. По структуре корреляционный двоичный избыточный код должен быть отнесен к параллельным двухкаскадным кодам, в которых основной (первичный) код является двоичным неизбыточным, а вторичный (защитный) код является двоичным избыточным, обнаруживающим одну ошибку. Такая структура позволяет обнаружить одиночную ошибку в каждом элементе основного кода. Отсюда можно заключить, что общее число обнаруживаемых ошибок будет определяться числом элементов основного кода.

Структурная схема декодирующего устройства, обнаруживающая искажение кодовых элементов с помощью защиты сдвоенными элементами, приведена на рис. 5-11.

Из рисунка видно, что декодирующее устройство состоит из следующих дополнительных элементов, необходимых для обнаружения искажений кодовых элементов: комплекта приемных устройств ИП—6П, фиксирующих прием рабочих и контрольных элементов; контрольной цепи, составленной из элементов совпадения и несовпадения приемных устройств и предназначенной для обнаружения искажений кодовых элементов; контрольного элемента K , разрешающего составление цепи исполнения при приеме правильного кода, и комплекта исполнительных устройств ИИ—ЗИ, фиксирующих и запоминающих прием сообщений.

Этот метод обнаружения искажения кодовых элементов дает возможность установить несколько однотипных ошибок, вызванных как появлением нескольких дополнительных импульсов, так и уничтожением нескольких элементов в коде. Двойную ошибку, обусловленную уничтожением импульса на рабочей позиции и появлением дополнительного импульса на спаренной контрольной позиции, или появление дополнительного импульса на рабочей позиции и уничтожение импульса на контрольной позиции рассматриваемая схема защиты не обнаруживает.

з) **Избыточный код, использующий зону стирания (канал со стиранием), обнаруживающий ошибки и исправляющий ошибки стирания в системах передачи информации с позиционно-импульсными кодами.** Особенности кодов, использующих зону стирания, были подробно рассмотрены в § 2-8 применительно к различным двоичным кодам. Мы ограничимся рассмотрением двоичного кода на некоторые сочетания с $d = 2$, $r = 1$ и $s = 0$ при использовании зоны стирания. Число кодовых комбинаций применительно к этому коду может быть написано в следующем виде:

$$M = 2_e^{n-1},$$

где 2_e — характеризует двоичный код, использующий зону стирания. Такой двоичный код дает возможность обнаружить любую одиночную ошибку и обнаружить две ошибки стирания и исправить одну. Достаточно полный анализ свойств этого кода приведен в § 2-8.

Рассмотрим пример двоичного кода при $n = 3$, $K = 2_e$, $s = 0$, $r = 1$, $e_r = 2$, и $e_s = 1$. Число кодовых комбинаций будет

$$M = 2_e^{n-1} = 2_e^{3-1} = 4.$$

Кодовые комбинации для данного кода будут следующие:

000	—	1
011	—	2
101	—	3
110	—	4

Структурная схема декодирующего устройства, реализованного на базе графов предельных частных кодовых колец, приведена на рис. 5-12 в упрощенном виде. На рисунке не показаны: схемы выявления пускового элемента кода, цепи генератора тактовых импульсов и цепи сбрасывающего устройства, которые были подробно охарактеризованы в § 3-6. Из рис. 5-12 видно, что декодирующее устройство состоит из линейного устройства ЛУ, обеспечивающего выявление трех значений сигнального признака 0, 1 и символа X; решающей схемы РС, фиксирующей прием символа стирания X, обеспечивающей выдачу управляющих импульсов в цепи выявления 0 и 1; двух регистров сдвига 1 и 2, 4, 3, обеспечивающих выявление принимаемых сообщений; схем двух совпадения 1С—4С, обеспечивающих продвижение единицы в регистрах сдвига при приеме

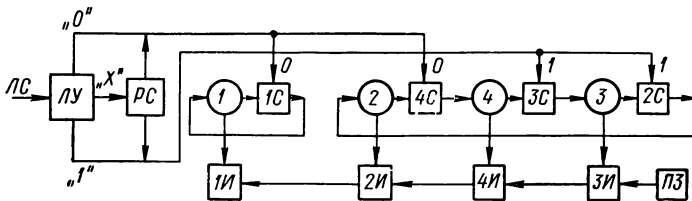


Рис. 5-12. Декодирующее устройство двоичного избыточного кода с зоной стирания X

определенных значений сигнальных признаков; исполнительных устройств 1И—4И, фиксирующих и запоминающих принятые сообщения, и пороговой схемы защиты ПЗ, исключающей одновременное срабатывание нескольких исполнительных устройств. Последовательность работы декодирующего устройства в различных режимах приведена в таблицах: табл. 5-1 — прием кода без искажений; табл. 5-2 — прием кода при одной ошибке; табл. 5-3 — прием кода при одном стирании; табл. 5-4 — прием кода при двух стираниях.

Таблица 5-1

При различных тактах ГТИ	Ячейка регистров сдвига			
	1	2	4	3
Исходное состояние	1	1	1	1
0	1	—	1	—
1	—	—	—	1
1	—	1	—	—
		} 2И		

Таблица 5-2

При различных тактах ГТИ	Ячейка регистров сдвига			
	1		4	3
Исходное состояние	1	1	1	1
(1)	—	1	—	1
	—	1	—	—
	—	—	—	—
	} Дает защитный отказ			

Из приведенных таблиц видно, что введение зоны стирания дает возможность сохранить свойства двоичного кода на некоторые со-

четания при обнаружении ошибок и дополнительно находить и исправлять ошибки стирания.

Таблица 5-3

При различных тактах ГТИ	Ячейка регистров сдвига			
	1	2	4	3
Исходное состояние	1	1	1	1
0	1	—	1	—
X	1	—	—	1
1	—	1	—	—
		2И		

Таблица 5-4

При различных тактах ГТИ	Ячейка регистров сдвига			
	1	2	4	3
Исходное состояние	1	1	1	1
0	1	—	1	—
X	1	—	—	1
X	1	1	—	—
		ПЗ дает защитный отказ		

5-6. Позиционные коды, обнаруживающие одну или несколько ошибок при комплексном использовании различных технических средств обеспечения пассивной помехоустойчивости

При комплексном использовании различных технических средств обеспечения пассивной помехоустойчивости в системах передачи информации с циклической синхронизацией можно формировать различные позиционные коды, обнаруживающие одну или несколько ошибок. Рассмотрим свойства различных позиционных кодов по обнаружению ошибок, вызванных воздействием случайной импульсной помехи.

На рис. 5-13, а приведен позиционно-импульсный код, использующий защиту, обнаруживающую искажение пускового элемента, и кодовые комбинации, обнаруживающие одну или несколько ошибок. В данном случае при появлении двух импульсов помехи на базовом времени передаваемого кода наблюдается уничтожение одного импульса и появление дополнительного импульса, которые вызывают двойную ошибку и могут быть обнаружены при использовании кодовых комбинаций, отличающихся на три перехода. Число кодовых комбинаций, обнаруживающих двойную ошибку, может быть определено по формуле (5-22).

На рис. 5-13, б приведен позиционно-импульсный код с защитой сдвоенными элементами, использующий устройство, определяющее искажение пускового элемента, и кодовые комбинации, обнаруживающие ошибки. Как уже было установлено, код с защитой сдвоенными элементами обнаруживает одну ошибку, обусловленную уничтожением одного импульса или появлением дополнительного импульса на соседней спаренной временной позиции. Этот код также обнаруживает несколько однотипных ошибок, обусловленных уничтожением нескольких импульсов или появлением нескольких дополнительных импульсов на рабочих или контрольных позициях. При сочетании защиты сдвоенными импульсами с использованием кодовых комбинаций, обнаруживающих одну ошибку, рассматри-

ваемый вид кода будет устанавливать двойную ошибку, обусловленную уничтожением одного импульса и появлением дополнительного импульса на соседней спаренной временной позиции.

Число кодовых комбинаций, обнаруживающих двойную ошибку, можно определить по формуле

$$M = 2^{\frac{\pi_t}{2} - 1} \quad (5-37)$$

При необходимости исследуемый тип позиционно-импульсного кода может установить несколько двойных ошибок, если использовать соответствующие кодовые комбинации. Так, например, при использовании кодовых комбинаций, обнаруживающих две ошибки, можно установить две двойные ошибки. Число кодовых комбинаций, обнаруживающих две двойные ошибки, можно определить по формуле

$$M \leq \frac{2^{\frac{\pi_t}{2}}}{2} \quad (5-38)$$

Из вышеизложенного видно, что при сочетании двух методов обеспечения пассивной помехоустойчивости (защита сдвоенными элементами кода и использование соответствующих

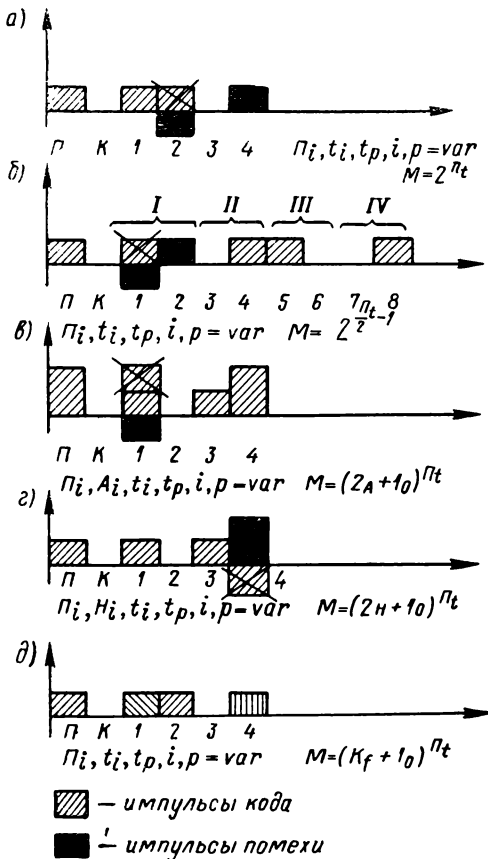


Рис. 5-13. Позиционные коды, подвергающиеся воздействию одиночных импульсов помехи

кодowych комбинаций) можно удвоить число устанавливаемых ошибок.

На рис. 5-13, в приведен позиционно-амплитудно-импульсный код, использующий защиту, обнаруживающую искажение пускового элемента, и кодовые комбинации, обнаруживающие ошибки, или защиту, выявляющую искажение сигнального признака. При наличии искажения, обусловленного воздействием импульсов случайной помехи различного знака, происходит уменьшение или увеличение амплитуды импульса, которое может быть установлено использованием кодовых комбинаций, определяемых формулой

(5-25), или применением в замкнутых линейных цепях защиты, определяющей искажение амплитудного сигнального признака.

На рис. 5-13, *з* приведен позиционно-полярно-импульсный код, у которого двойное искажение (преобразование импульса одного знака в другой) может быть обнаружено использованием кодовых комбинаций, определяемых формулами (5-30) или (5-31), или применением в замкнутых линейных цепях защиты, устанавливающей искажение полярного сигнального признака.

На рис. 5-13, *д* приведен позиционно-частотно-импульсный код, у которого двойное искажение обнаруживается при использовании замкнутых линейных цепей с защитой, устанавливающей искажение частотного сигнального признака, или применением кодовых комбинаций, определяющих тройную ошибку [формула (5-36)].

Изучение свойств позиционных кодов при комплексном использовании различных методов обеспечения пассивной помехоустойчивости показывает, что имеется возможность формировать коды, способные обнаружить несколько ошибок, вызываемых воздействием помехи. Однако для рассматриваемой группы систем передачи информации характерным является работа при редком попадании импульсов помехи на базовое время передаваемого кода, поэтому необходимость в обнаружении большого числа ошибок может быть признана целесообразной только при управлении очень ответственным объектом.

Отсюда также ясно, что безошибочное прохождение передаваемых сообщений при редком попадании импульсов помехи на базовое время передаваемого кода может быть обеспечено только при использовании одного из методов повторения кода.

5-7. Избыточный самосинхронизирующийся код, обнаруживающий ошибки в системах передачи информации с частотно-импульсным кодом, использующим смену неповторяющихся частотных сигнальных признаков

Основной особенностью рассматриваемого частотно-импульсного кода со сменой неповторяющихся частотных признаков является то, что его элементы наряду с функцией передачи информации осуществляют самосинхронизацию приемного устройства. Число комбинаций в таком коде может быть написано в следующем виде (см. § 2-7):

$$M = \binom{K_f}{i}, \quad (5-39)$$

где K_f — число значений частотного сигнального признака; i — число импульсов в коде.

Рассмотрим пример построения самсинхронизирующегося кода, обеспечивающего передачу десяти сообщений. Для такого кода можно принять $K_f = 5$ и $i = 2$, и мы получим

$$M = \binom{K_f}{i} = \binom{5}{2} = 10.$$

Кодовые комбинации для самосинхронизирующегося частотно-импульсного кода со сменой неповторяющихся частотных признаков будут следующие:

12	14	23	25	35
13	15	24	34	45

Из приведенных выше кодовых комбинаций видно, что минимальное кодовое расстояние $d = 2$ и рассматриваемый код обеспечивает обнаружение любой одиночной ошибки. Структурная схема декодирующего устройства приведена на рис. 5-14. Из рис. 5-14, а

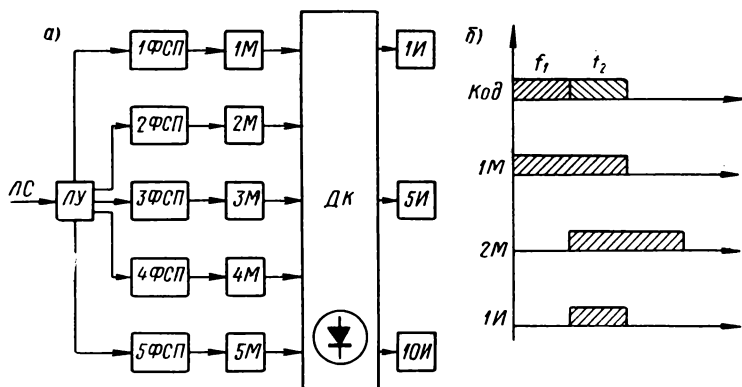


Рис. 5-14. Декодирующее устройство самосинхронизирующегося частотного импульсного кода (а) и график работы схемы при приеме первой команды (б)

видно, что декодирующее устройство состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ, обеспечивающего прием элементов кода из линии связи; фильтров сигнальных признаков 1ФСП—5ФСП, выявляющих пять частотных сигнальных признаков; задержанных мультивибраторов 1М—5М с временем опрокидывания, равным базовому времени кода, фиксирующих отдельно выявленные кодовые элементы; декомбинатора с рабочими и защитными цепями ДК, осуществляющего выявление принятого сообщения, и исполнительных устройств 1И—10И, фиксирующих и запоминающих принятые сообщения. На рис. 5-14, б показана последовательность работы элементов во времени. Как видно из вышеизложенного, декодирующее устройство не имеет в своем составе приемного распределителя, требующего шаговую или циклическую синхронизацию.

5-8. Методы обеспечения активной помехоустойчивости цифровых систем с шаговой и циклической синхронизацией

Активная помехоустойчивость рассматриваемой группы систем передачи информации обеспечивается применением различных методов повторения (дублирования) передаваемых данных. Повторение передаваемых кодов может быть осуществлено следующими путями: 1) дублированием без обратной связи на заданное число повторений; 2) дублированием с обратной связью и с автоматическим квитированием; 3) дублированием с обратной связью и с автоматическим запросом — переспросом; 4) дублированием с обратной связью и повторением приемной схемой каждого переданного кода.

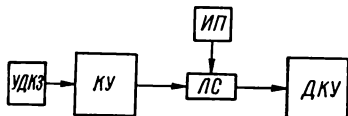


Рис. 5-15. Структурная схема разомкнутой системы передачи информации, использующая принцип дублирования на заданное число повторений

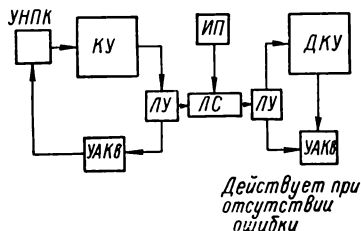


Рис. 5-16. Структурная схема замкнутой системы передачи информации, использующая принцип автоматического квитирования

Все эти методы повторения кодов могут быть применены в системах передачи информации как с шаговой, так и с циклической синхронизацией и обеспечивают достоверное прохождение сообщений при воздействии случайной импульсной помехи малой интенсивности.

а) Дублирование без обратной связи на заданное число повторений. Этот метод повторения кодов получил применение в разомкнутых системах передачи информации и характеризуется структурной схемой, приведенной на рис. 5-15. Схема имеет в качестве дополнительного элемента устройство дублирования команд на заданное число повторений УДКЗ, которое обеспечивает заданное число повторений каждого выдаваемого кода. Количество повторений в каждом отдельном случае устанавливается по формуле (5-5) с тем, чтобы обеспечить нужную вероятность прохождения передаваемого сообщения.

Рассмотренный метод повторения передаваемых кодов может быть применен в системах передачи информации, использующих любые принципы многократного использования линий связи.

б) Дублирование с обратной связью и автоматическим повторением кодов до прихода извещения (квитанции) о правильном приеме

кода (с решающей обратной связью). Сущность метода состоит в том, что передаваемый код автоматически повторяется до тех пор, пока не будет принято извещение (квитанция) о его правильном приеме. Принцип автоматического квитирования может быть применен только в замкнутых системах передачи информации, допускающих двустороннюю передачу сообщений.

Структурная схема замкнутой избирательной системы, использующей принцип автоматического квитирования, приведена на рис. 5-16. Дополнительными элементами, характеризующими данную схему, являются: устройство неограниченного числа повторения команд УНПК, обеспечивающее повторение кода до прихода

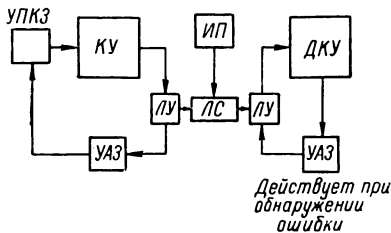


Рис. 5-17. Структурная схема замкнутой системы передачи информации, использующая принцип автоматического запроса

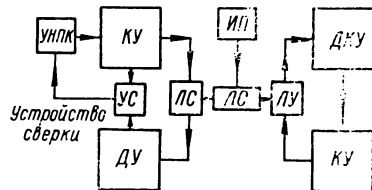


Рис. 5-18 Структурная схема замкнутой системы передачи информации, использующая принцип повторения дополнительных или полных кодов

извещения (квитанции) и устройства автоматического квитирования УАКв на приемном пункте, передающем импульс или код квитирования при правильном приеме кода и устройства УАКв передающего пункта, осуществляющего прием импульса или кода квитирования и выключение устройства неограниченного числа повторения команд.

Характерной особенностью данного метода является возможность автоматического регулирования числа повторений в зависимости от значения интенсивности случайной импульсной помехи.

в) Дублирование с обратной связью и автоматическим запросом повторений передачи кода при нарушениях нормального приема кода (с решающей обратной связью). Сущность метода состоит в том, что при нарушении нормального приема кода исполнительный пункт выдает специальный код или импульс запроса — переспроса, который вызывает повторную передачу кода с передающего пункта.

Структурная схема замкнутой системы передачи информации, использующей принцип автоматического запроса, приведена на рис. 5-17. Дополнительными элементами, характеризующими эту схему, являются: устройство повторения команд по запросу УПКЗ, обеспечивающее при каждом запросе одно повторение передаваемого кода; устройство автоматического запроса УАЗ приемного пункта, передающее импульс или код запроса при нарушениях

нормального приема кода, и устройство автоматического запроса УАЗ передающего пункта, осуществляющего прием импульса или кода запроса и запуск устройства повторения кода.

Этот метод повторения кодов также в зависимости от интенсивности помехи автоматически регулирует число повторений.

г) **Дублирование с обратной связью и с повторением приемной схемой контрольных или полных кодов (с информационной обратной связью).** Данный метод получил применение в замкнутых системах передачи информации, использующих кодирующие и декодирующие устройства, не обладающие пассивной помехоустойчивостью. Структурная схема замкнутой системы передачи информации, использующей принцип повторения контрольных или полных кодов, приведена на рис. 5-18, из которого ясно назначение всех элементов схемы, поэтому нет необходимости в их дополнительном рассмотрении.

Суть данного метода состоит в том, что каждый код, выданный с передающего пункта, после его приема либо дополняется кодом, передаваемым с приемного пункта, до установленного числа элементов, либо повторяется передающей схемой приемного пункта. Контрольный или полный код на передающем пункте сопоставляется устройством сверки УС с выданным и при отсутствии нарушений нормальной работы системы устройство неограниченного числа повторения команд УНПК выключается, а на приемный пункт передается специальный сигнал, разрешающий исполнение принятого сообщения.

Основная особенность рассматриваемого принципа состоит в том, что он обеспечивает обнаружение одиночных ошибок, вызываемых редким попаданием импульсов помехи на базовое время передаваемых кодов, и повторение каждого передаваемого кода до его правильного приема. Таким образом, принцип повторения дополнительных или полных кодов наделяет замкнутую избирательную систему как пассивной, так и активной помехоустойчивостью.

ГЛАВА ШЕСТАЯ

МЕТОДЫ ОБЕСПЕЧЕНИЯ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ ЦИФРОВЫХ СИСТЕМ ПЕРЕДАЧИ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ, ПРЕДНАЗНАЧЕННЫХ ДЛЯ РАБОТЫ В УСЛОВИЯХ ДЕЙСТВИЯ СЛУЧАЙНОЙ ИМПУЛЬСНОЙ ПОМЕХИ СРЕДНЕЙ ИНТЕНСИВНОСТИ

6-1. Общие соображения

Рассматриваемая группа цифровых систем передачи телемеханической информации обеспечивает безошибочную передачу сообщений при средней интенсивности случайной импульсной помехи $T_{\phi}/T_{c.п} = 1$. Эта разновидность систем используется на проводных и беспроводных линиях связи при такой интенсивности случайной

помехи, когда на базовое время каждого передаваемого кода всегда попадают одиночные импульсы помехи.

Отличительной особенностью подобных систем передачи информации является использование многотактных кодирующих и декодирующих устройств, обладающих как активной, так и пассивной помехоустойчивостью. Помехоустойчивость данной группы систем обеспечивается применением корректирующихся кодов, обнаруживающих и исправляющих ошибки. Наиболее высокие показатели активной помехоустойчивости можно получить при использовании корректирующихся кодов в системах передачи информации с циклической (стартстопной) синхронизацией. В этих системах подавление отдельных элементов кода или появление дополнительных элементов в коде, обусловленных воздействием помехи, не вызывает нарушения синхронной работы передающего и приемного устройств. Это свойство, когда элементы кода несут только функцию выдачи информации, дает возможность при использовании корректирующихся кодов не только обнаруживать, но и исправлять ошибки.

В системах передачи информации с шаговой синхронизацией, где все элементы кода несут функцию синхронизации и часть или все элементы несут функции выдачи информации, уничтожение отдельных элементов кода или появление дополнительных элементов в коде сопряжено с появлением двойной ошибки, вызывающей нарушение синхронной работы системы и искажение элемента, обеспечивающего выдачу информации. Эта особенность усложняет условия исправления ошибок при использовании корректирующихся кодов и является причиной того, что шаговая синхронизация не получила применения в системах с корректирующимися кодами.

По виду используемых корректирующихся кодов системы передачи информации данной группы могут быть подразделены на следующие типы: 1) системы с кодами, использующие различное основание; 2) системы с кольцевыми кодами; 3) системы с циклическими кодами; 4) системы с кодами, использующими зоны стирания (канал со стиранием); 5) системы с каскадными кодами.

По методу обнаружения и исправления ошибок в кодах системы передачи информации рассматриваемой группы подразделяются на 4 типа: 1) системы, использующие параллельные цепи для выявления каждой кодовой комбинации; 2) системы, использующие параллельные цепи для выявления каждого кодового элемента; 3) системы, использующие логические счетно-решающие устройства для обнаружения и исправления ошибок; 4) системы, использующие декодирующие устройства, выполненные на базе графов кодовых пересечений.

Перечисленные выше основные типы системы передачи информации с корректирующимися кодами дают возможность обеспечить безошибочную работу декодирующих устройств при возникновении под воздействием случайной импульсной помехи нескольких ошибок.

В настоящее время могут быть реализованы системы передачи информации с каскадными корректирующимися кодами, которые при относительно простой схеме реализации дают возможность обнаруживать и исправлять большое число ошибок.

6-2. Оценка помехоустойчивости цифровых систем, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи средней интенсивности

Установим основные показатели для оценки помехоустойчивости систем передачи информации, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи средней интенсивности. Наиболее общим показателем является вероятность одной и нескольких ошибок, вызванных воздействием случайной помехи на передаваемый код. Определим вероятность ошибки при воздействии случайной помехи средней интенсивности $T_6/T_{c.p} = 1$. Если принять $T_6/T_{c.p} = 1$, то в среднем на базовое время каждого передаваемого кода попадет один импульс помехи. Пользуясь формулой Пуассона, справедливой для случайных процессов [19, 22], можно определить вероятность попадания во временной промежуток T_6 n импульсов помехи, если средняя плотность импульсов помехи в секунду равна $f_{c.p}$:

$$P_n = \frac{T_6^n f_{c.p}^n}{n!} e^{-T_6 f_{c.p}}. \quad (6-1)$$

По формуле (6-1) вероятность попадания одного импульса или вероятность одиночной ошибки при $T_6/T_{c.p} = 1$ будет $p_{n=1} = e^{-1} = 0,3679$. Соответственно вероятность правильного приема сообщения при попадании одного импульса помехи на базовое время передаваемого кода приблизительно составит $p_{п.р} = 1 - e^{-1} = 0,6321$.

Вероятность попадания двух импульсов помехи на базовое время передаваемого кода или вероятность двойной ошибки при тех же условиях будет $p_{n=2} = 0,5 e^{-1} = 0,1839$.

Вероятность правильного приема сообщения при попадании двух импульсов на базовое время передаваемого кода уже составит $p_{п.р} = 1 - (2e)^{-1} = 0,8161$.

При использовании, например, двоичного позиционно-импульсного кода, исправляющего одну и обнаруживающего вторую ошибку, вероятность правильного приема — прохождения передаваемого сообщения, учитывая увеличение базового времени в 1,2 — 1,4 раза, у рассматриваемого типа корректирующегося кода по сравнению с кодом, обнаруживающим одну ошибку, составит

$$p_{п.р} = 1 - \frac{1,4^2}{2} e^{-1,4} = 0,756.$$

Если дополнительно к рассматриваемому двоичному корректирующему коду применить один из принципов повторения кодов, то общая вероятность прохождения передаваемых данных может быть определена по формуле и составит при $a = 4$

$$p_{п.р} = 1 - \left(\frac{1,4^2}{2} e^{-1,4} \right)^4 = 0,996.$$

Из сказанного выше видно, что применение двоичных корректирующихся кодов в сочетании с принципами дублирования дает возможность повысить активную помехоустойчивость системы передачи информации.

Применение других типов корректирующихся кодов, как это будет видно из последующего материала, открывает широкие возможности по повышению активной помехоустойчивости систем передачи информации различного назначения.

6-3. Двоичные, троичные и четверичные корректирующиеся коды, обеспечивающие обнаружение и исправление ошибок

а) Общие соображения. В системах, использующих распределительный, комбинационно-распределительный, комбинационно-разделительный и комбинационно-распределительно-разделительный принципы многократного использования линий связи для обеспечения их активной помехоустойчивости, могут быть применены различные типы корректирующихся кодов.

Общая идея построения корректирующихся кодов, их свойства и особенности были достаточно полно изложены в гл. 2.

В корректирующихся кодах число кодовых переходов в зависимости от кратности обнаруживаемых и исправляемых ошибок устанавливается формулой (2-7) : $d = s + r + 1$.

В зависимости от используемого основания кода могут быть образованы следующие типы корректирующихся кодов: двоичные, троичные, четверичные и т. д.

Рассмотрим некоторые из этих типов корректирующихся кодов и установим принципы схемной реализации избирательных систем, использующих указанные выше разновидности кодов.

б) Двоичные корректирующиеся коды, использующие кодовые комбинации, обнаруживающие и исправляющие ошибки (коды Хэмминга). В системах передачи информации, использующих распределительный и комбинационно-распределительный принципы многократного использования линий связи для обеспечения их активной помехоустойчивости, могут быть применены двоичные корректирующиеся коды. Как уже отмечалось, наиболее просто корректирующиеся коды могут быть реализованы в системах передачи информации с циклической синхронизацией, так как уничтожение отдельных элементов кода или появление дополнительных элементов, вызываемых случайной импульсной помехой, не приводит к нарушению синхронной работы передающего и приемного

устройства. Это свойство систем передачи информации с циклической синхронизацией позволяет осуществить наиболее простые в структурном отношении декодирующие устройства для выявления корректирующихся кодов.

Рассмотрим особенности и свойства двоичного корректирующегося кода, обнаруживающего и исправляющего одну ошибку на следующем простом примере. Допустим, что необходимо сформировать двоичный корректирующий код, обеспечивающий передачу двух сообщений. Пользуясь формулой (2-19) и табл. 2-2, находим, что при $d = 3$, $n = 3$, $m = 1$ и $k = 2$, число кодовых комбинаций определяется

$$M = 2^m \cdot \frac{2^n}{n + 1} = 2^1 = \frac{2^3}{3 + 1} = 2.$$

На расстоянии трех кодовых переходов будут находиться следующие равноценные кодовые комбинации (см. геометрическую модель трехэлементного двоичного кода на рис. 1-4, а и б):

001	010	100	000
110	~	101	~
		011	~
			111

Выберем из этой группы равноценных кодов комбинации 001 и 110 и рассмотрим искажения, которые может вызвать помеха при уничтожении отдельных элементов или при появлении дополнительных импульсов в кодовой комбинации. Для этого выпишем все возможные искажения кодовых комбинаций 001 и 110 в виде отдельных столбцов:

001	110
011	111
101	100
000	010

Полученные столбцы образуют две кодовые группы по $n + 1 = 4$ комбинации в каждой, которые на геометрической модели трехэлементного кода могут быть представлены в виде, показанном на рис. 6-1.

Из рисунка видно, что кодовые комбинации 001 и 110 находятся на расстоянии трех переходов друг от друга, а искаженные комбинации обеих групп, показанные на рисунке стрелками, находятся друг от друга на расстоянии одного перехода. Из этого следует, что любая одиночная ошибка в таком типе кода может быть исправлена, а двойная ошибка будет приводить к преобразованию одного передаваемого сообщения в другое. Из приведенной геометрической модели трехэлементного кода также видно, что наиболее просто, в виде конкретной схемы, этот код может быть реализован путем использования четырех параллельных цепей для выявления каждой кодовой комбинации.

Структурная схема декомбинатора, реализующая рассматриваемый корректирующийся код при использовании нескольких параллельных цепей для выявления каждой кодовой комбинации, приведена на рис. 6-2, из которого видно, что эта схема состоит из следующих элементов: четырех входных цепей 1, 2, 3, связанных с приемным распределителем через схемы двух совпадений, и цепи РИ, воспринимающей управляющий импульс в момент прихода приемного распределителя в исходное состояние; приемных элементов 1П—3П, фиксирующих и запоминающих каждый отдельно выявленный кодовый элемент; элемента разрешения исполнения РИ, обеспечивающего выявление сообщения в конце цикла работы системы и исполнительных устройств 1И—2И, фиксирующих и запоминающих принятые сообщения. Рассматривая работу этой схемы при одной ошибке, можно убе-

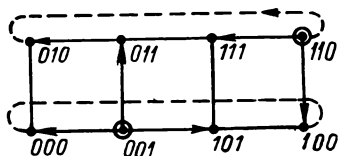


Рис. 6-1. Геометрическая модель двоичного трехэлементного корректирующего кода

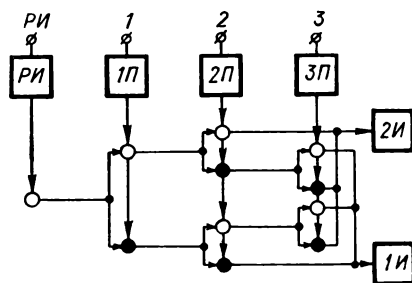


Рис. 6-2. Структурная схема декомбинатора, обеспечивающего обнаружение и исправление одиночной ошибки

даться, что она обеспечивает коррекции ошибок с помощью параллельных цепей.

Рассмотрим особенности и свойства двоичного корректирующегося кода, обнаруживающего две и исправляющего одну ошибку.

Допустим, что необходимо сформировать двоичный корректирующий код, обеспечивающий передачу двух сообщений. Пользуясь формулой (2-21) и табл. 2-2, находим, что при $d = 4$, $n = 4$, $m = 1$ и $k = 3$ число кодовых комбинаций определится

$$M = 2^m \leq \frac{2^{n-1}}{n} = 2^1 = \frac{2^{4-1}}{4} = 2.$$

Из вышеизложенного видно, что $n = 4$, т. е. это означает, что к трехэлементному коду, обнаруживающему и исправляющему одну ошибку, добавляется еще один контрольный элемент. Расчет этого кода осуществляется путем введения еще одной проверки на четность (или нечетность), т. е. добавлением на четвертой позиции 0 или 1. В итоге получим следующие две рабочие комбинации для четырехэлементного корректирующегося кода: 0011 и 1100.

Рассмотрим теперь те искажения, которые будут при уничтожении одного члена комбинации или при появлении дополнительного члена в комбинации, вызванных воздействием помехи. Для этого выпишем все возможные искажения кодовых комбинаций 0011 и 1100 в виде отдельных столбцов:

0011	1100
0111	1110
1011	1101
0001	1000
0010	0100

Полученные столбцы образуют две кодовые группы по пять комбинаций в каждой, которые показаны на геометрической модели четырехэлементного кода (рис. 6-3). Из рисунка видно, что кодовые комбинации 0011 и 1100 находятся на расстоянии четырех переходов друг от друга, а искаженные кодовые комбинации обеих групп, показанные на рисунке темными точками, находятся друг от друга на расстоянии двух переходов.

При возникновении в кодах 0011 и 1100 двух ошибок, обусловленных как уничтожением, так и появлением дополнительных элементов, вызванных воздействием помехи, получим следующие искаженные кодовые комбинации:

0011	1100
1111	1111
0000	0000
0110	0110
1010	1010
0101	0101
1001	1001

Полученные столбцы образуют две кодовые группы с шестью одинаковыми искаженными кодовыми комбинациями, которые на рис. 6-3 показаны светлыми точками.

Из сказанного следует, что любая одиночная ошибка в таком типе кода может быть исправлена, а любые две ошибки приводят к общим нерабочим кодовым комбинациям, дающим возможность обнаружить две ошибки. Рассмотрение геометрической модели четырехэлементного кода также позволяет сделать вывод, что наиболее просто конкретная схемная реализация может быть осуществлена применением нескольких параллельных цепей для выявления каждой рабочей комбинации.

Структурная схема декобинатора, реализующего данную разновидность корректирующего кода при использовании нескольких параллельных цепей для выявления каждой кодовой комбинации, приведена на рис. 6-4. Элементы ее аналогичны элементам схемы, приведенной на рис. 6-3.

Рассматривая работу схемы при одной ошибке, можно убедиться, что она осуществляет коррекцию одной ошибки с помощью параллельных цепей и обеспечивает защитный отказ при возникновении двух ошибок.

Допустим, что необходимо сформировать двоичный корректирующий код, обнаруживающий две ошибки и исправляющий одну и обеспечивающий передачу восьми сообщений. Расчет корректирующегося кода на восемь сообщений при $d = 3$ был выполнен

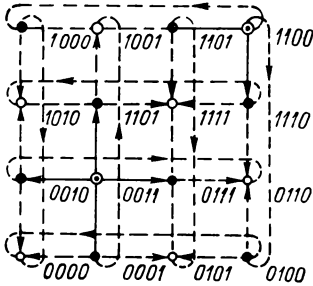


Рис. 6-3. Геометрическая модель двоичного четырех-элементного корректирующегося кода, показывающая расположение кодовых комбинаций при одной и двух ошибках

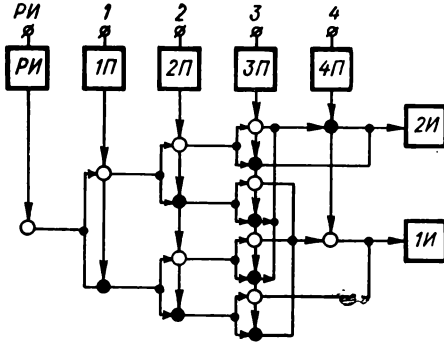


Рис. 6-4. Структурная схема декомбинатора, обеспечивающего обнаружение двух ошибок и исправление одной ошибки

в § 2-4 (см. табл. 2-4). Для получения корректирующегося кода с $d = 4$ необходимо для кода, приведенного в табл. 2-4, ввести дополнительный седьмой элемент и осуществить еще одну проверку на четность. В итоге будут получены кодовые комбинации двоичного корректирующегося кода, обнаруживающие две ошибки и исправляющие одну, которые приведены в табл. 6-1.

Таблица 6-1

Позиция							Десятич- ный эквива- лент
1	2	3	4	5	6	7	
0	0	0	0	0	0	0	0
0	1	0	1	0	1	1	1
1	0	0	1	1	0	1	2
1	1	0	0	1	1	0	3
1	1	1	0	0	0	1	4
1	0	1	1	0	1	0	5
0	1	1	1	1	0	0	6
0	0	1	0	1	1	1	7

введена на рис. 6-5. Структурная схема декомбинатора состоит из следующих элементов: восьми входных цепей 1—7, связанных с приемным распределителем через схемы двух совпадений, и цепи 0,

воспринимающей управляющий импульс в момент прихода распределителя в исходное состояние; входной цепи C_6 , воспринимающей управляющий импульс в конце цикла работы после выявления принятого сообщения; приемных элементов 1П—7П, фиксирующих и запоминающих отдельно выявленные кодовые элементы; дифференцирующей цепи ДЦ, осуществляющей дифференцирование управляющего импульса из цепи 0 по переднему и заднему фронту; элемента разрешения исполнения РИ основного декомбинатора, срабатывающего от импульса ДЦ, полученного в результате дифференцирования заднего фронта импульса из цепи 0; при-

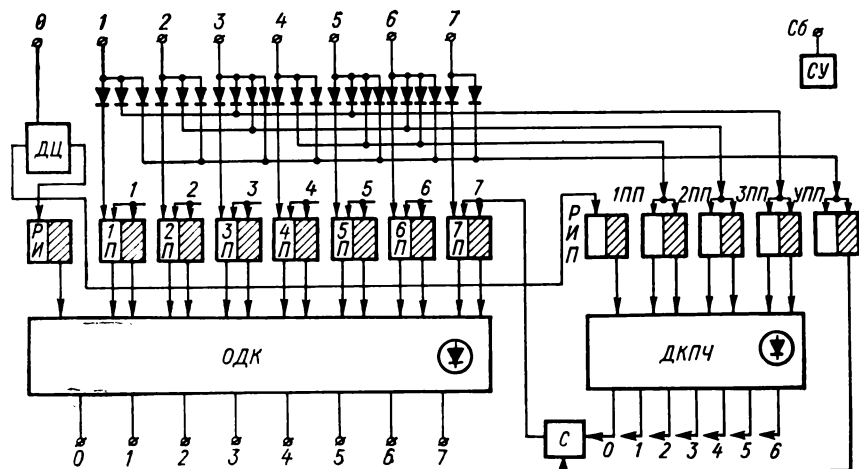


Рис. 6-5. Структурная схема декомбинатора, использующего логическое счетно-решающее устройство для обнаружения и исправления ошибок в коде

емных элементов декомбинатора проверочного числа с двумя устойчивыми состояниями 1ПП—3ПП, срабатывающих по цепям проверок, составленным в соответствии с табл. 2-3, и 4ПП, срабатывающего по цепи проверок на общую четность; элемента разрешения исполнения РИП декомбинатора проверочного числа, срабатывающего от импульса ДЦ, полученного в результате дифференцирования переднего фронта импульса из цепи 0; основного декомбинатора ОДК с рабочими и защитными цепями, обеспечивающего выявление принятого сообщения после проверки и исправления ошибок; схемы двух совпадений С, обеспечивающей коррекцию 7П только в том случае, если декомбинатор проверочного числа занимает нулевое положение и в элементе 4ПП записана 1; декомбинатора проверочного числа ДКПЧ, обеспечивающего коррекцию положения приемных элементов при возникновении одной ошибки на первых шести позициях принимаемого кода (выходные цепи ДКПЧ 1—6 подключены к цепям 1—6 приемных элементов), и сбрасывающего устройства СУ, обеспечивающего приведение схем

декомбинатора в исходное состояние в конце цикла работы декодирующего устройства (связь СУ с приемными элементами не показана с целью упрощения схемы).

Приведенная выше схема декомбинатора обеспечивает обнаружение любых двух ошибок, вызывая защитный отказ, и исправляет все варианты одиночной ошибки. Рассмотрим работу схемы при одном из вариантов одиночной ошибки. Допустим, что передается первое сообщение 0101011, в котором помеха вызвала искажение третьего элемента, а кодовая комбинация первого сообщения приобрела следующий вид: 01(1)1011, где в скобках показан искаженный третий кодовый элемент. В процессе приема искаженной кодовой комбинации сработают приемные элементы 2П, 3П, 4П, 6П и 7П, которые изменяют свое состояние на противоположное; от импульсов на позициях 2, 3 и 6 три раза сработает приемный элемент 2ПП и в итоге запишется единица; от импульса на 3 позиции сработает приемный элемент 3ПП и в итоге запишется единица и от импульсов на позициях 4 и 6 два раза сработает приемный элемент 1ПП и в итоге запишется нуль. Таким образом, в декомбинаторе проверочного числа ДКПЧ будет записано проверочное число 011, которое указывает на ошибку в третьей позиции.

После прихода приемного распределителя в исходное положение во входную цепь 0 выдается управляющий импульс, который в результате дифференцирования от переднего фронта образует импульс, приводящий в действие РИП. В итоге срабатывания РИП открывается ДКПЧ и на выходной цепи 3 формируется импульс, который скорректирует положение 3П и тем самым исправит ошибку на третьей позиции. От импульса, сформированного в результате дифференцирования заднего фронта импульса в цепи 0, срабатывает РИ, которое дает разрешение на исполнение первого сообщения. В конце цикла срабатывает СУ, которое приводит схему декомбинатора в исходное положение. Аналогичным путем может быть рассмотрена работа схемы декомбинатора при всех других вариантах одной и двух ошибок.

Допустим, что необходимо сформировать двоичный корректирующий код, обнаруживающий три и исправляющий две ошибки. Число элементов для корректирующегося кода с $s = 2$ и $r = 2$ при $M = 4$ находим из табл. 2-6. Из этой таблицы берем ближайшее большее значение n при данном значении m и A и получаем $n = 8$ и $m = 2$. Для обнаружения третьей ошибки дополняем выбранный код еще одним элементом с общей проверкой на четность, и в итоге получаем $n = 9$, $m = 2$, $k = 7$. Число кодовых переходов в рассматриваемом коде при $s = 2$ и $r = 3$ будет $d = 2 + 3 + 1 = 6$.

Кодовые комбинации при $d = 6$ будут следующие:

000001111	— 1	101010001	— 3
010100000	— 2	111111110	— 4

Рассмотрим декодирующее устройство с последовательной обработкой информации, предложенное О. И. Шеховцовым, структурная схема которого приведена на рис. 6-6. Схема декодирующего устройства состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ; устройства синхронизации и синфазирования УСС, обеспечивающего запуск генератора тактовых импульсов; генератора тактовых импульсов ГТИ; устройства выявления сигнальных признаков УВСП; первичной решающей схемы ПРС, обеспечивающей первичную обработку принятой информации; наборного устройства — оперативной памяти НУ—ОП, обеспечивающего запоми-

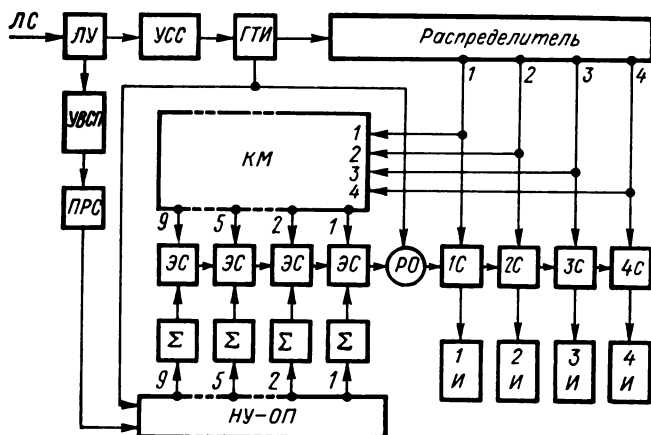


Рис. 6-6. Структурная схема декодирующего устройства с последовательной обработкой принятой информации

вание принятой информации; комбинатора КМ, выполняющего функцию долговременной памяти, в который записаны все комбинации применяемого кода; элементов сравнения ЭС, обеспечивающих сравнение элементов принятой комбинации с элементами кода, записанными в КМ; оператора декодирования Σ , осуществляющего суммирование по mod2 при выявлении двоичных кодов; решающего органа РО, определяющего кодовое расстояние между выявленной кодовой комбинацией и соответствующей сравниваемой; схем двух совпадений 1С—4С, обеспечивающих выявление кодовых комбинаций, имеющих допустимое искажение; исполнительных элементов 1И—4И, осуществляющих фиксацию и запоминание принятой кодовой комбинации.

Рассмотрим работу декодирующего устройства при приеме сообщения № 2, имеющего две ошибки, 0101(1)00(1)0 (места искаженных символов показаны в скобках). Способ обработки кодовой комбинации с целью обнаружения и исправления ошибок и декодирование исправленной кодовой комбинации заключается в

следующем: после установления синхронной и синфазной работы передающего и приемного устройств осуществляется с помощью УВСП и ПРС выявление кодовой комбинации и ее запоминание в наборном устройстве НУ—ОП. Затем в течение M тактов (где $M = 4$ — число принимаемых сообщений), осуществляется обработка выявленной комбинации. На каждом такте производится поразрядное сравнение выявленной кодовой комбинации с одной из хранимых в комбинаторе комбинаций. В данном конкретном случае осуществляется сравнение искаженного сообщения № 2 с четырьмя кодовыми комбинациями. Такт, в котором устанавливается тождественность выявленной кодовой комбинации со сравнимой, определяет номер принятого сообщения. Если решающий орган не устанавливает тождественность выявленной кодовой комбинации ни с одной из ожидаемых рабочих кодовых комбинаций, это означает, что число ошибок превышает $s = 2$ и система обеспечивает защитный отказ. В рассматриваемом случае принятая кодовая комбинация дает следующий результат сравнения:

Кодовая комбинация	Номер такта сравнения	Число переходов
0 1 0 1 (1) 0 0 (1) 0		
0 0 0 0 0 1 1 1 1	первый такт	6
0 1 0 1 0 0 0 0 0	второй »	2
1 0 1 0 1 0 0 0 1	третий »	6
1 1 1 1 1 1 1 1 0	четвертый такт	4

Из сравнения видно, что принятая комбинация отождествляется с кодовой комбинацией № 2, от которой она отличается на число переходов, равное двум.

Для уменьшения общего времени декодирования скорость обработки выбирается много большей, чем скорость выявления кодовой комбинации. Рассмотренная схема декодирующего устройства может быть применена для выявления позиционных кодов с различным основанием и любым значением s и r .

в) Троичные корректирующиеся коды, использующие кодовые комбинации, обнаруживающие и исправляющие ошибки. В системах передачи информации, использующих комбинационно-распределительно-разделительный принцип многократного использования линий связи, для обеспечения их активной помехоустойчивости могут быть применены троичные корректирующиеся коды.¹ Эта группа кодов также наиболее просто может быть реализована в системах передачи информации с циклической синхронизацией, которые позволяют осуществить несложное в структурном отношении декодирующее устройство для выявления троичного корректирующего кода.

Особенности и свойства троичных корректирующихся кодов, обнаруживающих две ошибки и исправляю-

¹ Эти типы корректирующихся кодов предложены автором.

ших одну (см. § 2-5) можно рассмотреть на следующем примере. Допустим, что необходимо сформировать троичный корректирующий код, обеспечивающий передачу восьми сообщений. Пользуясь формулой (2-29), для троичного кода с $d = 4$ устанавливаем, что нужное число кодовых комбинаций можно получить, приняв $n = 4$:

$$M = 2_7^{n-1} = 2_7^{4-1} = 8.$$

На расстоянии четырех кодовых переходов будут находиться четные и нечетные сочетания двух токовых сигнальных признаков, которые составляют следующие равноценные кодовые комбинации:

1	1	1	1		2	2	2	1
1	1	2	2		2	2	1	2
1	2	1	2		2	1	2	2
1	2	2	1		1	2	2	2
2	1	1	2	~	2	1	1	1
2	1	2	1		1	2	1	1
2	2	1	1		1	1	2	1
2	2	2	2		1	1	1	2

Выберем из этих двух равноценных кодовых групп первую группу и разобьем выбранную кодовую группу троичного кода на два двоичных кода:

1	1	1	1	1	1	1	1	0	0	0	0
1	1	0	0	1	1	2	2	0	0	2	2
1	0	1	0	1	2	1	2	0	2	0	2
1	0	0	1	1	2	2	1	0	2	2	0
0	1	1	0	2	1	1	2	2	0	0	2
0	1	0	1	2	1	2	1	2	0	2	0
0	0	1	1	2	2	1	1	2	2	0	0
0	0	0	0	2	2	2	2	2	2	2	2

В результате разбиения троичного кода образовались комбинации двух двоичных кодов, которые находятся на расстоянии двух кодовых переходов и поэтому обеспечивают обнаружение любой одиночной ошибки.

Схемная реализация троичного корректирующегося четырех-элементного позиционно-частотного кода (рис. 6-7) может быть осуществлена с помощью многотактного декодирующего устройства, приведенного на рис. 6-8. Из рисунка видно, что декодирующее устройство состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ, обеспечивающего прием кода из линии связи; фильтров первого и второго частотных сигнальных признаков 1ФСП и 2ФСП; контрольного устройства КУ, обнаруживающего одновременный прием двух частот; запирающих устройств ЗУ₁ и ЗУ₂, исключаяю-

ших поступление импульсов на схемы двух совпадений при одновременном приеме двух частот; контрольного устройства пускового импульса КП, проверяющего длительность пускового элемента; приемного распределителя P , обеспечивающего выявление кодовых элементов, передаваемых по временным каналам; схем двух совпадений, $1C_1—4C_1$ и $1C_2—4C_2$, обеспечивающих выявление элементов двоичного кода с первым и со вторым частотными признаками; элементов разрешения исполнения $РИ_1$ и $РИ_2$, обеспечивающих выявление сообщения в исходном положении распределителя; приемных устройств $1П_1—4П_1$ и $1П_2—4П_2$, фиксирующих и запоминаящих выявленные кодовые элементы; декомбинаторов $ДК_1$ и $ДК_2$, обеспечивающих выявление кодовых комбинаций двоичного кода с первым и со вторым частотными признаками; исполнительных устройств

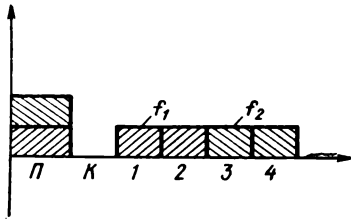


Рис. 6-7. Четырехэлементный позиционно-частотно-импульсный код

ленные кодовые элементы; декомбинаторов $ДК_1$ и $ДК_2$, обеспечивающих выявление кодовых комбинаций двоичного кода с первым и со вторым частотными признаками; исполнительных устройств

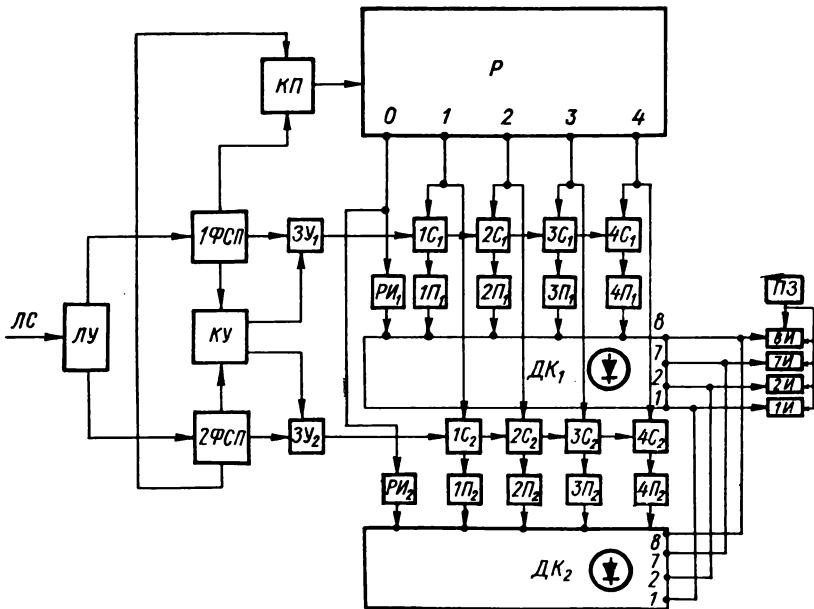


Рис. 6-8. Структурная схема декодирующего устройства, обеспечивающего выявление трюичного корректирующегося кода

$И_1—И_4$, фиксирующих и запоминаящих выявленные сообщения, и пороговой защитной схемы ПЗ, исключающей одновременное срабатывание нескольких исполнительных устройств.

Работу декодирующего устройства можно рассмотреть на примере выявления кода 1122, подвергающегося воздействию помехи. Возможные искажения кода при одиночной и двойной ошибке приведены ниже:

1100	1122		0022
0100	0122	} При одной ошибке	0022
1000	1022		0022
1100	1102		0002
1100	1120		0020
0000	0022	} При двух ошибках	0022
1000	1002		0002
1100	1100		0000
0100	0120		0020
1000	1020		0020
0100	0102		0002
0100	2122		2022
1000	1222		0222
1110	1112		0002
1101	1121	0020	

Из приведенной записи возможных искажений кодовой комбинации 1122 видно, что при любом одиночном искажении кодовые комбинации будут правильно выявляться одним из двух декомбинаторов, при этом второй декомбинатор будет обеспечивать защитный отказ. Таким образом, одиночная ошибка будет корректироваться. При возникновении двух ошибок необходимо рассмотреть следующие два случая.

Первый случай: от воздействия помехи уничтожены два кодовых элемента, передаваемых первым частотным сигнальным признаком, в результате кодовая комбинация 1122 преобразовывается в 0022. В итоге декомбинатор ДК₁ выявит кодовую комбинацию 0000, что соответствует сообщению № 8, декомбинатор ДК₂, соответственно, обеспечит выявление кодовой комбинации 0022, что означает выявление комбинации № 2. Таким образом, будут подготовлены цепи для срабатывания 1И и 8И, которые не могут сработать, так как пороговая защита ПЗ исключает возможность срабатывания двух исполнительных элементов и этим будет обеспечен защитный отказ.

Второй случай: от воздействия помехи уничтожено по одному элементу, передаваемому первым и вторым частотными сигнальными признаками; в результате кодовая комбинация 1122 преобразовывается в 0102. В этом случае декомбинатор ДК₁ выявляет кодовую комбинацию 0100, а декомбинатор ДК₂ выявляет комбинацию 0002. Обе не являются рабочими и вызывают защитный

отказ. Из вышеизложенного видно, что декодирующее устройство обеспечивает обнаружение всех вариантов двух ошибок и исправляет все одиночные ошибки.

Защита пускового элемента осуществляется одновременной передачей двух частот и проверкой пускового элемента по длительности.

Структурная схема декодирующего устройства может быть упрощена при использовании троичного корректирующего кода на одно сочетание. В этом случае нет необходимости в пороговой защите, так как любая двойная ошибка будет обнаруживаться декомбинаторами ДК₁ и ДК₂.

Увеличение числа обнаруживаемых и исправляемых ошибок в троичных корректирующихся кодах может быть достигнуто также применением каскадного кодирования.

§ 4 д) Четверичные корректирующиеся коды, использующие кодовые комбинации, обнаруживающие и исправляющие ошибки. В цифровых системах передачи телемеханической информации, использующих комбинационно-распределительно-разделительный принцип многократного использования линий связи для обеспечения их активной помехоустойчивости, могут быть применены четверичные корректирующиеся коды.¹

Для более ясного представления принципа отбора кодовых комбинаций, дающих возможность исправить одну и обнаружить двойную ошибку, рассмотрим этот вопрос на следующем примере.

* Допустим, что используя трехэлементный позиционно-частотно-импульсный код, мы хотим отобрать кодовые комбинации, которые дают возможность исправить одну и обнаружить двойную ошибку, вызванные уничтожением элементов или появлением новых элементов в коде. Число кодовых комбинаций, находящихся на расстоянии четырех переходов, может быть согласно § 2-6 определено по формуле:

$$M = K_f^{\Pi_t - 1}.$$

Приняв для нашего случая $K_f = 3$ и $\Pi_t = 3$, получим

$$M = K_f^{\Pi_t - 1} = 3^{3-1} = 9.$$

Пользуясь указанной выше формулой, устанавливаем для трехэлементного четверичного кода число рабочих комбинаций, равное девяти. Пользуясь принципом, изложенным в § 2-6, находим кодовые комбинации для трехэлементного четверичного кода:

112	213	311
123	221	322
131	232	333

Из геометрической модели трехэлементного четверичного кода (рис. 1-10) видно, что эти кодовые комбинации находятся на рас-

¹ Этот тип кода предложен автором.

стоянии четырех переходов. Поэтому они могут быть использованы для исправления одной и обнаружения двойной ошибки.

Рассмотрим искажения, вызываемые помехой при одиночной ошибке. Для этого запишем все возможные искажения кодовых комбинаций в виде отдельных столбцов:

112	123	131	213	221	232	311	322	333	Рабочие комбинации
110	120	130	210	220	230	310	320	330	} Искаженные комбинации
102	103	101	203	201	202	301	302	303	
012	023	031	013	021	032	011	022	033	

Если рассмотреть эти кодовые комбинации на геометрической модели (рис. 1-10), то можно убедиться, что искаженные кодовые комбинации находятся на минимальном расстоянии друг от друга в два перехода.

При возникновении в кодах рассматриваемой группы двойных ошибок, вызываемых воздействием помехи, получим следующие искаженные кодовые комбинации:

112	123	131	213	221	232	311	322	333
111	121	132	212	222	231	312	321	331
113	122	133	211	223	233	313	323	332
122	113	111	223	211	222	321	312	313
132	133	121	233	231	212	331	332	323
212	223	231	113	121	132	211	122	133
312	323	331	313	321	332	111	222	233
002	003	001	003	001	002	001	002	003
010	020	030	010	020	030	010	020	030
100	100	100	200	200	200	300	300	300

Полученные в результате двойной ошибки кодовые комбинации являются общими, что дает возможность обнаружить искажение такого типа.

Из сказанного следует, что любая одиночная ошибка может быть в подобном коде исправлена, а любая двойная ошибка — обнаружена. Особенностью этого кода является использование наименьшего числа кодовых элементов по сравнению с другими равноценными корректирующимися кодами.

Четверичные корректирующиеся коды могут быть также использованы для исправления и обнаружения большего числа ошибок. Схемная реализация этой группы кодов может быть осуществлена теми же путями, которые были рассмотрены применительно к двоичным и троичным корректирующимся кодам.

Особенности и свойства четверичных корректирующих кодов, обнаруживающих две ошибки и исправляющих одну можно рассмотреть на следующем примере. Допустим, что необходимо реализовать четверичный корректирующийся код

на 12 сообщений, расчет которого был выполнен в § 2-6. Для этого кода были установлены следующие кодовые комбинации, которые мы разобьем на три двоичных кода:

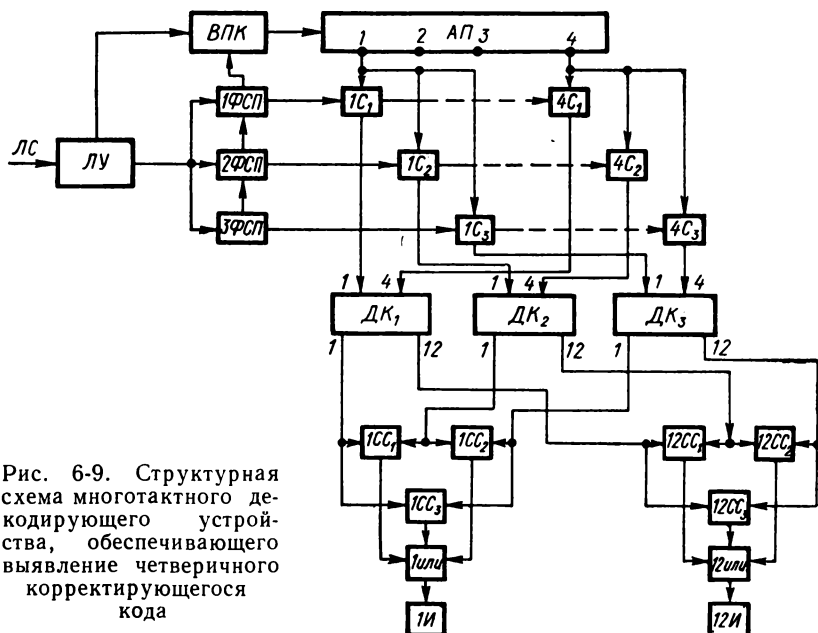


Рис. 6-9. Структурная схема многоступенчатого декодирующего устройства, обеспечивающего выявление четверичного корректирующегося кода

	1123	1231	2131																											
	1132	1321	3121																											
	1213	2113	2311																											
	1312	3112	3211																											
<table style="display: inline-table; vertical-align: middle;"> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">1100</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">1010</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">1001</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0110</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0101</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0011</td></tr> </table>	}	1100	}	1010	}	1001	}	0110	}	0101	}	0011	<table style="display: inline-table; vertical-align: middle;"> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0020</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0002</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0200</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">2000</td></tr> </table>	}	0020	}	0002	}	0200	}	2000	<table style="display: inline-table; vertical-align: middle;"> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0003</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0030</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">0300</td></tr> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">3000</td></tr> </table>	}	0003	}	0030	}	0300	}	3000
}	1100																													
}	1010																													
}	1001																													
}	0110																													
}	0101																													
}	0011																													
}	0020																													
}	0002																													
}	0200																													
}	2000																													
}	0003																													
}	0030																													
}	0300																													
}	3000																													
	<table style="display: inline-table; vertical-align: middle;"> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">ДК₁</td></tr> </table>	}	ДК ₁	<table style="display: inline-table; vertical-align: middle;"> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">ДК₂</td></tr> </table>	}	ДК ₂	<table style="display: inline-table; vertical-align: middle;"> <tr><td style="font-size: 2em;">}</td><td style="padding: 0 5px;">ДК₃</td></tr> </table>	}	ДК ₃																					
}	ДК ₁																													
}	ДК ₂																													
}	ДК ₃																													

В результате разбиения четверичного кода образовались кодовые комбинации трех двоичных кодов, которые находятся на минимальном расстоянии в два кодовых перехода и поэтому обеспечивают обнаружение любой одиночной и ряда однотипных ошибок. Рассматриваемый ниже способ реализации четверичных кодов предложен Б. Я. Советовым.

Схемная реализация четверичного корректирующегося четырехэлементного позиционно-частотного кода может быть осуществлена

с помощью многотактного декодирующего устройства, приведенного на рис. 6-9. Структурная схема подобного устройства состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ; выявителя пускового кода ВПК, обеспечивающего выявление самосинхронизирующегося пускового кода вида 123; автопереключателя АП; фильтров трёх-частотных признаков 1ФСП, 2ФСП, 3ФСП; схем двух совпадений по первому, второму и третьему частотным сигналам признакам $1C_1-4C_1$, $1C_2-4C_2$ и $1C_3-4C_3$, декомбинаторов трех двоичных кодов ДК₁, ДК₂ и ДК₃; логической схемы выявления сообщения по условию большинства (из трех по два), состоящей из схем совпадений $1CC_1$, $1CC_2$, $1CC_3-12CC_1$, $12CC_2$, $12CC_3$ и схем «1 ИЛИ» — «12 ИЛИ» и комплекта исполнительных элементов ИИ—12И.

Работу декодирующего устройства можно рассмотреть на примере выявления кода 1123, подвергающегося воздействию случайной помехи. Возможные искажения кода при одиночной и двух ошибках приведены ниже:

1123		1123		1123
0123	} При одной ошибке		} При двух ошибках	0023
1023				1003
1103				1100
1120				0120
		1020		
		0103		
		2123		
		1223		
		3123		
		1323		
		1113		
		1133		
		1121		
		1122		
1100	} ДК ₁		} ДК ₃	0003
0100				0000
1000				0020
0000				0000
1110				2020
1101		0220		
		0022		
		0033		

Из приведенной записи возможных искажений кодовой комбинации 1123 видно, что при любой одиночной ошибке возникает защитный отказ в одном декобинаторе, а два других декобинатора обеспечивают правильное выявление принятого сообщения. При возникновении двух ошибок необходимо рассмотреть следующие два случая.

Первый случай: воздействием помехи уничтожены два кодовых элемента, передаваемых первым частотным признаком, и в итоге получена искаженная кодовая комбинация 0023.

Декомбинатор ДК₁ выявит кодовую комбинацию 0000 и осуществит защитный отказ, а два других декобинатора правильно выявят кодовые комбинации 0020 и 003 и обеспечат правильный прием сообщения.

Второй случай: воздействием помехи уничтожены один элемент с первым сигнальным признаком и второй элемент со вторым сигнальным признаком, и в итоге получена комбинация 1003. В этом случае ДК₁ и ДК₂ осуществят защитный отказ, а ДК₃ выявит правильную комбинацию 0003. Но выявления сообщения не произойдет, так как не выполняется условие большинства (из трех по два), и логическая схема осуществит защитный отказ.

Из вышеизложенного видно, что декодирующее устройство обеспечивает обнаружение двух и исправление одной ошибки. Кроме того, декодирующее устройство исправляет и обнаруживает некоторые ошибки большей кратности.

В заключение необходимо заметить, что помехоустойчивость всех рассмотренных типов корректирующихся кодов будет также определяться структурной формой применяемых кодирующих и декодирующих устройств. При использовании многотактных кодирующих и декодирующих устройств помехоустойчивость корректирующихся кодов будет также определяться степенью защищенности приемной схемы от запуска импульсами случайной помехи. Это вызывает необходимость применения в системах с позиционными кодами специальных устройств, обнаруживающих и исправляющих искажение пускового элемента.

Применением одноктактных кодирующих и декодирующих устройств можно реализовать корректирующиеся коды, обладающие наиболее высокими показателями помехоустойчивости. Эта структурная форма системы передачи информации дает возможность применить корректирующиеся коды без пускового элемента, что обеспечивает более простую структуру декодирующего устройства.

6.4. Корректирующиеся коды, обнаруживающие две ошибки и исправляющие одну ошибку и использующие зону стирания

Общие принципы построения кодов, использующих зону стирания (канал со стиранием), были рассмотрены в § 2-8. Применение зоны стирания дает возможность улучшить помехоустойчивость

корректирующихся кодов за счет перераспределения вероятностей различных ошибок и, в частности, уменьшить вероятность трансформации. Зону стирания, как это видно из § 2-8, можно применить в корректирующихся кодах с любым основанием; мы же ограничимся рассмотрением примера с троичным корректирующимся кодом, обнаруживающим две и исправляющим одну ошибку при использовании зоны стирания.

Допустим, что необходимо сформировать троичный корректирующийся код с зоной стирания, обеспечивающей передачу четырех сообщений. В § 2-8 дан подробный разбор такого троичного корректирующегося кода, а число кодовых комбинаций было определено по формуле:

$$M = 2_{T_e}^{n-1} = 2_{T_e}^{3-1} = 4.$$

Кодовые комбинации, учитывая разбиение на двоичные коды и использование зоны стирания, для такого кода можно записать следующие:

	000	222—1	222
	011	211—2	200
	101	121—3	020
	110	112—4	002
0 0 0	$X_1 X_1 X_1$	2 2 2	$X_2 X_2 X_2$
0 $X_1 X_1$	$X_1 1 1$	2 $X_2 X_2$	$X_2 0 0$
$X_1 0 X_1$	1 $X_1 1$	$X_2 2 X_2$	0 $X_2 0$
$X_1 X_1 1$	1 1 X_1	$X_2 X_2 2$	0 0 X_2

где X_1 характеризует зону стирания первого токового сигнального признака, а X_2 — зону стирания второго токового сигнального признака.

Схемная реализация декодирующего устройства для рассматриваемого кода может быть осуществлена различными путями. Один из возможных путей реализации декодирующего устройства на базе графов предельных частных колец приведен на рис. 6-10. Из рисунка видно, что структурная схема декодирующего устройства состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ; фильтра первого сигнального признака «1», обеспечивающего выявление «0» и «1» сигнальных признаков и символа стирания X_1 ; первой решающей схемы РС₁, срабатывающей при выявлении символа стирания X_1 и обеспечивающей выдачу импульсов в цепи «0» и «1»; регистров сдвига ($I_1, 2_1, 4_1, 3_1$), осуществляющих выявление кодовых комбинаций двоичного кода с первыми токовыми сигнальными признаками; фильтра второго сигнального признака «2», обеспечивающего выявление «0» и «2» сигнальных признаков и символа стирания X_2 ; второй решающей схемы РС₂, срабатывающей при выявлении символа стирания X_2 и обеспечивающий выдачу импульсов в цепи «1» и «2» регистров сдвига ($I_2, 2_2, 4_2, 3_2$),

осуществляющих выявление кодовых комбинаций двоичного кода со вторыми токовыми сигнальными признаками; исполнительных элементов ИИ—4И, обеспечивающих фиксацию и запоминание принятых сообщений и пороговой схемы защиты ПЗ, исключающей возможность одновременного срабатывания нескольких исполнительных элементов.

Работа декодирующего устройства может быть рассмотрена на примере приема кода 211 с помощью таблиц, которые показывают последовательность действия схемы: табл. 6-2 — отсутствие оши-

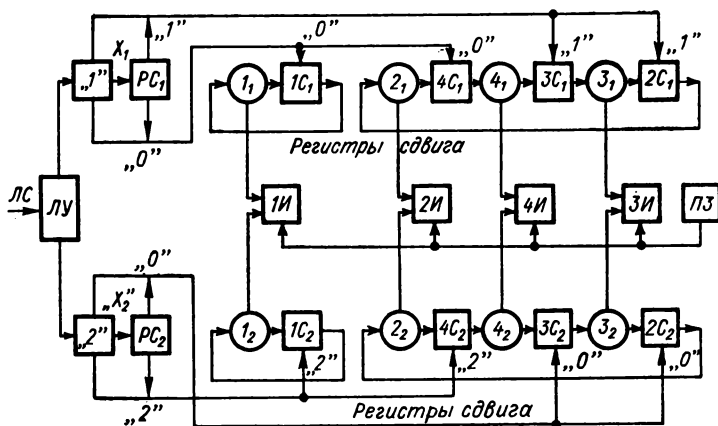


Рис. 6-10. Структурная схема декодирующего устройства, обеспечивающего выявление троичного корректирующегося кода с зонами стирания X_1 и X_2

бок; табл. 6-3 — одна ошибка; табл. 6-4 — одно стирание; табл. 6-5 — одно стирание и одна ошибка.

Из табл. 6-3, 6-4 и 6-5 видно, что декодирующее устройство исправляет как одиночные, так и все варианты рассматриваемых двойных ошибок. Таким образом, приведенное выше декодирующее устройство полностью реализует корректирующие свойства троичного корректирующегося кода с зоной стирания.

Таблица 6-2

Такты ГТИ	Ячейки регистров				Ячейки регистров			
	1 ₁	2 ₁	4 ₁	3 ₁	1 ₂	2 ₂	4 ₂	3 ₂
2	0	1	1	1	2	1	1	1
1	1	—	—	1	0	—	—	1
1	1	—	1	—	0	—	1	—
			2И					

Таблица 6-3

Такты ГТИ	Ячейки регистров				Ячейки регистров			
	1 ₁	2 ₁	4 ₁	3 ₁	1 ₂	2 ₂	4 ₂	3 ₂
0	0	1	1	1	0	1	1	1
1	1	—	—	—	0	—	—	—
1	1	—	—	—	0	—	—	—
		2И						

Таблица 6-4

Такты ГТИ	Ячейки регистров				Ячейки регистров			
	1 ₁	2 ₁	4 ₁	3 ₁	1 ₂	2 ₂	4 ₂	3 ₂
X ₂	0	1	1	1	X ₂	1	1	1
1	1	—	—	—	0	—	—	—
1	1	—	—	—	0	—	—	—
		2И						

Таблица 6-5

Такты ГТИ	Ячейки регистров				Ячейки регистров			
	1 ₁	2 ₁	4 ₁	3 ₁	1 ₂	2 ₂	4 ₂	3 ₂
X ₂	0	1	1	1	X ₂	1	1	1
0	0	—	—	—	0	—	—	—
1	1	—	—	—	0	—	—	—
						2И		

6-5. Циклические двоичные и троичные корректирующиеся коды, обнаруживающие и исправляющие ошибки

а) Двоичный циклический корректирующийся код, обнаруживающий две и исправляющий одну ошибку. Особенности и свойства указанного кода можно рассмотреть на следующем примере. Допустим, что необходимо сформировать циклический код, обеспечивающий передачу семи сообщений. Условиям, сформулированным выше, удовлетворяет укороченный циклический (7, 3) код, рассмотренный в § 2-10, определяющая матрица для которого запишется в следующем виде:

$$C_{7,3}^* = \left\| \begin{array}{c|cc} & \overbrace{m=3} & \overbrace{k=4} \\ 0 & 0\ 0\ 1 & 0\ 1\ 1\ 1 \\ 0 & 0\ 1\ 0 & 1\ 1\ 1\ 0 \\ 0 & 1\ 0\ 0 & 1\ 0\ 1\ 1 \\ \hline 1 & 0\ 0\ 0 & & \end{array} \right\|.$$

Складывая в различных сочетаниях строки определяющей матрицы $C_{7,3}^*$, можно определить все семь кодовых комбинаций для данного кода. Образующий многочлен будет $P(K) = K^4 + K^2 + K + 1 \approx 10111$.

Матрица одиночных ошибок может быть записана в общем виде:

$$M_{(2n-m),n}^{(1)} = \left\| \begin{array}{c} \tilde{I}_{n-m} \\ \tilde{I}_n \\ C_{n-m,n} \end{array} \right\|.$$

Применительно к укороченному циклическому (7, 3) коду матрица ошибок будет иметь следующий вид:

$$M_{11,7}^{(1)} = \left\| \begin{array}{cccccc|cccc|c} K^6 & K^5 & K^4 & K^3 & K^2 & K^1 & K^0 & & \tilde{I}_{n-m=4} & & \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 2 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 3 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 4 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 5 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 6 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 7 \\ \hline & & & & & & & & e_4 & e_3 & e_2 & e_1 & \\ \hline & & & & & & & & \tilde{I}_{n-7} & & C_{3,7} & & \end{array} \right\|.$$

Пользуясь этой матрицей, можно рассмотреть все варианты обнаруживаемых ошибок, общее число которых $2^m - 1 = 2^{3-1} = 7$. Таким образом, из общего возможного числа ошибок $2^7 - 1 = 127$ укороченный циклический код (7, 3) обнаруживает $2^n - 1 - 2^m + 1 = 2^7 - 1 - 2^3 + 1 = 120$ возможных вариантов ошибок.

Структурная схема декодирующего устройства, реализующего укороченный циклический (7, 3) код, приведена на рис. 6-11. Из рисунка видно, что структурная схема декодирующего устройства состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ, обеспечивающего прием кода из линии связи; вывешивателя пускового кода ВПК; пускового устройства ПУ; генератора тактовых импульсов ГТИ; счетчика тактовых импульсов Сч.Т; счетно-решающего устройства СРУ, осуществляющего деление многочлена, характе-

ризирующего искаженную кодовую комбинацию $H(K) = F(K) + E(K)$, на образующий многочлен $P(K) = K^4 + K^2 + K + 1$, и как результат запись остатка в регистре СРУ; декомбинатора ошибок ДКО, обеспечивающего выдачу импульсов коррекции в регистр информационной части кода или выдачу импульсов запрета на РИ; запирающего устройства ЗУ, запирающего вход регистра РСИ после окончания приема информационной части кода; регистра сдвига информационной части кода РСИ, в котором записывается информационная часть кода; основного декомбинатора ОДК, обеспечивающего выявление правильно принятого или скорректиро-

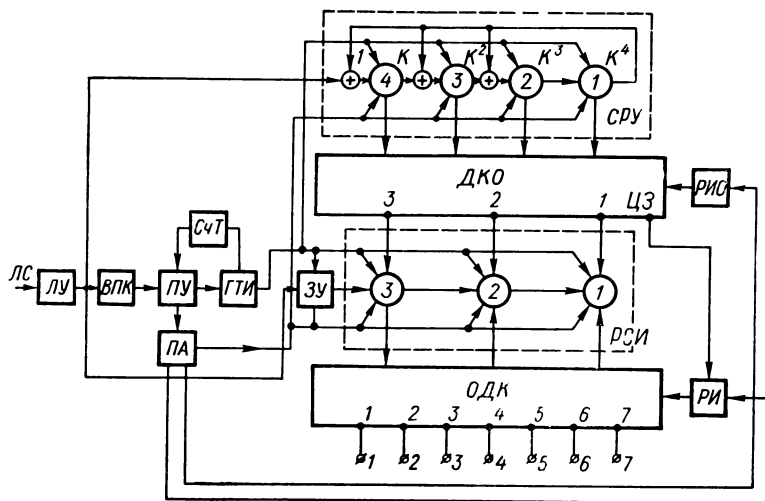


Рис. 6-11. Структурная схема декодирующего устройства, обеспечивающего выявление укороченного двоичного циклического (7,3) кода

ванного сообщения; элемента разрешения исполнения декомбина; тора ошибок РИО, открывающего ДКО для коррекции или запрета элемента разрешения исполнения РИ основного декомбинатора ОДК, разрешающего исполнение правильно принятого сообщения, и программного автомата ПА, обеспечивающего определенную последовательность работы РИО, РИ и осуществляющего возвращение схемы декодирующего устройства в исходное состояние в конце цикла.

Приведенная выше схема декодирующего устройства обеспечивает обнаружение всех вариантов двух ошибок и ряда ошибок большей кратности, а также исправление всех вариантов одиночных ошибок.

Рассмотрим работу схемы при одном из вариантов одиночной ошибки. Допустим, что передается первая кодовая комбинация 0010111, в которой помеха вызвала искажение второго элемента, тогда кодовая комбинация первого сообщения примет следующий

вид: 0 (1) 10111, где в скобках показан искаженный второй кодовый элемент.

В процессе приема кода декодирующее устройство работает в следующей последовательности. После выявления пускового кода ВПК с помощью ПУ осуществляется пуск генератора тактовых импульсов ГТИ, который управляет работой регистров сдвига РСИ и СРУ. В регистр сдвига РСИ записывается искаженная информационная часть кода 0 (1) 1 и этот регистр после третьего такта отключается от ЛУ. В счетно-решающем устройстве СРУ произ-

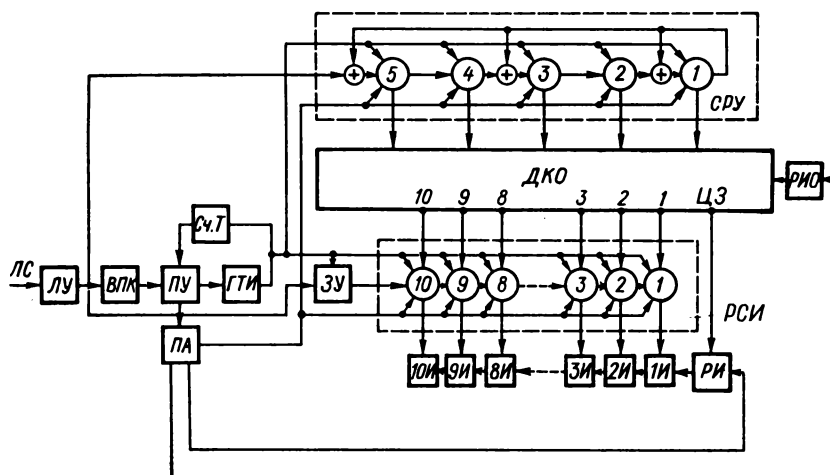


Рис. 6-12. Структурная схема декодирующего устройства, обеспечивающего выявление укороченного двоичного циклического (15; 10) кода, допускающего одиночную циркулярную передачу сообщений

водится деление многочлена искаженной кодовой комбинации $K^5 + K^4 + K + 1 = 0 (1) 10111$ на образующий многочлен $P(K) = K^4 + K^2 + K + 1 \approx 10111$, в результате которого получается остаток $R(K) = K^3 + K^2 + K = 1110$. Остаток записывается в регистре сдвига СРУ. Из матрицы одиночных ошибок видно, что полученный остаток соответствует ошибке на второй временной позиции и поэтому в декомбинаторе ошибок ДКО будет подготовлена цепь 2 для коррекции положения элемента 2 в регистре РСИ.

По окончании приема всех элементов кода СчТ с помощью ПУ остановит генератор тактовых импульсов и ПУ включит программный автомат ПА. Программный автомат ПА приведет в действие РИО, обеспечивая коррекцию ошибки во втором элементе РСИ, и затем вызовет срабатывание РИ, выявляющего первое сообщение. В заключение ПА приводит в исходное состояние декодирующее устройство. Аналогичным путем может быть рассмотрена работа схемы декодирующего устройства при всех других вариантах оши-

бок. Увеличение числа обнаруживаемых и исправляемых ошибок в циклических кодах может быть достигнуто применением различных способов каскадного кодирования, принципы которого были изложены в § 2-11. Применение каскадного кодирования дает возможность с помощью простых схем решить проблему увеличения числа обнаруживаемых и исправляемых ошибок.

Другой пример, характеризующий особенности и свойства описываемого корректирующегося кода применительно к системе, обеспечивающей одиночную и циркулярную передачу сообщений, приведен на рис. 6-12. Структурная схема декодирующего устройства осуществляет выявление укороченного циклического (15, 10) кода, определяющая матрица которого при образующем многочлене $P(K) = K^5 + K^4 + K^2 + 1$ запишется в следующем виде:

$$C_{15, 10}^* = \left(\begin{array}{c|cc} & m = 10 & k = 5 \\ \hline 0 & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1 & 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \\ 0 & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0 & 1\ 1\ 1\ 1\ 1 \\ 0 & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0 & 0\ 1\ 0\ 1\ 1 \\ 0 & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0 & 1\ 0\ 1\ 1\ 0 \\ 0 & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0 & 1\ 1\ 0\ 0\ 1 \\ 0 & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 & 0\ 0\ 1\ 1\ 1 \\ 0 & 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 & 0\ 1\ 1\ 1\ 0 \\ 0 & 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 & 1\ 1\ 1\ 0\ 0 \\ 0 & 0\ 0\ 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 & 0\ 1\ 1\ 0\ 1 \\ 0 & 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 & 1\ 1\ 0\ 1\ 0 \\ \hline 1 & 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 & \end{array} \right).$$

Записанные в образующей матрице кодовые комбинации характеризуют одиночную выдачу 1—10 сообщений. Складывая в различных сочетаниях строчки, можно получить $2^{10} - 1$ комбинаций, которые соответствуют различным сочетаниям 1—10 сообщений при их одновременной выдаче. Применительно к этому укороченному циклическому коду без особых трудностей может быть записана матрица одиночных ошибок, пользуясь которой можно дать полный анализ всех вариантов необнаруживаемых ошибок.

Из рис. 6-12 видно, что структурная схема имеет ряд элементов, подобных элементам схемы рис. 6-11, которые были достаточно полно охарактеризованы. Особенностью схемы рис. 6-12 является отличие структуры счетно-решающего устройства СРУ, которое реализует операцию деления на образующий многочлен $P(K) = K^5 + K^4 + K^2 + 1$; наличие у регистра информационной части кода числа элементов, соответствующих числу передаваемых сообщений; подключение исполнительных элементов ИИ—ИИИ

через РИ к элементам регистра сдвига информационной части кода РИС.

Приведенная выше схема декодирующего устройства обеспечивает обнаружение всех вариантов двух ошибок и ряда ошибок большой кратности, а также исправление всех вариантов одиночных ошибок при использовании распределительного принципа передачи сообщений.

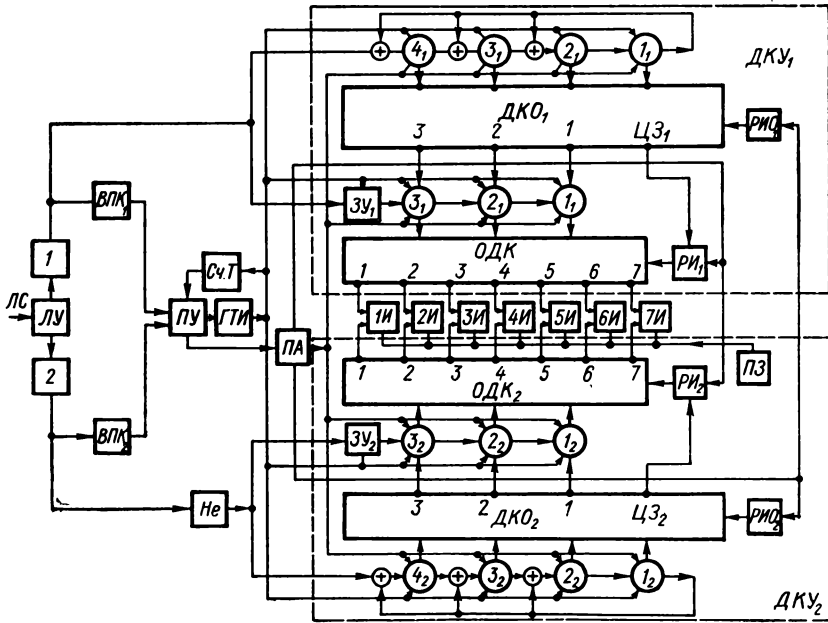


Рис. 6-13. Структурная схема декодирующего устройства, обеспечивающего выявление троичного циклического кода

В подробном описании работы структурной схемы декодирующего устройства укороченного циклического (15, 10) кода нет необходимости, так как ее работа для различных режимов аналогична работе схемы, приведенной на рис. 6-11.

б) Троичный циклический корректирующийся код, обнаруживающий четыре и исправляющий две ошибки. Одним из перспективных направлений, обеспечивающих увеличение числа обнаруживаемых и исправляемых ошибок, является, как это отмечалось в § 2-5, переход от двоичного корректирующегося с $d = 4$ к троичному корректирующемуся коду путем замены нулевого сигнального признака вторым токовым.

Рассмотрим особенности такого троичного корректирующегося кода на примере. Допустим, что необходимо сформировать троичный циклический код, обеспечивающий передачу семи сообщений.

В основу его построения можно взять двоичный циклический код, который был рассмотрен ранее, и заменить в нем нулевой сигнальный признак вторым токовым. Кодовые комбинации троичного циклического корректирующегося кода с последующим их разбиением на два двоичных циклических будут следующие:

0010111	221	2111	2202000
0101110	212	1112	2020002
0111001	211	1221	2000220
1001011	← 122	1211	→ 0220200
1011100	121	1122	0200022
1100101	112	2121	0022020
1110010	111	2212	0002202

Структурная схема декодирующего устройства, реализующая троичный циклический код, приведена на рис. 6-13. Схема подобна той, что была описана ранее, и состоит из двух одинаковых декодирующих устройств ДКУ₁ и ДКУ₂.

Для обеспечения полной идентичности работы декодирующих устройств на входе ДКУ₂ применен элемент «НЕ», который осуществляет замену 0 на 2 и 2 на 0. В итоге замены двоичный циклический корректирующийся код со вторым токовым сигнальным признаком переписется в следующем виде:

```

0 0 2 0 2 2 2
0 2 0 2 2 2 0
0 2 2 2 0 0 2
2 0 0 2 0 2 2
2 0 2 2 2 0 0
2 2 0 0 2 0 2
2 2 2 0 0 2 0

```

Сравнивая полученный двоичный код, поступающий на вход ДКУ₂, с двоичным кодом на входе ДКУ₁ можно убедиться в их полной идентичности.

Рассматриваемая структурная схема имеет следующие характерные элементы: линейное устройство ЛУ, выявляющее троичный код с двумя токовыми сигнальными признаками в виде импульсов с частотным наполнением или в виде импульсов различной полярности; фильтры 1 и 2, обеспечивающие выявление двоичного циклического кода с первым и вторым токовыми сигнальными признаками, отдельные выявители пусковых кодов ПВК₁ и ПВК₂, обеспечивающие более высокую корректирующую способность пускового кода; две параллельные цепи для срабатывания каждого исполнительного элемента ИИ—7И и пороговая схема защиты ПЗ, исключая одновременное срабатывание нескольких исполнительных элементов.

Рассмотрим работу декодирующего устройства при приеме первой кодовой комбинации 2212111 как без ошибок, так и при различных вариантах ошибок.

1. Кодовая комбинация 2212111 принимается без ошибок. В этом случае ДКУ₁ выявляет двоичный циклический код 0010111, а ДКУ₂ после элемента «НЕ» выявляет двоичный циклический код 0020222. В итоге основные декомбинаторы ОДК₁ и ОДК₂ составят две параллельные цепи для срабатывания элемента ИИ.

2. Кодовая комбинация имеет одну ошибку 2(0)12111 (ошибка на второй позиции показана в скобках). В данном случае на вход ДКУ₁ поступит неискаженная кодовая комбинация 0010111, а на вход ДКУ₂ — кодовая комбинация с одной ошибкой 0(2)20222, которая с помощью декомбинатора ошибок ДКО₂ будет исправлена. В итоге ОДК₁ и ОДК₂ опять составят две параллельные цепи для срабатывания элемента ИИ.

3. Кодовая комбинация имеет две ошибки. Здесь необходимо рассмотреть следующие варианты двух ошибок. Первый вариант: одна ошибка возникает в одном двоичном коде, вторая — во втором двоичном коде 2(0)12(0)11. В этом случае на вход ДКУ₁ поступит код 0010(0)11, который не вызовет коррекцию в ДКО₁, так как ошибка возникла на контрольной позиции, а на вход ДКУ₂ поступит код 0(2)20222. Эта ошибка исправляется с помощью декомбинатора ошибок ДКО₂. В итоге ИИ получит возможность срабатывать по двум параллельным цепям.

Второй вариант: две ошибки возникают в одном из двоичных кодов, например (0)(0)12111. В этом случае на вход ДКУ₁ поступит код 0010111 без искажений, а на вход ДКУ₂ — (2)2(2)0222 с двумя ошибками, которые обнаруживаются ДКО₂. С помощью цепи запрета ЦЗ₂ запирается РИ₂ и тем самым исключается возможность выявления искаженной кодовой комбинации с ОДК₂. В итоге ИИ срабатывает только от ОДК₁.

4. Кодовая комбинация имеет три ошибки. При трех ошибках необходимо рассмотреть также ряд вариантов ошибок. Первый вариант: одна ошибка возникает в первом двоичном коде и две — во втором двоичном коде (0)2(2)2111. При этом искажении на вход ДКУ₁ поступит код с одной ошибкой 00(0)0111, который будет исправлен с помощью ДКО₁, а на вход ДКУ₂ соответственно поступит код с двумя ошибками (2)0(0)0222, которые обнаруживаются ДКО₂. С помощью цепи запрета ЦЗ₂ исключается возможность срабатывания РИ₂ и выявления искаженного сообщения, ОДК₂. В итоге ИИ срабатывает от ОДК₁.

Второй вариант: три ошибки возникают во втором двоичном коде — (0)(0)1(0)111. В этом случае на вход ДКУ₁ поступает неискаженный код 0010111, а на вход ДКУ₂ — 2222222. С помощью ДКО₂ обнаруживается искаженная кодовая комбинация и цепь запрета ЦЗ₂ исключает возможность выявления ОДК₂ искаженной кодовой комбинации. В итоге ИИ срабатывает от ОДК₁. Из произведенного анализа видно, что декодирующее устройство обнару-

живает и исправляет одну, две и большинство вариантов трех ошибок. Продолжая анализ, можно убедиться, что все варианты четырех ошибок будут обнаруживаться.

Таким образом, из рассмотренного примера видно, что замена нулевого сигнального признака в двоичном циклическом коде с $d = 4$, $s = 1$, $r = 2$ приводит к удвоению кодового расстояния и в троичном циклическом корректирующемся коде.

6-6. Корректирующиеся коды, использующие несколько параллельных цепей при выявлении каждого кодового элемента

а) Общие соображения. В цифровых системах передачи телемеханической информации, использующих комбинационно-распределительный или комбинационно-распределительно-разделительный принцип избирания, могут быть применены корректирующиеся коды с несколькими параллельными цепями для выявления каждого элемента кода. Эта разновидность корректирующихся кодов принципиально может быть применена в системах передачи информации с шаговой и циклической синхронизацией, однако наилучшие показатели активной помехоустойчивости могут быть обеспечены при использовании позиционно-импульсных кодов.

Общим в построении корректирующихся кодов данного типа является использование определенной кратности повторения каждого передаваемого кода для исправления ошибок, вызванных уничтожением отдельных элементов в коде, и применение защиты двоянными элементами кода, обеспечивающей исправление ошибок, вызванных появлением дополнительных элементов в коде. Необходимая кратность повторения обеспечивается применением любых каналов или любых линий связи. Для уменьшения вероятности ошибок на одинаковых элементах в каждом из повторяемых кодов используется различная последовательность кодовых элементов.

Применение определенной кратности повторения кодов дает возможность образовать параллельные цепи для выявления каждого элемента в коде. Параллельные цепи, образуемые повторением кодов в сочетании с защитой двоянными элементами, обеспечивают исправление ошибок, вызванных воздействием случайной импульсной помехи на передаваемый код. Для более ясного представления

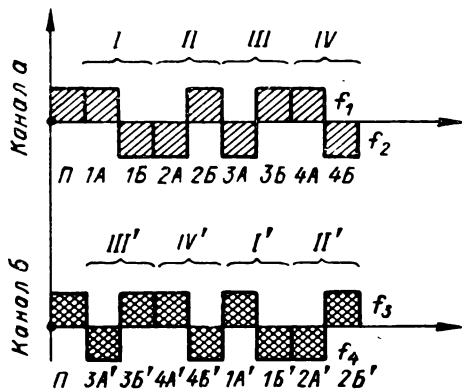


Рис. 6-14. Корректирующийся позиционно-частотно-импульсный код с защитой двоянными элементами

особенностей этой группы кодов рассмотрим конкретные примеры построения данной группы корректирующихся кодов и установим принципы их схемной реализации.

б) Корректирующийся код, использующий частотные каналы, два частотных сигнальных признака в каждом канале и защиту двоекными элементами (код Вагнера). Корректирующийся позиционно-частотно-импульсный код данного типа (предложен в 30-х годах) приведен на рис. 6-14. Передача информации осуществляется по двум параллельным каналам, образуемым четырьмя частотными сигнальными признаками, для наглядности показанными на рис. 6-14 в виде импульсов различной полярности.

Рабочие элементы кода $I-IV$ и $I'-IV'$ вторично кодируются двухэлементным кодом с двумя частотными сигнальными признаками, что позволяет отнести этот код к группе каскадных кодов с параллельным формированием каскадов. Порядок расположения рабочих элементов различен, что дает возможность обеспечить безошибочную работу системы при подавлении кодовых элементов по двум каналам в пределах половины базового времени кода. Число кодовых комбинаций для такого кода определяют в соответствии с § 2-4 по формуле:

$$M = 2^{\frac{n}{2}} = 2^{\frac{8}{4}} = 16.$$

Кодовые комбинации рассматриваемого кода приведены в табл. 6-6 в пятиричной системе записи. В табл. 6-7 показаны наиболее характерные ошибки в пятой кодовой комбинации при воздействии случайной импульсной помехи. Из этой таблицы видно, что данный тип корректирующегося кода обладает следующими свойствами:

1) исправляет ошибки (обеспечивает правильное прохождение сообщений) при уничтожении импульсов или появлении двух сигнальных признаков в пределах 1—8-й позиций и при уничтожении одного сигнального признака и воспроизведении другого на одной и той же временной позиции. Такого типа искажение будет исправляться также при возникновении его в пределах 1—4-й позиций (например, 1А—1Б, 2А—2Б, 3А'—3Б' и 4А'—4Б' или при любых других четырех комбинациях рабочих элементов);

2) обнаруживает ошибку (вызывает защитный отказ) при уничтожении импульсов в пределах 9—16-й позиций при появлении двух сигнальных признаков на девяти и более позициях и при двойном преобразовании на спаренных рабочих элементах. Это нарушение будет наблюдаться в пределах 1—4-го спаренных рабочих элементов;

3) преобразует одно сообщение в другое только при одновременном преобразовании на трех позициях, относящихся к одной паре рабочих элементов.

Декомбинаторная схема, реализующая выявление кода с параллельными цепями для каждого кодового элемента, приведена

Таблица 6-6

№ команды	Каналы	Элементы кода в канале а и б							
		I		II		III		IV	
		III		IV		I		II	
		а	1	2	3	4	5	6	7
б	5	6	7	8	1	2	3	4	
0	а	1	2	1	2	1	2	1	2
	б	3	4	3	4	3	4	3	4
1	а	1	2	1	2	1	2	2	1
	б	3	4	4	3	3	4	3	4
2	а	1	2	1	2	2	1	1	2
	б	4	3	3	4	3	4	3	4
3	а	1	2	1	2	2	1	2	1
	б	4	3	4	3	3	4	3	4
4	а	1	2	2	1	1	2	1	2
	б	3	4	3	4	3	4	4	3
5	а	1	2	2	1	1	2	2	1
	б	3	4	4	3	3	4	4	3
6	а	1	2	2	1	2	1	1	2
	б	4	3	3	4	3	4	4	3
7	а	1	2	2	1	2	1	2	1
	б	4	3	4	3	3	4	4	3
8	а	2	1	1	2	1	2	1	2
	б	3	4	3	4	4	3	3	4
9	а	2	1	1	2	1	2	2	1
	б	3	4	4	3	4	3	3	4
10	а	2	1	1	2	2	1	1	2
	б	4	3	3	4	4	3	3	4
11	а	2	1	1	2	2	1	2	1
	б	4	3	4	3	4	3	3	4
12	а	2	1	2	1	1	2	1	2
	б	3	4	3	4	4	3	4	3
13	а	2	1	2	1	1	2	2	1
	б	3	4	4	3	4	3	4	3
14	а	2	1	2	1	2	1	1	2
	б	4	3	3	4	4	3	4	3
15	а	2	1	2	1	2	1	2	1
	б	4	3	4	3	4	3	4	3

Таблица 6-7

№ команды	Каналы	Элементы кода в канале а и б								Свойства кода		
		I		II		III		IV				
		III		IV		I		II				
		а	б	1	2	3	4	5	6		7	8
5	а	(0)	2	2	1	1	2	2	2	1	Обнаруживает и исправляет ошибки	
	б	3	4	4	3	3	4	4	4	3		
5	а	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)		
	б	3	4	4	3	3	4	4	4	3		
5	а	1	2	2	1	1	2	2	2	1		
	б	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)	(0)		
5	а	(0)	(0)	(0)	(0)	1	2	2	2	1		
	б	(0)	(0)	(0)	(0)	3	4	4	4	3		
5	а	1	2	(0)	(0)	(0)	(0)	2	2	1		
	б	3	4	(0)	(0)	(0)	(0)	4	4	3		
5	а	1	(1)	2	1	1	2	2	2	1		
	б	3	4	4	3	3	4	4	4	3		
5	а	1	2	2	1	1	2	2	2	1		
	б	3	4	4	(4)	3	4	4	4	3		
5	а	1	(1)	2	(2)	1	2	2	2	1		
	б	(4)	4	(3)	3	3	4	4	4	3		
5	а	1	(1)	2	(2)	1	2	2	(2)	(2)		Обнаруживает ошибки
	б	(4)	4	(3)	3	3	4	4	4	3		
5	а	(0)	2	2	1	1	2	2	2	1		
	б	3	4	4	3	3	(0)	4	4	3		
5	а	1	(1)	2	(2)	1	2	2	(0)	(0)		
	б	(4)	4	(3)	3	3	4	4	4	3		
5	а	(2)	(1)	2	1	1	2	2	2	1	Вызывает преобразования	
	б	3	4	4	3	(0)	4	4	4	3		

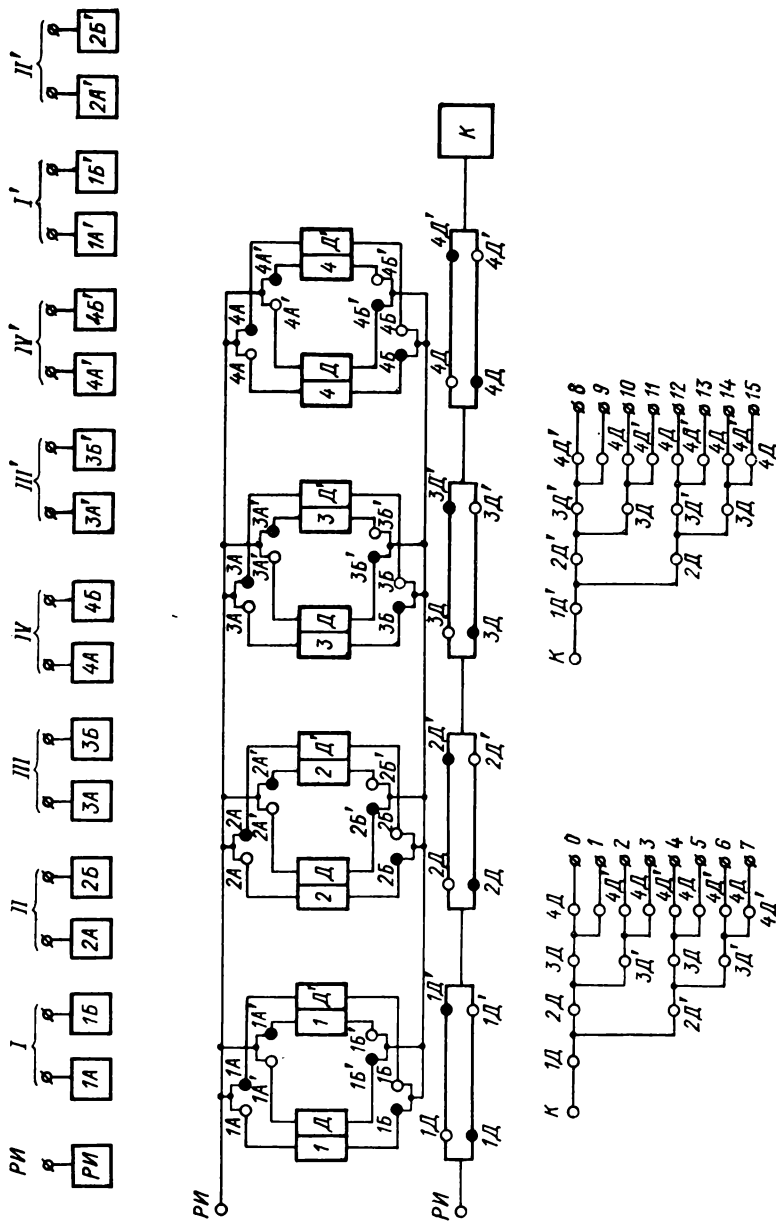


Рис. 6-15. Структурная схема декомбинатора с параллельными цепями для выявления каждого кодового элемента

на рис. 6-15. Конкретная схемная реализация этого кода может быть осуществлена применением декомбинатора, структурная схема которого состоит из следующих элементов: элемента разрешения исполнения РИ, разрешающего исполнение принятого сообщения после прихода приемных распределителей в исходное состояние; приемных элементов 1А, 1Б, . . . , 4А, 4Б, фиксирующих кодовые элементы, принятые приемным распределителем канала *a*; приемных элементов 3А', 3Б', 4А', 4Б', 1А', 1Б', 2А', 2Б', фиксирующих кодовые элементы, принятые приемным распределителем канала *b*; декомбинаторных элементов 1Д, 1Д', . . . , 4Д, 4Д', срабатывающих по параллельным цепям, составляемым приемными элементами, и подготавливающих цепи для срабатывания исполнительных элементов, и контрольную цепь для срабатывания элемента *K*, обнаруживающего ошибки в коде.

Работу декомбинатора рассмотрим, используя данные табл. 6-7. Допустим, что декомбинаторная схема осуществляет прием команды № 5 при подавлении помехой символов на позициях 3, 4, 5, 6 по каналу *a* и на позициях 7, 8, 1, 2 по каналу *b*. В этом случае одна часть сообщения будет принята по каналу *a*, а другая — по каналу *b*. От приемного распределителя канала *a* работают приемные элементы декомбинатора 1А и 4Б и от приемного распределителя канала *b* — приемные элементы 3А и 2Б. Приемные элементы 1А, 4Б, 3А' и 2Б' подготовят цепи для срабатывания декомбинаторных элементов 1Д, 4Д', 3Д и 2Д'. После прихода распределителей обоих каналов в исходное состояние приводится в действие элемент разрешения исполнения, который вызывает срабатывание перечисленных выше элементов декомбинатора. В результате 1Д, 4Д', 3Д и 2Д' составят цепь для срабатывания элемента *K* и подготовят цепь для исполнения пятого сообщения. В данном случае, несмотря на наличие в принимаемом коде четырех ошибок (подавлены символы на $0,5T_6$), декодирующее устройство обеспечивает коррекцию ошибок и правильное выявление принятого сообщения.

Аналогичным образом с помощью табл. 6-7 можно рассмотреть работу декомбинатора для других случаев приема искаженного кода.

6-7. Синхронизирующие (пусковые) коды, обнаруживающие и исправляющие ошибки

В цифровых системах передачи информации, работающих в условиях воздействия случайной импульсной помехи средней интенсивности, наряду с обеспечением помехоустойчивости информационной части кода необходимо также осуществить определенную помехоустойчивость синхронизирующего (пускового) кода. Синхронизирующий код в системах с циклической синхронизацией должен осуществить пуск и синфазирование передающего и приемного полукомплектов с определенной точностью. Помехоустойчивость пускового кода, который является ключом, открывающим вход в декодирующее устройство цифровой системы передачи информации,

должна быть, по крайней мере, не ниже помехоустойчивости информационной части кода. Из сказанного следует, что пусковые коды должны осуществлять обнаружение и исправление ошибок с кратностью, большей или не ниже, чем у информационной части кода. Кроме того, синхронизирующие коды с последовательной передачей отдельных элементов должны обладать свойством самосинхронизации.

Рассмотрим некоторые примеры построения пусковых самосинхронизирующихся кодов и их конкретную реализацию для кодов с $K = 3$ и $K = 4$.

Структурная схема кодирующего и декодирующего устройств для троичного двухэлементного пускового кода приведена на

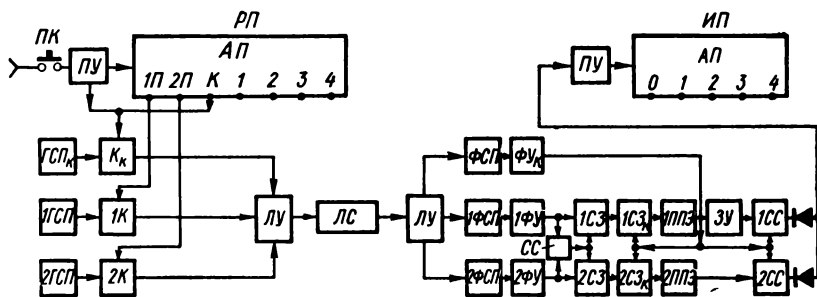


Рис. 6-16. Структурная схема кодирующего и декодирующего устройств для троичного двухэлементного пускового кода

рис. 6-16. Схема кодирующего устройства на РП состоит из следующих элементов: пускающего устройства ПУ, осуществляющего однократный пуск передающего устройства; автопереключателя АП, формирующего временные каналы; генератора ГСП_к, формирующего контрольную частоту f_k , используемую для проверки исправности линии связи; генераторов ГСП₁ и ГСП₂, формирующих два частотных сигнальных признака f_1 и f_2 ; ключа K_k , открытого в исходном состоянии с помощью ПУ и обеспечивающего выдачу контрольной частоты в линию; нормально закрытых ключей K_1 и K_2 , выдающих в линейную цепь частотные сигнальные признаки при формировании пускового кода и информационной части кода, и линейного устройства ЛУ. Схема декодирующего устройства на ИП состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ; фильтров ФСП_к, ФСП₁ и ФСП₂, выявляющих соответственно частоты f_k , f_1 , f_2 ; формирующих устройств ФУ_к, ФУ₁ и ФУ₂, формирующих импульсы, поступающие с фильтров частотных сигнальных признаков; схем защиты 1СЗ и 2СЗ, исключающих одновременное появление на одной временной позиции импульсов разных сигнальных признаков (обнаруживается схемой двух совпадений СС); схем защиты 1СЗ_к и 2СЗ_к, пропускающих импульсы

на устройства 1ППЭ и 2ППЭ, если в линии связи отсутствуют колебания контрольной частоты f_k (сигнал с ФУ_к отсутствует); схем проверки пусковых элементов 1ППЭ и 2ППЭ, проверяющих элементы пускового кода с первым и вторым сигнальным признаком по длительности; задерживающего устройства ЗУ, которое задерживает выдачу импульса с 1ППЭ на 1СС до момента окончания второго элемента пускового кода; схем двух совпадений 1СС и 2СС, срабатывающих в момент окончания неискаженного приема первого и второго элементов пускового кода и появления контрольной частоты в промежутке времени между пусковым кодом и информационной частью кода, и пускового устройства ПУ, осуществляющего пуск приемного автопереключателя АП.

Рассмотрим работу этой схемы при приеме неискаженного пускового кода и при одной и двух ошибках, вызванных воздействием помехи.

При приеме неискаженного пускового кода схема РП формирует троичный пусковой код — 12 — и в промежутке между пусковым кодом и информационной частью выдает контрольную частоту 3. Работа схемы ИП будет происходить в следующей последовательности: после прекращения выдачи контрольной частоты снимается импульс с ФУ_к, открываются схемы 1СЗ_к и 2СЗ_к и запираются схемы 1СС и 2СС. Первый элемент пускового кода с первым частотным сигнальным признаком будет выявлен фильтром 1ФСП и отформирован 1ФУ и через 1СЗ, 1СЗ_к поступит на вход 1ППЭ, где осуществляется его проверка по длительности. С помощью ЗУ первый элемент пускового кода задерживается на время приема второго элемента кода. Второй элемент пускового кода со вторым сигнальным признаком будет выявлен фильтром 2ФСП и отформирован 2ФУ и через 2СЗ, 2СЗ_к поступит на вход 2ППЭ, где осуществляется его проверка по длительности. В момент окончания выдачи второго сигнального признака схема начнет выдачу контрольного импульса с частотой 3, который выявляется фильтром ФСП_к, отформировывается ФУ_к и поступает на вход 1СС и 2СС. В результате со схем двух совпадений 1СС и 2СС (совпадение определяется правильно выявленными 1ППЭ и 2ППЭ элементами пускового кода с первым и вторым сигнальными признаками и импульсом, снимаемым с ФУ_к) поступают управляющие импульсы на вход пускающего устройства, которое осуществит пуск приемного автопереключателя АП.

При возникновении в пусковом коде одиночных ошибок исправление одиночной ошибки (при подавлении помехой одного из двух частотных сигнальных признаков) осуществляется с помощью схемы «ИЛИ», объединяющей выходы двух схем совпадений 1СС и 2СС. Схемы 1СЗ_к, 1ППЭ, ЗУ, 1СС выявляют пусковой код 10, а схемы 2СЗ_к, 2ППЭ, 2СС — пусковой код 02. При приеме пускового кода с одной ошибкой пускающее устройство ПУ срабатывает либо от 1СС, либо от 2СС. При возникновении в коде двух ошибок подавления обоих элементов пускового кода или преобразовании одного

из сигнальных признаков в другой частотный сигналный признак (11 или 22) рассматриваемая схема осуществляет защитный отказ.

Структурная схема декодирующего устройства для четверичного трехэлементного пускового кода приведена на рис. 6-17. Схема декодирующего устройства состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ; фильтров 1ФСП, 2ФСП, 3ФСП, выявляющих три частотных сигнала признака f_1 , f_2 , f_3 ; первого автопереключателя пускового кода 1ПАП и второго — резервного автопереключателя 2ПАП; схем совпадений 1С, 2С и 3С, осуществляющих выявление различных комбинаций пускового кода, и схемы «ИЛИ», обеспечивающей запуск распределителя информационной части кода.

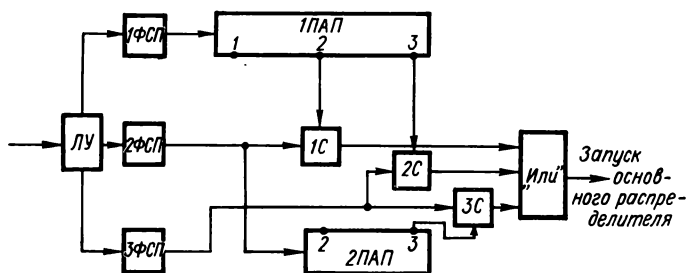


Рис. 6-17. Структурная схема декодирующего устройства для четверичного трехэлементного пускового кода

Рассмотрим работу этой схемы при приеме неискаженного пускового кода и при возникновении в пусковом коде одной или двух ошибок.

Прием неискаженного пускового кода 123 происходит в следующей последовательности. От импульса пускового кода f_1 происходит пуск первого автопереключателя 1ПАП. С помощью схемы совпадений 1С выявляется кодовая комбинация 120, а с помощью схемы 2С — кодовая комбинация 103. От импульса пускового кода f_2 происходит пуск резервного второго автопереключателя 2ПАП, и с помощью схемы совпадения 3С выявляется кодовая комбинация 023. Через схему «ИЛИ» осуществляется запуск приемного распределителя по трем параллельным цепям.

Наличие двух автопереключателей дает возможность осуществить правильный запуск основного распределителя, если до прихода пускового кода помеха полностью воспроизвела первый или второй сигнальные признаки. В этом случае до прихода пускового кода помеха осуществит запуск первого или резервного автопереключателей (1ПАП или 2ПАП). При запуске помехой 1ПАП резервный автопереключатель обеспечит выявление пускового кода 023, а при запуске помехой 2ПАП первый автопереключатель осуществит выявление пусковых кодов 120 и 103. Таким образом, случайный запуск помехой одного из автопереключателей пускового

кода не служит препятствием к правильному пуску распределителя информационной части кода. Подавление помехой одного из элементов пускового кода исправляется наличием схемы «ИЛИ», обеспечивающей правильный запуск основного распределителя.

Подавление помехой двух элементов пускового кода приводит к защитному отказу, и запуск основного распределителя не осуществляется.

При трансформации под воздействием помехи одного частотного сигнального признака в другой могут быть получены следующие искажения пускового кода: 223, 323, 113, 133, 121, 122. Пусковые коды 113, 133, 121 и 122 осуществят пуск 1ПАП и выявят соответственно 113—103, 121—120 и 122—120 (323—023 вызовет запуск 2ПАП), которые обеспечат нормальный запуск основного распределителя. Только при пусковом коде 223 правильный запуск основного распределителя может произойти, если к моменту приема последних двух элементов пускового кода (23) резервный автопереключатель успеет прийти в исходное состояние.

Итак, четверичный пусковой код исправляет все одиночные и пять вариантов двойных ошибок, связанных с трансформацией сигнальных признаков; при подавлении двух элементов кода происходит защитный отказ.

ГЛАВА СЕДЬМАЯ

МЕТОДЫ ОБЕСПЕЧЕНИЯ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ ЦИФРОВЫХ СИСТЕМ ПЕРЕДАЧИ ТЕЛЕМЕХАНИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ, ПРЕДНАЗНАЧЕННЫХ ДЛЯ РАБОТЫ В УСЛОВИЯХ ДЕЙСТВИЯ СЛУЧАЙНОЙ ИМПУЛЬСНОЙ ПОМЕХИ БОЛЬШОЙ ИНТЕНСИВНОСТИ

7-1. Общие соображения

Рассматриваемая группа цифровых систем передачи телемеханической информации обеспечивает безошибочную передачу сообщений при большой интенсивности случайной импульсной помехи $T_6/T_{c.п} > 1$. Эта разновидность систем передачи информации предназначена для использования на проводных и беспроводных линиях связи в тех случаях, когда на этих линиях имеется такая интенсивность случайной помехи, при которой на базовое время передаваемого кода в среднем попадает большое число импульсов помехи.

Отличительной особенностью исследуемого вида систем передачи информации является использование параллельного каскадного кодирования — двухкаскадного кодирования для обеспечения повышенной активной и пассивной помехоустойчивости. Система кодирования и декодирования у этой группы устройств передачи информации разбивается на два каскада. Первый каскад

осуществляет формирование и выявление первичного (основного) кода, а второй каскад — формирование и выявление вторичного (защитного) кода.

Для формирования и выявления первичного (основного) кода могут быть применены системы передачи информации, использующие как шаговый, так и циклический принципы синхронизации. При этом кодирующие и декодирующие устройства с циклической синхронизацией, используемые для формирования и выявления первичного (основного) кода, по своей структуре могут быть многотактными и однотоковыми. Формирование и выявление вторичного (защитного) кода должно осуществляться только с помощью однотоковых кодирующих и декодирующих устройств.

Защитное кодирование [1, 3, 51, 54] при использовании однотоковых декодирующих устройств дает возможность отделить кодовые импульсы от импульсов помехи и обеспечить требуемую вероятность прохождения передаваемых сообщений при заданной интенсивности случайной импульсной помехи. Необходимая помехоустойчивость данной разновидности систем передачи информации обеспечивается применением защитных частотно-импульсных или позиционно-импульсных кодов, у которых число параллельно или последовательно передаваемых импульсов устанавливается в зависимости от интенсивности случайной импульсной помехи.

Активная помехоустойчивость рассматриваемой разновидности устройств передачи информации может быть также повышена применением корректирующихся защитных основных кодов.

По структуре системы передачи информации с защитным кодированием могут быть подразделены на несколько типов: 1) системы, использующие для формирования и выявления основного кода многотактные кодирующие и декодирующие устройства с шаговой синхронизацией; 2) системы, использующие для формирования и выявления основного кода многотактные кодирующие и декодирующие устройства с циклической синхронизацией; 3) системы, использующие для формирования и выявления основного кода однотоковые кодирующие и декодирующие устройства; 4) системы, использующие корректирующиеся коды.

7-2. Оценка помехоустойчивости цифровых систем, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи большой интенсивности

Установим основные показатели для оценки помехоустойчивости этой группы систем передачи информации. Наиболее общим показателем является вероятность ошибки, вызванной воздействием случайной импульсной помехи на передаваемый код. Однако появление на базовом времени принимаемого кода большого числа импульсов помехи требует более детального рассмотрения наиболее характерных искажений, которые могут иметь место при воздействии случайной импульсной помехи на декодирующее

устройство как в момент приема кода, так и при отсутствии передач с распорядительного пункта на исполнительный.

При одновременном воздействии на приемное устройство кодовых импульсов и импульсов помехи нарушение нормальной работы декодирующего устройства может быть обусловлено следующими причинами.

1. Нормальный прием кода может быть нарушен уничтожением одного из кодовых импульсов, обусловленных наличием у приемного устройства после воздействия импульсов помехи, определенного времени восстановления. Это явление наблюдается в том случае, когда на вход приемника, который был занят импульсом помехи (до истечения времени его восстановления) поступит кодовый импульс. Очевидно, что подавление кодовых элементов, обусловленное недостаточной разрешающей способностью приемного устройства, будет наблюдаться как при передаче импульсами постоянного тока, так и при передаче импульсами переменного тока и определяется, главным образом, интенсивностью помехи и структурой декодирующего устройства.

Вероятность уничтожения кодового элемента, обусловленная наличием у приемного устройства определенного разрешающего времени (времени на восстановление) $t_{\text{раз}}$, при воздействии случайной импульсной помехи со средней частотой $f_{\text{с.п}}$ может быть определена как $p_{\text{раз}} = f_{\text{с.п}} t_{\text{раз}}$. При наличии в коде i импульсов выражение для вероятности уничтожения может быть записано в следующем виде:

$$p_{\text{раз}} = i f_{\text{с.п}} t_{\text{раз}}. \quad (7-1)$$

Последнее справедливо при $i f_{\text{с.п}} t_{\text{раз}} \ll 1$, т. е. при большом среднем числе импульсов помехи и достаточно малом значении разрешающего времени приемного устройства.

2. Нарушение нормальной работы приемного устройства может быть при воспроизведении помехой дополнительных кодовых элементов по основному коду. Это нарушение может быть оценено вероятностью воспроизведения дополнительного элемента $p_{\text{в.д}}$. Для определения вероятности воспроизведения дополнительного элемента в коде рассмотрим систему передачи информации, обладающую большой разрешающей способностью, у которой пусковой элемент не подвергается воздействию помехи. Конкретно это может быть в системах, где пусковой элемент выдается по другой линии связи, не подвергающейся воздействию помехи, или в системах с жесткой автономной синхронизацией, где пусковой импульс выдается от местного датчика, который синхронизирован с работой передающего пункта, например при использовании точных кварцевых генераторов, корректируемых от единой системы времени. В этом случае вероятность воспроизведения определяется за промежуток времени, равный базовому времени кода, так как в рассматриваемом типе системы передачи информации помеха

может воздействовать на приемное устройство только после подачи пускового элемента в течение T_0 .

Определим теперь вероятность воспроизведения защитной серии импульсов в пределах базового времени применительно к наиболее простому коду, обеспечивающему обнаружение любой одиночной ошибки и нескольких однотипных ошибок, где число кодовых комбинаций устанавливается по формуле $M = \binom{S_t}{S_{tu}}$ (рис. 7-1).

Для определения вероятности воспроизведения защитной серии воспользуемся известной в литературе [19, 51] формулой, применяемой при вычислении вероятности (частоты) нескольких случайных совпадений. Применительно к нашему случаю эта формула может быть написана в следующем виде:

$$p_{i_3} = i_3 f_{c.п}^3 t_0^{i_3-1},$$

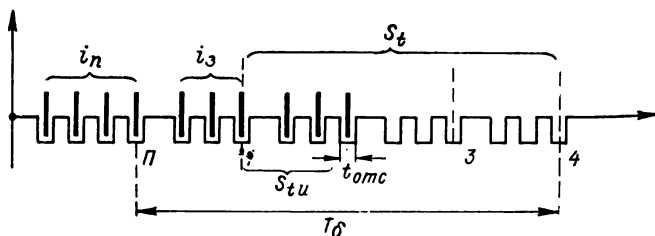


Рис. 7-1. Позиционно-импульсный код, использующий защитное кодирование

где p_{i_3} — вероятность (частота) совпадений; i_3 — число импульсов в защитной серии; $f_{c.п}$ — среднее число импульсов помехи в секунду; t_0 — временной промежуток, в который должен попасть импульс помехи (временная отсечка).

Эта формула справедлива только тогда, когда $f_{c.п} t_0 \ll 1$, т. е., например, при большом среднем числе импульсов помехи и достаточно малом значении временной отсечки.

Произведем теперь преобразование этой формулы, приняв, что для систем передачи информации с большой разрешающей способностью можно считать приблизительно равными длительность импульсов помехи t_i и длительность временной отсечки t_0 . В этом случае скважность импульсов помехи будет $q = T_{c.п}/t_0$ и вероятность (частота) воспроизведения защитной серии может быть определена по формуле:

$$p_{i_3} = i_3 T_{c.п}^{-1} q^{-(i_3-1)}.$$

Таким образом, вероятность воспроизведения защитного кода, или средняя частота случайной импульсной помехи по основному коду,

Может быть определена по следующим формулам:

$$p_{в.з} = i_3 f_{с.п}^{i_3} t_o^{i_3-1}; \quad (7-2)$$

$$p_{в.з} = i_3 T_{с.п}^{-1} q^{-(i_3-1)}, \quad (7-3)$$

где $p_{в.з}$ — вероятность воспроизведения защитного кода.

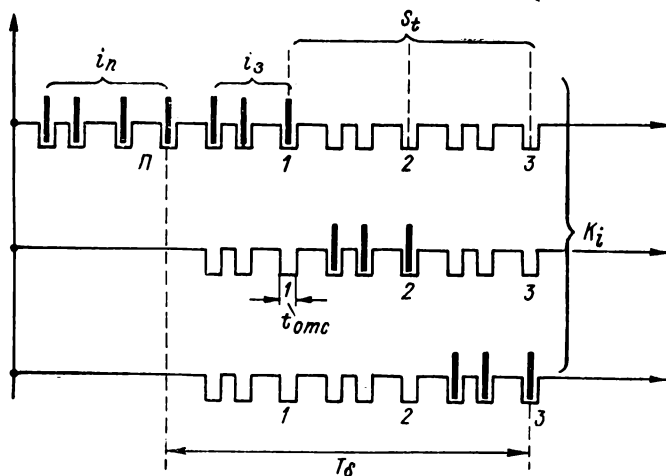


Рис. 7-2. Позиционно-импульсный код, использующий защитно-разделительное кодирование

Соответственно вероятность воспроизведения дополнительной защитной серии на свободных временных позициях основного кода в пределах временной отсечки основного кода будет

$$p_{в.д} = (S_t - S_{тн}) i_3 f_{с.п}^{i_3} t_o^{i_3-1} T_{отс}, \quad (7-4)$$

где $p_{в.д}$ — вероятность воспроизведения дополнительной защитной серии; $T_{отс}$ — временная отсечка по основному коду.

Установим теперь вероятность воспроизведения дополнительной защитной серии применительно к более сложному коду, использующему несколько кодовых сигнальных признаков. Для этой группы кодов характерным является использование защитного и разделительного кодирования, где несколько вторичных кодов выполняют функцию защиты от помех и функцию кодовых сигнальных признаков или кодовых каналов. Конкретная структурная форма такого кода приведена на рис. 7-2.

Эта разновидность кода может быть, например, реализована в виде основного кода, обеспечивающего обнаружение любой одиночной ошибки и нескольких однотипных ошибок, где число ко-

довых комбинаций определяется по формуле $M = K_k^{\dot{S}t}$ либо в виде корректирующегося основного кода.

Вероятность воспроизведения дополнительной защитно-разделительной серии может быть установлена по формуле .

$$p_{в.д} = S_t (K_k - 1) i_{з.п}^{i_3} t_o^{i_3-1} T_{отс}, \quad (7-5)$$

где K_k — число используемых кодовых сигнальных признаков.

В данном случае на рис. 7-2 приведен код, который использует три кодовых сигнальных признака ($K_k = 3$).

3. Установив вероятность уничтожения одного элемента и вероятность воспроизведения дополнительного элемента в основном коде, определим вероятность защитного отказа в системах передачи информации, обнаруживающих по основному коду одну ошибку и использующих передачу импульсами постоянного тока (видеоимпульсами). Защитный отказ в системах передачи информации, обладающих пассивной помехоустойчивостью по основному коду, может быть только в том случае, когда наблюдается в отдельности эффект уничтожения одного из импульсов в коде или явление воспроизведения дополнительного элемента в основном коде. Поэтому вероятность защитного отказа в системах передачи информации, использующих основные коды, обнаруживающие одну ошибку, может быть определена по следующей формуле:

$$p_{з.о} = p_{в.д} (1 - p_{раз.д}) + p_{раз.з} (1 - p_{в.з}), \quad (7-6)$$

где $p_{з.о}$ — вероятность защитного отказа; $p_{в.д}$ — вероятность воспроизведения дополнительного защитного кода; $p_{раз.д}$ — вероятность уничтожения импульса в воспроизведенном защитном коде; $p_{раз.з}$ — вероятность уничтожения импульса в одной из защитных серий; $(1 - p_{в.з})$ — вероятность того, что помеха не воспроизведет уничтоженный защитный код.

В формуле (7-6) выражение в скобках характеризует вероятность одновременного появления второго события.

Учитывая специфику других разновидностей кодов и в том числе корректирующихся основных кодов, можно определить аналогичными путями вероятность защитного отказа применительно к этим случаям.

4. Преобразование передаваемого сообщения в системе передачи информации с основным кодом, обнаруживающим одну ошибку, может произойти только при уничтожении одного из импульсов в защитных сериях и при воспроизведении (в пределах базового времени) дополнительной защитной серии на одной из свободных временных позиций основного кода. Отсюда вероятность преобразования или трансформации определяется как произведение вероятности уничтожения на вероятность воспроизведения

дополнительного элемента основного кода и может быть установлена по формуле:

$$p_n = p_{\text{раз.з}}(1 - p_{\text{в.з}})p_{\text{в.д}}(1 - p_{\text{раз.д}}), \quad (7-7)$$

где p_n — вероятность преобразования основного кода, обнаруживающего одну ошибку; $(1 - p_{\text{в.з}})$ — вероятность того, что уничтоженная защитная серия не будет воспроизведена помехой; $p_{\text{раз.з}}$ — вероятность уничтожения одного импульса в одной из защитных серий; $p_{\text{в.д}}$ — вероятность воспроизведения защитной серии на свободной временной позиции; $(1 - p_{\text{раз.д}})$ — вероятность того, что в воспроизведенной защитной серии не будет уничтожен хотя бы один импульс.

Вероятность преобразования передаваемого сообщения может быть определена применительно к другим кодам, которые обеспечивают не только обнаружение, но и исправление ошибок. В этом случае формула вероятности преобразования должна учитывать специфику используемого кода.

5. Нарушение правильной работы системы передачи информации может быть обусловлено воздействием помехи, вызывающей как защитный отказ, так и преобразование одного сообщения в другое. Обе указанные выше причины нарушения правильной работы системы могут быть оценены как вероятность ошибки, которая для рассматриваемой группы устройств передачи информации определяется по формуле:

$$p_{\text{о}}^{\sim} = p_{\text{з.о}} + p_n, \quad (7-8)$$

где $p_{\text{о}}$ — вероятность ошибки при воздействии случайной помехи; $p_{\text{з.о}}$ — вероятность защитного отказа; p_n — вероятность преобразования (трансформации).

6. Все рассмотренное выше относилось к случаю, когда пусковой элемент не подвергался воздействию помехи и приемная схема открывалась только на базовое время кода.

Перейдем теперь к рассмотрению помехоустойчивости кодов, у которых пусковой элемент также подвергается воздействию помехи. Для обеспечения большей помехоустойчивости системы передачи информации необходимо, чтобы частота воспроизведения пусковой защитной серии была намного меньше частоты воспроизведения рабочей защитной серии. Это условие может быть выполнено, если число импульсов в пусковом защитном коде будет, по крайней мере, на один импульс больше, чем у рабочего защитного кода.

Применительно к данному случаю определим период воспроизведения пускового защитного кода, который для обеспечения безошибочной работы системы передачи информации должен быть намного больше базового времени кода. Вероятность воспроизведе-

ния пускового защитного кода может быть определена по формуле

$$p_{в. п} = i_{п} f_{с. п}^i t_{о}^{i_{п}-1}, \quad (7-9)$$

где $p_{в. п}$ — вероятность воспроизведения пускового защитного кода; $i_{п}$ — число импульсов в защитном пусковом коде.

Из формулы (7-9) находим период воспроизведения пускового элемента

$$T_{в. п} = \frac{1}{i_{п} f_{с. п}^i t_{о}^{i_{п}-1}}.$$

По указанному выше условию можно написать, что

$$T_{в. п} = \frac{1}{i_{п} f_{с. п}^i t_{о}^{i_{п}-1}} \gg T_{\sigma},$$

где $T_{в. п}$ — период воспроизведения пускового элемента.

Вероятность уничтожения одного импульса в пусковом коде определяется по формуле:

$$p_{раз. п} = i_{п} f_{с. п}^i t_{раз. п}.$$

Защитный отказ в системах передачи информации, где пусковой элемент подвергается воздействию импульсов помехи, может произойти по следующим причинам: уничтожение одного импульса в пусковой серии; уничтожение одного импульса в любой из защитных серий; воспроизведение дополнительного защитного кода на одной из свободных временных позиций основного кода.

Вероятность защитного отказа может быть определена по формуле:

$$p_{з. о} = p_{раз. п} (1 - p_{в. п}) + p_{в. д} (1 - p_{раз. д}) + p_{раз. з} (1 - p_{в. з}), \quad (7-10)$$

где $p_{з. о}$ — вероятность защитного отказа при использовании основных кодов, обнаруживающих одну ошибку; $p_{раз. п}$ — вероятность уничтожения одного импульса в пусковом защитном коде; $(1 - p_{в. п})$ — вероятность того, что помеха не воспроизведет уничтоженный пусковой защитный код; $p_{в. д}$ — вероятность воспроизведения защитного кода на свободной временной позиции основного кода; $(1 - p_{раз. д})$ — вероятность того, что в воспроизведенном защитном коде не будет уничтожен один из импульсов; $p_{раз. з}$ — вероятность уничтожения одного импульса в одном из защитных кодов; $(1 - p_{в. з})$ — вероятность того, что помеха не воспроизведет уничтоженный защитный код.

Преобразование принимаемых сообщений в системах передачи информации, использующих основные коды, обнаруживающие одну ошибку, может быть при уничтожении одного импульса в защитном коде и воспроизведении дополнительного защитного кода на

одной из свободных временных позиций основного кода и при условии, что пусковой защитный код не был уничтожен помехой. Для определения вероятности преобразования одного сообщения в другое можно воспользоваться формулой:

$$p_{\Pi} = p_{\text{раз.з}} (1 - p_{\text{в.з}}) p_{\text{в.д}} (1 - p_{\text{раз.д}}) (1 - p_{\text{раз.п}}), \quad (7-11)$$

где $(1 - p_{\text{раз.п}})$ характеризует вероятность того, что пусковой элемент не будет уничтожен в момент приема кода.

Соответственно вероятность ошибки можно определить по формуле (7-8), подставив в нее значения вероятности защитного отказа (7-10) и вероятности преобразования (7-11). При передаче импульсами с частотным наполнением правильный прием кода может быть также нарушен эффектом уничтожения одного из кодовых импульсов, вызванного совпадением в противофазе кодового импульса и импульса случайной помехи. Этот эффект будет наблюдаться в том случае, когда имеется совпадение во времени кодового импульса и импульса помехи, совпадение этих импульсов по амплитуде и совпадение их в противофазе. Вероятность уничтожения кодового импульса $p_{\text{у.ф}}$ от совпадения в противофазе должна учитываться дополнительно при определении вероятных показателей кодов, передаваемых импульсами с частотным наполнением (при передаче информации по радиолинии).

В заключение рассмотрим еще один показатель, характеризующий безошибочность работы систем передачи информации, — вероятность воспроизведения кода, которая определяется по следующим формулам: для двоичного кода на одно сочетание (см. рис. 7-1):

$$p_{\text{в.к}} = M (i_{\text{п}} + S_{i_{\text{з}}}) f_{\text{с.п}}^{(i_{\text{п}} + S_{i_{\text{з}}})} t_{\text{о}}^{(i_{\text{п}} + S_{i_{\text{з}}}) - 1};$$

для кода с K кодовыми сигнальными признаками (см. рис. 7-2):

$$p_{\text{в.к}} = M (i_{\text{п}} + S_{i_{\text{з}}}) f_{\text{с.п}}^{(i_{\text{п}} + S_{i_{\text{з}}})} t_{\text{о}}^{(i_{\text{п}} + S_{i_{\text{з}}}) - 1},$$

где M — число передаваемых сообщений.

Для обеспечения безошибочной работы системы необходимо иметь эту вероятность настолько малой, чтобы в заданном режиме работы воспроизведение кода было бы событием недостоверным, т. е. $p_{\text{в.к}} \approx 0$.

Из вышеизложенного видно, что помехоустойчивость рассматриваемой группы систем передачи информации определяется как свойствами используемых кодов, так и свойствами конкретных кодирующих и декодирующих устройств, используемых для формирования и выявления первичных и вторичных кодов.

7-3. Методы и технические средства обеспечения активной помехоустойчивости цифровых систем с шаговой синхронизацией

При построении различных систем передачи информации с шаговой синхронизацией, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи большой интенсивности, их активная помехоустойчивость может быть обеспечена применением следующих технических средств: вторичного (защитного или защитно-разделительного) кодирования; временной отсечки; вторичных корректирующихся кодов; принципа повторения кодов.

а) Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие вторичные (защитные) коды. Защитное кодирование состоит в использовании вторичных позиционно-импульсных или частотно-импульсных кодов, которые дают возможность на фоне помехи отделить кодовые импульсы от импульсов помехи. В зависимости от частоты случайной импульсной помехи, при которой необходимо обеспечить нормальную работу системы передачи информации, устанавливается число импульсов в защитном коде. Применение защитного кодирования дает возможность уменьшить интенсивность случайной помехи, воздействующей на основной код. Очевидно, что работоспособность системы с шаговой синхронизацией может быть обеспечена только в том случае, когда с помощью защитного кодирования удастся уменьшить интенсивность случайной помехи по основному коду до величины, при которой (см. гл. 5) возможна безошибочная работа кодирующих и декодирующих устройств рассматриваемой разновидности.

Структурная схема кодирующего и декодирующего устройства использующего защитное кодирование и время-интервальный основной код, приведена на рис. 7-3. Схема распорядительного пункта, кроме обычных элементов, используемых для формирования время-интервального кода, содержит следующие дополнительные элементы: одноктактное кодирующее устройство защитных кодов КУЗК, обеспечивающее с помощью динамического запоминающего устройства ДЗУ формирование защитного пускового и защитных рабочих кодов; запирающее устройство пускового защитного кода ЗУП, обеспечивающее выдачу пускового защитного кода только с первого элемента кода; запирающее устройство рабочих защитных кодов ЗУР, обеспечивающее с 2, 3 и 4 элементов основного кода выдачу рабочих защитных кодов.

Схема исполнительного пункта, как видно из рис. 7-3, кроме обычных элементов, необходимых для выявления время-интервального основного кода, содержат следующие дополнительные элементы: одноктактное декодирующее устройство защитных кодов ДКУЗК, обеспечивающее с помощью динамических запоминающих устройств ДЗУ и схем совпадения выявление защитного пускового и защитных рабочих кодов, и устройство защиты пуска ЗП, обеспечивающее пуск приемного устройства только от защитного пускового кода.

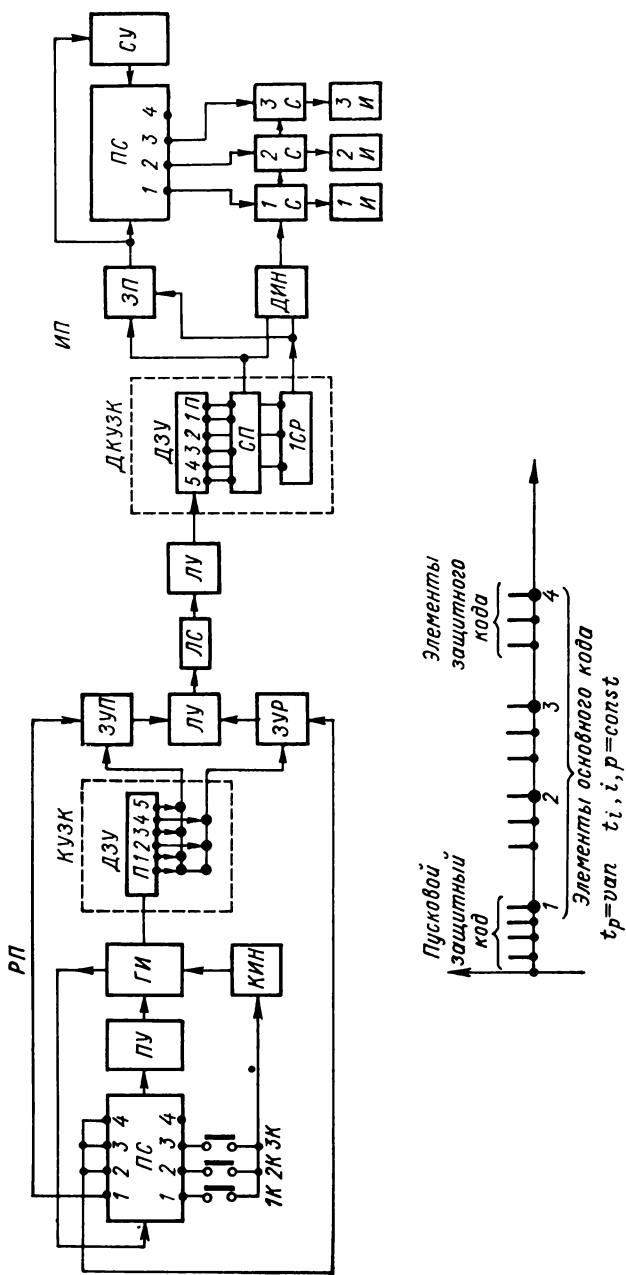


Рис. 7-3. Структурная схема системы передачи информации, использующей защитное кодирование и время-интервальный основной код: а — кодирующее и декодирующее устройство с защитным кодом; б — время-интервальный код с защитным кодированием

Другой пример, иллюстрирующий принципы построения многоканальной системы передачи непрерывной информации при использовании первичного сигнала с время-импульсной модуляцией и с шаговой синхронизацией и вторичного (защитного) кода для повышения активной помехоустойчивости, приведен на рис. 7-4. Структурная схема многоканальной системы состоит из следующих основных элементов: напольных пунктов 1НП—7НП, обеспечивающих формирование и выдачу сигналов от первичных датчиков, и центрального пункта ЦП, обеспечивающего запуск напольных пунктов и прием и выявление сигналов с последующей их регистрацией. В свою очередь напольный пункт состоит из следующих элементов: радиоприемников РПР, принимающего тактовый сигнал в виде четырехимпульсной защитной серии; однотоктного декодирующего устройства ДКУ, выявляющего тактовый импульс, с помощью которого запускаются передающие схемы на НП; задерживающего устройства ЗУ, обеспечивающего запуск передающей схемы напольного пункта в зависимости от номеров формируемых временных каналов с необходимой задержкой; низкочастотных усилителей 1НУ—3НУ, усиливающих первичный сигнал датчиков; измерителей преобразователей ИП — ЗИП, преобразующих значение амплитудного сигнала в момент отсчета в широтно-импульсно-модулированный сигнал ОШИМ; парофазного усилителя ПФУ, преобразующего ОШИМ в сигнал с время-импульсной модуляцией ВИМ; однотоктного кодирующего устройства КУ, обеспечивающего вторичное (защитное) кодирование каждого выдаваемого импульса и радиопередатчика РП, выдающего сигналы, на ЦП. Характер сигнала, формируемого семью напольными пунктами, приведен на рис. 1-20.

Центральный пункт состоит из элементов: генератора тактовых импульсов ГТИ для формирования тактовых импульсов через определенные промежутки; однотоктного кодирующего устройства КУ для вторичного (защитного) кодирования тактовых импульсов четырехэлементным защитным кодом; радиопередатчика РП, выдающего на напольные пункты импульсы тактовой синхронизации; радиоприемника РПР, принимающего сигналы с напольных пунктов; однотоктного декодирующего устройства ДКУ, выявляющего трехимпульсные защитные коды; временного преобразователя ВП, преобразующего сигнал ВИМ в сигнал ОШИМ; двухступенного диодного переключателя счетчика с шаговой синхронизацией ПС, обеспечивающего выявление сообщений, передаваемых по 21-му временному каналу; схем двух совпадений 1С—21С; амплитудных преобразователей 1ПА—21ПА, преобразующих ШИМ-сигнал в амплитудно-модулированный; устройства, регистрирующего на магнитной пленке или бумаге принятые сигналы первичных датчиков. Рассмотренная многоканальная система обеспечивает безошибочную передачу сообщений при воздействии случайной импульсной помехи большой интенсивности и предназначена для передачи показаний от низкочастотных датчиков (1—50 гц).

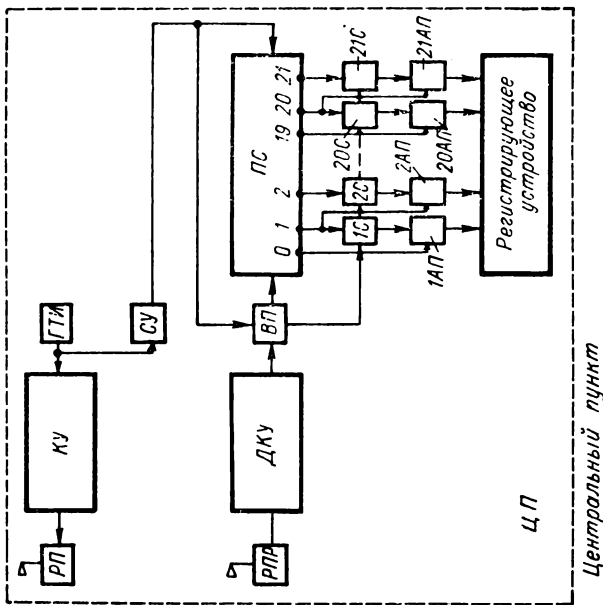
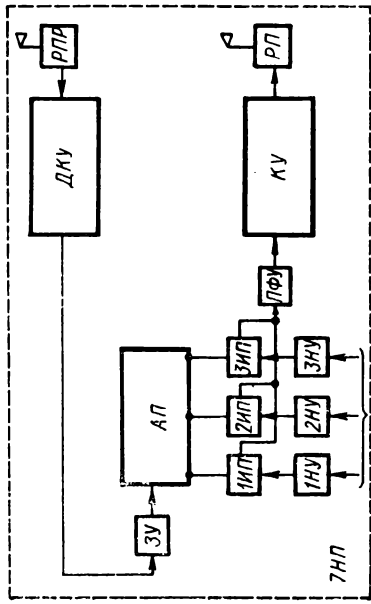
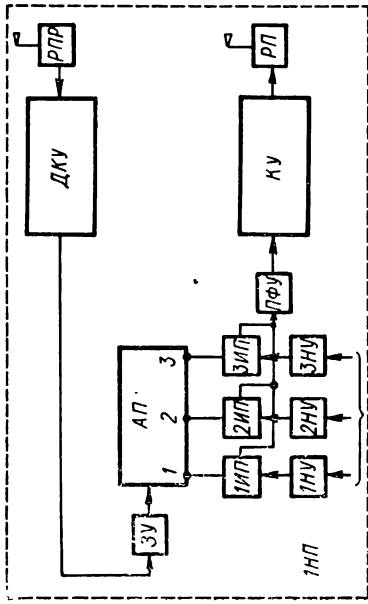


Рис. 7-4. Структурная схема системы передачи непрерывной информации с защитным кодированием



Третий пример, иллюстрирующий принцип построения системы передачи информации с защитным кодированием при использовании полярно-импульсного основного кода, приведен на рис. 7-5. Структурная схема РП, кроме известных элементов, содержит следующие: устройства формирования положительных P и отрицательных M импульсов, обеспечивающих выдачу в линейную цепь защитных кодов с импульсами различного знака.

Структурная схема ИП, кроме известных элементов, содержит две схемы совпадения для выявления рабочих защитных кодов с импульсами положительного (СРП) и отрицательного (СРМ), знака.

Из приведенных структурных схем видно, что формирование и выявление защитных и основных кодов осуществляется соответственно с помощью одноктактных и многотактных кодирующих и декодирующих устройств.

Аналогичные структурные схемы могут быть составлены с применением основных кодов, использующих другие типы сигнальных признаков.

б) Цифровые системы передачи информации, использующие вторичное защитно-разделительное кодирование. Особенностью этой группы систем передачи информации является применение нескольких рабочих защитных кодов, которые могут быть использованы как кодовые сигнальные признаки или как кодовые каналы. Структурная схема, иллюстрирующая эту разновидность системы передачи информации с шаговой синхронизацией, приведена на рис. 7-6. Отличительной особенностью ее является использование в передающей схеме устройств, обеспечивающих формирование двух рабочих защитных кодов, а в приемном устройстве — отдельных схем совпадения для выявления двух рабочих защитных кодов С1Р и С2Р. Кодовые сигнальные признаки или кодовые каналы в рассматриваемой группе систем передачи информации могут быть использованы либо для непосредственной передачи сообщений, либо как элементы комбинирования.

Активная помехоустойчивость систем передачи информации с защитным или защитно-разделительным кодированием будет определяться, главным образом, свойствами используемых защитных кодов, т. е. числом импульсов в защитном коде и разрешающей способностью устройств защитного декодирования.

Аналогичные структурные схемы могут быть также составлены при использовании частотно-импульсных вторичных кодов.

в) Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие временную отсечку (временную селекцию). Применение временной отсечки дает возможность увеличить активную помехоустойчивость систем передачи информации с шаговой синхронизацией за счет уменьшения временного интервала, в течение которого может происходить прием отдельных элементов основного кода. Для этого схема исполнительного пункта снабжается специальным устройством, которое после правильного приема пуска-

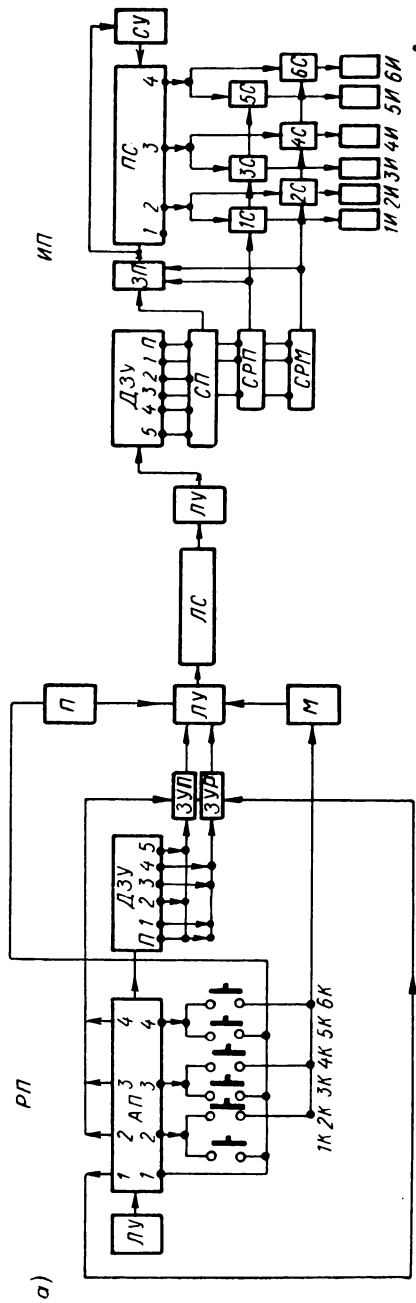
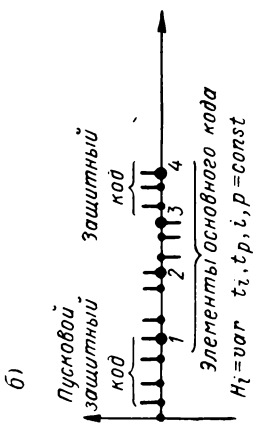


Рис. 7-5. Структурная схема системы передачи информации, использующей защитное кодирование и полярно-импульсный основной код: а — кодирующее и декодирующее устройство с защитным кодом; б — полярно-импульсный код с защитным кодированием



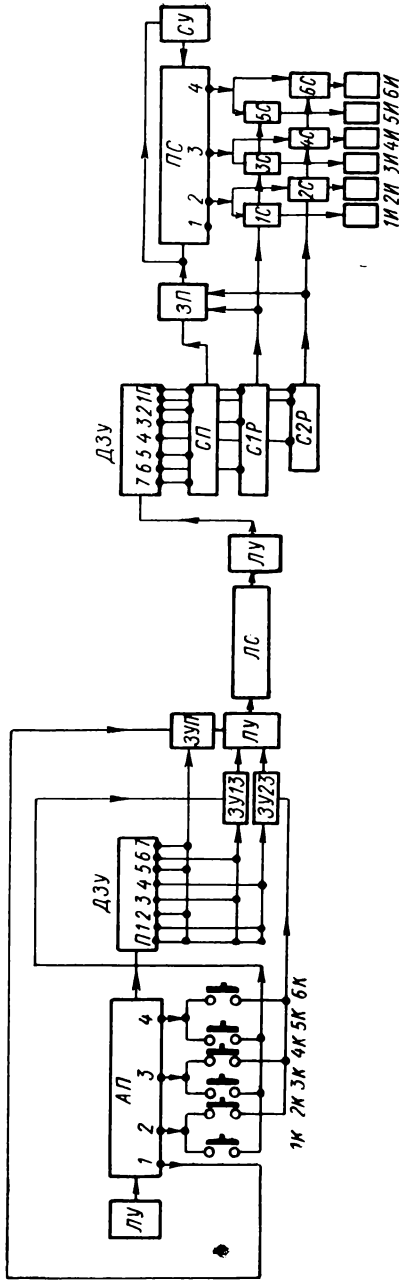
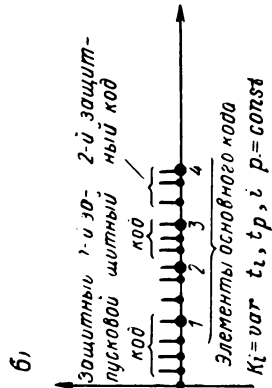


Рис. 7-6. Структурная схема системы передачи информации, использующей защитно-разделительное кодирование: а — схема кодирующего и декодирующего устройства; б — кодо-импульсный основной код



вого элемента открывается не на длительность, равную базовому времени кода, а на короткие временные промежутки, достаточные для приема элементов основного кода.

На рис. 7-7 показаны различные параметрические коды без применения и с применением временной отсечки. Так, на рис. 7-7, а

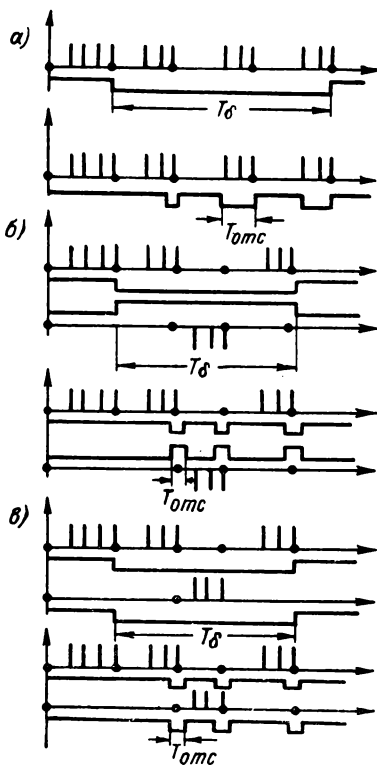


Рис. 7-7. Параметрические коды с защитным кодированием без применения и с применением временной отсечки для повышения активной помехоустойчивости

как $T_{отс} \ll T_{\delta}$, вероятность ошибки в системе передачи информации с временной отсечкой уменьшится и соответственно улучшится активная помехоустойчивость такой системы.

Аналогично на рис. 7-7, б и в приведены полярно-импульсные и кодо-импульсные основные коды с защитным кодированием при отсутствии и наличии временной отсечки. При этом наличие двух линий времени обусловлено необходимостью отдельных цепей для приема элементов кода, передаваемых двумя различными токовыми сигналами признаками.

приведен время-интервальный основной код с защитным кодированием, приемная схема которого открывается на T_{δ} после приема каждого правильного пускового элемента, а ниже показан тот же код с применением временной отсечки, где приемная схема открывается периодически только на $T_{отс}$ в течение базового времени кода. Для определения вероятности ошибки во время-интервальном коде, обусловленной появлением дополнительных элементов, при отсутствии временной отсечки можно воспользоваться формулой:

$$p_o = T_{\delta} f_{с. п. о.},$$

где p_o — вероятность ошибки; T_{δ} — базовое время кода; $f_{с. п. о.}$ — средняя частота случайной помехи по основному коду.

При использовании временной отсечки вероятность ошибки значительно уменьшается, так как в эту формулу вместо T_{δ} необходимо подставить значение времени отсечки $T_{отс}$, умноженное на число свободных временных позиций по основному коду n_o . Формула вероятности ошибки примет тогда следующий вид: $p_o = n_o T_{отс} f_{с. п. о.}$. Так

Конкретная схемная реализация системы передачи информации с время-интервальным кодом при использовании временной отсечки иллюстрируется рис. 7-8. Декодирующее устройство основного кода имеет в качестве дополнительных элементов устройство временной отсечки ВО, которое управляется от пускового и рабочих импульсов основного кода, и запирающее устройство ЗУ, обеспечивающее с помощью импульсов от ВО временную отсечку цепи управления движением переключателя и цепи выявления рабочих элементов основного кода.

Аналогичную структурную схему можно применить для обеспечения временной отсечки в системах передачи информации с шаговой синхронизацией, использующих другие разновидности параметрических основных кодов.

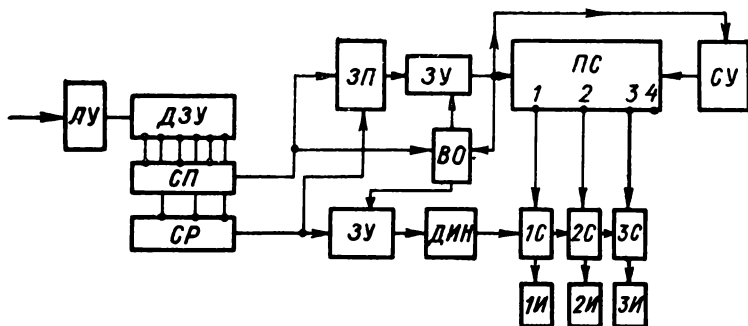


Рис. 7-8. Декодирующее устройство с временной отсечкой по основному коду

г) **Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие вторичные корректирующиеся коды.** В системах передачи информации с шаговой синхронизацией уничтожение отдельных элементов основного кода или появление дополнительных элементов в нем сопряжено с нарушением синхронной работы передающего и приемного устройств (гл. 6). Это затрудняет исправление ошибок при использовании корректирующихся основных кодов.

В подобных системах, использующих вторичное кодирование, можно применить вторичные корректирующиеся коды, которые дают возможность повысить их помехоустойчивость. Применение таких кодов позволяет уменьшить вероятность ошибки, обусловленную одним из эффектов уничтожения элементов защитного кода.

По структуре одноканальные системы могут быть подразделены на два типа:

1) системы, использующие вторичные корректирующиеся коды с параллельными цепями для выявления каждой кодовой комбинации (рис. 7-9);

2) системы, использующие вторичные корректирующиеся коды с параллельными цепями для выявления каждого кодового элемента (рис. 7-10).

Приведенное на рис. 7-9 одноктактное декодирующее устройство обладает следующими свойствами:

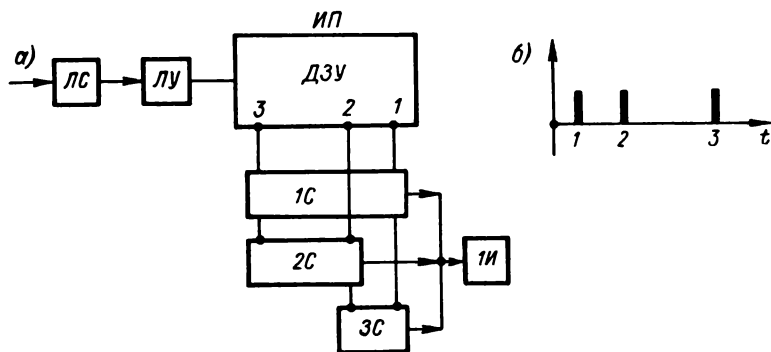


Рис. 7-9. Структурная схема одноктактного декодирующего устройства, обеспечивающего исправление и обнаружение ошибок: а — структурная схема декодирующего устройства; б — трехэлементный позиционно-импульсный код

- 1) исправляет ошибки, вызванные уничтожением одного импульса и появлением нескольких дополнительных импульсов в коде;
- 2) обнаруживает две или три ошибки, вызванные уничтожением двух или трех импульсов в коде.

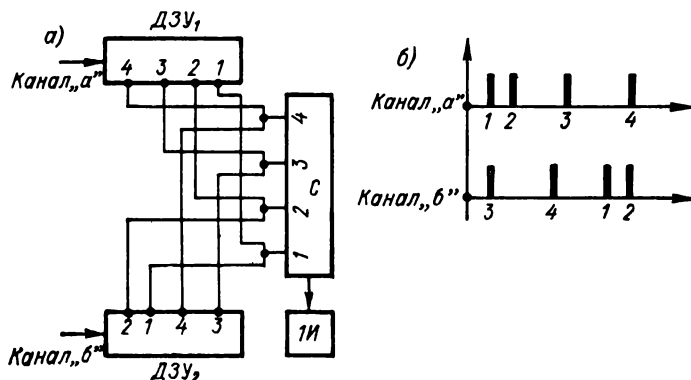


Рис. 7-10. Структурная схема одноктактного декодирующего устройства с параллельными цепями для выявления каждого элемента кода: а — схема декодирующего устройства с независимым приемом повторяемых кодов; б — позиционно-импульсный код с различной последовательностью элементов в канале а и б

Отличительной особенностью приведенного одноктактного декодирующего устройства является использованием параллельных

цепей со схемами совпадения только для исправления ошибок; вызванных уничтожением отдельных импульсов в коде. Исправление ошибок вызванных появлением дополнительных элементов в коде, обеспечивается применением ДЗУ, которое дает возможность отделить кодовые импульсы от импульсов помехи.

Другой пример, иллюстрирующий конкретную схемную реализацию корректирующегося кода с параллельными цепями для выявления каждого элемента и с частотными каналами для повторения кодов, приведен на рис. 7-10, а. Выявление кода осуществляется с помощью одноканального декодирующего устройства, которое состоит из двух динамических запоминающих устройств ДЗУ₁ и ДЗУ₂, обеспечивающих независимый прием кодов по двум частотным каналам а и б или двум линиям связи, и схемы совпадения С с параллельными цепями для каждого кодового элемента. На рис. 7-10, б показаны позиционно-импульсные коды с разной последовательностью элементов в канале а и в канале б.

Приведенное на рис. 7-10 одноканальное декодирующее устройство обладает следующими свойствами:

1) исправляет ошибку при уничтожении от одного до четырех импульсов на различных временных позициях и при появлении нескольких дополнительных импульсов;

2) обнаруживает ошибку при уничтожении более четырех импульсов в коде.

Отличительной особенностью рассмотренного одноканального декодирующего устройства является использование двух динамических запоминающих устройств, обеспечивающих с помощью параллельных цепей (для выявления каждого кодового элемента) исправление ошибок, вызванных уничтожением отдельных элементов в кодах. Исправление же ошибок, вызванных появлением дополнительных импульсов, осуществляется также с помощью динамических запоминающих устройств, которые отделяют кодовые импульсы от импульсов помехи.

д) Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие принципы повторения кодов. Различные методы повторения кодов, которые могут быть применены также в системах передачи информации с защитным кодированием, рассмотрены в гл. 5. Применение любого принципа повторения кодов дает возможность уменьшить вероятность ошибок и соответственно повысить активную помехоустойчивость.

Методы обеспечения пассивной помехоустойчивости систем передачи информации с шаговой синхронизацией, которые должны использоваться в комплексе с изложенными выше методами обеспечения активной помехоустойчивости, были также достаточно детально изложены в гл. 5.

В заключение необходимо заметить, что комплексное использование активных и пассивных методов обеспечения помехоустойчивости дает возможность получить у систем передачи информации наилучшие показатели по безошибочности их работы.

7-4. Методы и технические средства обеспечения активной помехоустойчивости цифровых систем с циклической синхронизацией

При построении различных систем передачи информации их активная помехоустойчивость может быть обеспечена применением следующих технических средств: вторичного (защитного или защитно-разделительного) кодирования; временной отсечки; первичных и вторичных корректирующихся кодов; принципов повторения кодов.

а) **Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие вторичное (защитное) кодирование.** Защитное кодирование состоит в использовании вторичных позиционно-импульсных

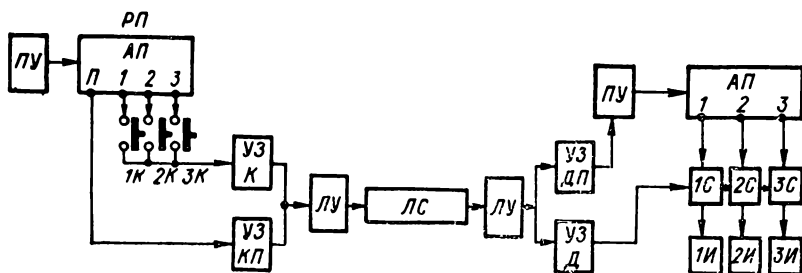


Рис. 7-11. Структурная схема системы передачи информации с защитным кодированием и с многотактными кодирующими и декодирующими устройствами по основному коду

ных или частотно-импульсных кодов, которые дают возможность с помощью одноктактных декодирующих устройств отделить кодовые элементы основного кода от импульсов помехи. По структуре кодирующие и декодирующие устройства, используемые для формирования и выявления позиционно-импульсного основного кода, могут быть многотактными и одноктактными. Работоспособность систем с многотактным формированием и выявлением основного кода может быть обеспечена только в том случае, когда с помощью защитного кодирования удастся уменьшить интенсивность случайной помехи по основному коду до величины, при которой (гл. 5) возможна безошибочная работа систем передачи информации с циклической синхронизацией.

Применение одноктактных кодирующих и декодирующих устройств для формирования и выявления позиционно-импульсного основного кода дает возможность обеспечить их работоспособность при повышенной интенсивности случайной помехи.

Рассмотрим основные структурные схемы этой группы систем передачи информации.

Структурная схема первой разновидности кодирующего и декодирующего устройства, использующего защитное кодирование и позиционно-импульсный основной код, показана на рис. 7-11. При-

веденная схема, кроме уже известных элементов, необходимых для формирования основного позиционно-импульсного кода, имеет следующие дополнительные устройства; в схеме распорядительного пункта — два однотактных устройства, обеспечивающих защитное кодирование пускового элемента УЗКП и рабочих элементов основного кода УЗК; в схеме исполнительного пункта — два однотактных устройства, обеспечивающих защитное декодирование пускового элемента УЗДП и рабочих элементов основного кода УЗД.

Вторая разновидность кодирующего и декодирующего устройства, использующего защитное кодирование и позиционно-импульсный основной код, приведена на рис. 7-12. Отличительная особенность этой системы передачи информации состоит в использовании

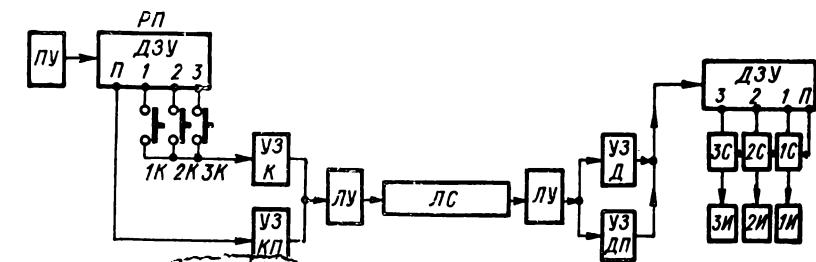


Рис. 7-12. Структурная схема системы передачи информации с защитным кодом и с однотактными кодирующими и декодирующими устройствами по основному коду

однотактных кодирующих и декодирующих устройств для выявления и формирования основного кода. Применение однотактного декодирующего устройства дает возможность увеличить разрешающую способность приемного устройства и улучшить активную помехоустойчивость системы передачи информации. Однако рассмотренные структурные формы приемного устройства не позволяют получить наибольшую разрешающую способность, так как она ограничивается формирующими элементами, используемыми на выходе защитных декодирующих устройств.

Третья разновидность кодирующего и декодирующего устройства, использующего защитное кодирование и позиционно-импульсный основной код, приведена на рис. 7-13. Данная разновидность имеет отличную от ранее рассмотренных схем структуру.

В схеме распорядительного пункта характерным является использование пускового устройства ПУ, формирующего одиночный импульс для пуска системы; комплекта динамических запоминающих устройств ДЗУ₁, ДЗУ₂, ДЗУ₃ и ДЗУ₄, осуществляющих однотактное формирование основного и защитных кодов; комплекта усилителей ВУ₁, ВУ₂ и ВУ₃, обеспечивающих одинаковый уровень пускового импульса на входе каждого динамического запоминающего устройства; комплекта ключей управления 1К, 2К, 3К,

обеспечивающих формирование рабочих элементов основного кода, и линейного устройства ЛУ, обеспечивающего формирование каждого кодового элемента и выдачу его в линию.

В схеме исполнительного пункта характерным является использование линейного устройства ЛУ, принимающего кодовые элементы из линии; комплекта динамических запоминающих устройств ДЗУ₁, ДЗУ₂, ДЗУ₃ и ДЗУ₄, осуществляющих однотактное выявление защитных кодов и основного кода; комплекта усилителей ВУ₁, ВУ₂ и ВУ₃, обеспечивающих одинаковый уровень сигналов на входе каждого динамического запоминающего устройства; комплекта схем совпадений ПСЗ, 1СЗ, 2СЗ и 3СЗ, выявляющих защитные коды; комплекта схем совпадения 1С, 2С и 3С, обеспечивающих выявление элементов основного кода; комплекта исполнительных элементов 1И, 2И, 3И, фиксирующих принятые сообщения. Основным достоинством рассматриваемой структурной схемы является ее большая разрешающая способность, позволяющая получить наилучшие показатели помехоустойчивости.

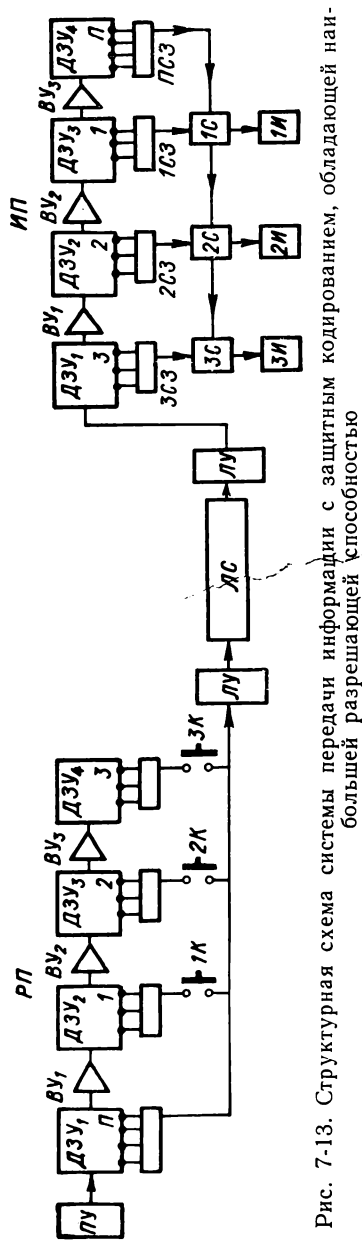


Рис. 7-13. Структурная схема системы передачи информации с защитным кодированием, обладающей наибольшей разрешающей способностью

б) Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие вторичное защитно-разделительное кодирование. Особенностью этой группы систем передачи информации является использование нескольких рабочих защитных кодов, которые могут быть использованы, как кодовые сигнальные признаки или как кодовые каналы. Структурные схемы, иллюстрирующие различные структурные формы этой разновидности систем передачи информации, рассмотрены ниже.

На рис. 7-14 приведена структурная схема системы передачи информации, использующей защитно-разделительное кодирование, которое дает возможность с помощью однотактных декодирующих устройств отделить элементы кода от помехи и с помощью

кодовых сигнальных признаков или кодовых каналов увеличить число передаваемых сообщений. Применение многотактных кодирующих и декодирующих устройств для формирования и выявления основного кода дает возможность иметь наиболее простую общую структуру системы передачи информации. Однако безошибочная работа такой системы передачи информации может быть обеспечена только в том случае, когда с помощью защитно-разделительного кодирования удастся уменьшить интенсивность случайной помехи по основному коду до величины $T_0/T_{с.п} \ll 1$.

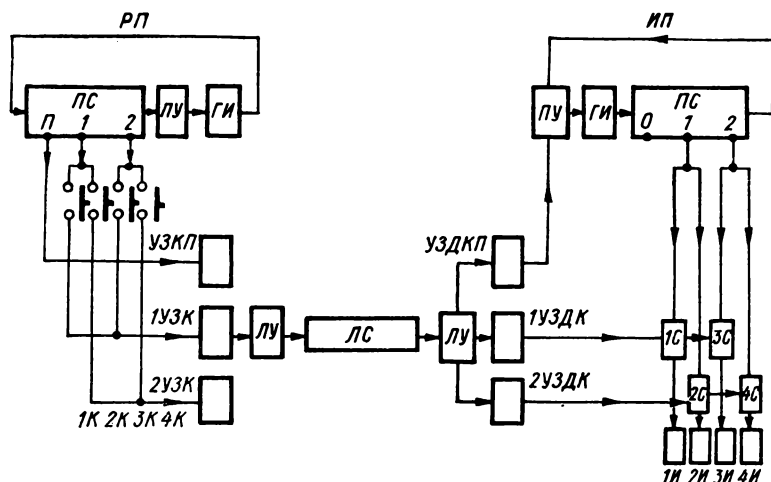


Рис. 7-14. Структурная схема системы передачи информации с защитно-разделительным кодированием, использующей многотактные кодирующие и декодирующие устройства для выявления основного кода

На рис. 7-15 соответственно приведена структурная схема системы передачи информации, использующей защитно-разделительное кодирование и одноктактные кодирующие и декодирующие устройства для формирования и выявления основного кода. Применение такой системы передачи информации дает возможность осуществить приемное устройство, обладающее наибольшей разрешающей способностью и, следовательно, повышенной активной помехоустойчивостью по сравнению со схемой, приведенной на рис. 7-14.

в) Применение временной отсечки в цифровых системах передачи телемеханической информации с циклической синхронизацией. В системах передачи информации с циклической синхронизацией временная отсечка получила наиболее широкое применение и ее использование обуславливает их более высокую активную помехоустойчивость.

Наибольшая активная помехоустойчивость за счет минимального времени отсечки обеспечивается в системах с одноктактным декодированием первичного и вторичного кодов.

Осуществление временной отсечки в системах передачи информации с позиционно-импульсными кодами не требует применения дополнительных элементов, так как эту функцию могут выполнять элементы переключателей, автопереключателей и динамических запоминающих устройств. Значение временной отсечки для обеспечения активной помехоустойчивости избирательных систем с циклической синхронизацией иллюстрируется рис. 7-16.

На рис. 7-16, а приведен позиционно-импульсный код без временной отсечки по основному коду. Как видно из рисунка, после

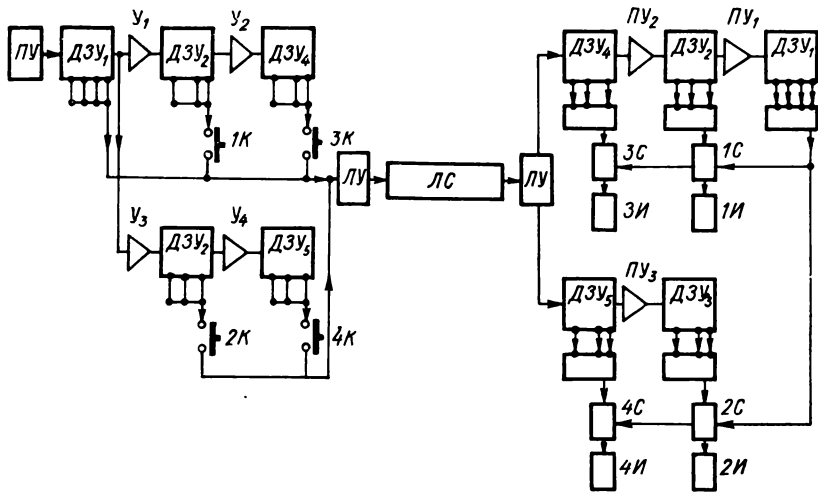


Рис. 7-15. Структурная схема системы передачи информации с защитно-разделительным кодированием, обладающей наибольшей разрешающей способностью

правильного приема пускового элемента декодирующее устройство основного кода открывается на время T_6 , в течение которого правильный прием кода может быть нарушен от воспроизведения случайной импульсной помехой дополнительного защитного кода на одной из свободных временных позиций основного кода. Активная помехоустойчивость такой системы обеспечивается только применением одноканальных кодирующих и декодирующих устройств с временной отсечкой $t_{отс}$ для формирования и выявления защитных кодов.

На рис. 7-16, б приведен позиционно-импульсный код с защитным кодированием и с временной отсечкой по первичному и вторичному кодам. Его отличительной особенностью является использование временной отсечки $T_{отс}$ по основному коду, которая уменьшает вероятность воспроизведения дополнительного защитного кода на свободной временной позиции, так как $T_{отс} \ll T_6$. Активная помехоустойчивость такой избирательной системы обеспечивается

как защитным кодированием, так и временной отсечкой по основному коду.

Приведенные позиционно-импульсные коды получили применение в системах передачи информации, использующих многотактные кодирующие и декодирующие устройства для формирования и выявления основного кода.

На рис. 7-16, а приведен позиционно-импульсный код с защитным кодированием и общей временной отсечкой $t_{отс}$ по первичному

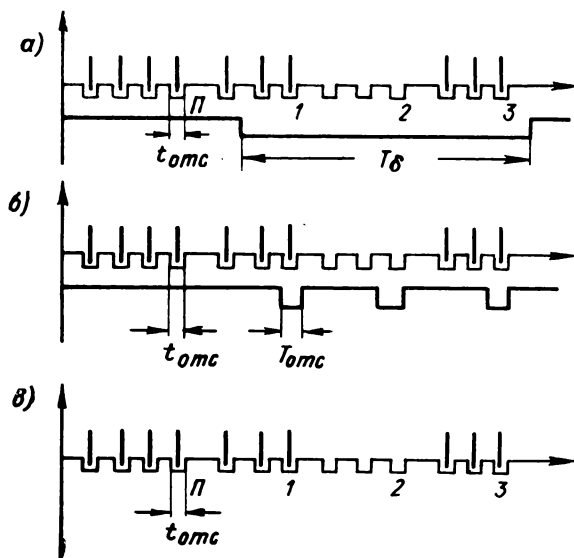


Рис. 7-16. Позиционно-импульсные коды с защитным кодированием без применения временной отсечки для повышения активной помехоустойчивости

и вторичному кодам. Этот тип кода имеет наименьшую вероятность воспроизведения дополнительного элемента на свободной временной позиции, так как $t_{отс} < T_{отс}$. Активная помехоустойчивость такого типа системы передачи информации обеспечивается защитным кодированием, временной отсечкой по первичному и вторичному кодам и большой разрешающей способностью одготактных кодирующих и декодирующих устройств, используемых для формирования и выявления защитных и основных кодов.

Аналогичными путями может быть также повышена активная помехоустойчивость систем передачи информации, использующих защитно-разделительное кодирование.

г) **Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие принцип повторения кодов.** Различные методы повторения кодов, которые могут быть применены также в системах

передачи информации с циклической синхронизацией и с вторичным кодированием, были рассмотрены в гл. 5.

Применение любого принципа повторения кодов дает возможность уменьшить вероятность ошибки и повысить активную помехоустойчивость рассматриваемой группы систем передачи информации.

7-5. Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие первичные и вторичные корректирующиеся и самосинхронизирующиеся коды

В системах передачи информации с позиционно-импульсным первичным и вторичным кодами можно применить обе разновидности корректирующихся кодов, подробно рассмотренных в гл. 6 и 7.

Применение первичных и вторичных корректирующихся и самосинхронизирующихся кодов дает возможность значительно повысить активную помехоустойчивость исследуемой группы систем передачи информации, а также обеспечить необходимую пассивную помехоустойчивость, сводя до минимума вероятность преобразования одного передаваемого сообщения в другое.

Для иллюстрации изложенных положений рассмотрим построение цифровой системы передачи телемеханической информации, использующей первичный корректирующийся код с основанием $K=3$ без пускового элемента и вторичные защитно-разделительные коды.

Одна из кодовых комбинаций рассматриваемой системы приведена на рис. 7-17. Из рисунка видно, что у четырехэлементного первичного кода символы расположены на неравных и некрatных временных промежутках ($t_1 \neq t_2 \neq t_3$), и каждый элемент первичного кода кодируется вторично двумя различными защитными кодами. Применение первичного кода с неравными и некрatными временными промежутками дает возможность при декодировании на ДЗУ осуществить самосинхронизацию без применения специального пускового элемента.

Каждый из двух защитных кодов является корректирующимся кодом с несколькими параллельными цепями для выявления каждой кодовой комбинации (см. § 7-3 и рис. 7-9).

Структурная схема одноканального декодирующего устройства приведена на рис. 7-18. Схема состоит из следующих элементов: линейного устройства ЛУ; двух одноканальных декодирующих устройств ДКЗ₁ и ДКЗ₂, обеспечивающих выявление первого и второго корректирующихся защитных кодов; контрольного устройства КУ, исключающего одновременное выявление двух защитных кодов; запирающих устройств ЗУ₁ и ЗУ₂, предупреждающих поступ-

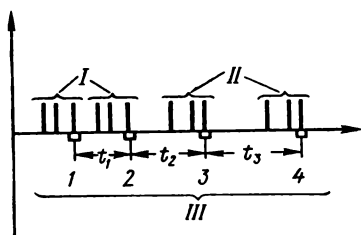


Рис. 7-17. Кодовая комбинация трoичного самосинхронизирующегося и корректирующегося кода

ление импульсов в декомбинаторы при одновременном выявлении двух кодовых сигнальных признаков; динамических задерживающих устройств ДЗУ₁ и ДЗУ₂, одновременно выявляющих кодовые элементы двух двоичных кодов; декомбинаторных схем с рабочими и защитными элементами ДК₁ и ДК₂, обеспечивающих выявление кодовых комбинаций двух двоичных кодов. Рассматриваемое декодирующее устройство обеспечивает выявление троичного корректирующегося кода на одно сочетание, число комбинаций которого при $n = 4$ и $n_n = 2$ определяется по формуле:

$$M = \binom{n}{n_n}_k = \binom{4}{2}_k = 6,$$

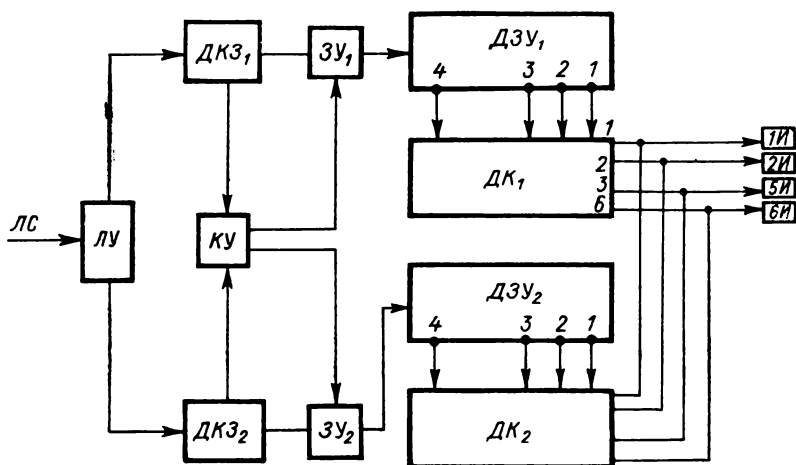


Рис. 7-18. Структурная схема одноканального декодирующего устройства, обеспечивающего выявление самосинхронизирующегося троичного корректирующегося кода

где n — общее число элементов кода; n_n — число избирающих элементов кода; k — характеризует использование кодовых комбинаций только с кодовыми сигнальными признаками.

Для четырехэлементного троичного позиционно-кодо-импульсного кода будем иметь кодовые комбинации:

1 1 2 2 — 1	2 1 1 2 — 4
1 2 1 2 — 2	2 1 2 1 — 5
1 2 2 1 — 3	2 2 1 1 — 6

В результате разбиения троичного кода получим два двоичных кода, которые раздельно выявляются декомбинаторами ДК₁ и ДК₂:

1 1 0 0	0 0 2 2
1 0 1 0	0 2 0 2
1 0 0 1	0 2 2 0

0 1 1 0	2 0 0 2
0 1 0 1	2 0 2 0
0 0 1 1	2 2 0 0

Работу декодирующего устройства можно рассмотреть на примере выявления кода № 2 1212, подвергающегося искажению под воздействием импульсов помехи, вызывающих подавление защитных кодов или подавление одного защитного кода и подделку другого. Возможные искажения кода при одной и двух ошибках приведены ниже:

	1212		1212		
Искажение кода при одной ошибке	{	0212	{	0012	
		1012		1002	
		1202		1200	
		1210		0210	
		Искажение кода при двух ошибках		{	1010
					0202
					2212
					1112
					1222
					1211
	1010		0202		
Двоичные коды при одной ошибке	{	0010	0202		
		1010	0002		
		1000	0202		
		1010	0200		
Двоичные коды при двух ошибках	{	0010	0002		
		1000	0002		
		1000	0200		
		0010	0200		
		1010	0000		
		0000	0202		
		0010	2202		
		1110	0002		
		1000	0222		
1011	0200				

Видно, что при любом одиночном искажении кодовые комбинации будут правильно выявляться одним из двух двоичных декоди-

наторов ДК₁ или ДК₂; при этом второй декомбинатор будет обеспечивать защитный отказ. Таким образом, одиночная ошибка будет корректироваться. При наличии двух ошибок оба декомбинатора обеспечивают защитный отказ в восьми случаях из десяти и в двух случаях осуществляют коррекции двух ошибок. В этих двух случаях две ошибки возникают в одном из двух двоичных кодов, другой двоичный код принимается без искажения.

Из приведенного примера видно, что декодирующее устройство обеспечивает выявление самосинхронизирующегося трюичного кода с коррекцией ошибок при воздействии случайной помехи большой интенсивности.

Рассмотренный вариант не является единственно возможным, однако он достаточно убедительно показывает те пути и технические средства, которые могут быть использованы при построении цифровых систем передачи информации, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи большой интенсивности.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В зависимости от интенсивности случайной импульсной помехи помехоустойчивость цифровых систем передачи информации обеспечивается применением кодов определенных типов, различных структурных форм кодирующих и декодирующих устройств и использованием определенного комплекса технических средств.

В цифровых системах, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи малой интенсивности, помехоустойчивость обеспечивается применением параметрических или позиционных кодов, обнаруживающих ошибки, в сочетании с различными способами дублирования. Эта группа систем передачи информации также характеризуется использованием кодирующих и декодирующих устройств с многотактной структурной формой.

В системах, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи средней интенсивности, помехоустойчивость обеспечивается применением позиционных кодов (в том числе кольцевых и циклических кодов с различным основанием), обнаруживающих и исправляющих ошибки, в сочетании с принципом последовательного каскадного кодирования и различными способами дублирования. Применение последовательного каскадного кодирования дает возможность с помощью простых технических средств осуществить обнаружение и исправление большого числа ошибок. Эта группа систем передачи информации также использует кодирующие и декодирующие устройства с многотактной структурой. Для рассматриваемой группы является характерным применение синхронизирующих пусковых кодов, обнаруживающих и исправляющих ошибки.

В системах, предназначенных для работы в условиях воздействия случайной импульсной помехи большой интенсивности, помехоустойчивость обеспечивается применением параллельного защитного каскадного кодирования, которое дает возможность уменьшить интенсивность случайной импульсной помехи по основному (первичному) коду до значения малой или средней интенсивности. В дальнейшем декодирование основного кода осуществляется известными техническими средствами, которые используются при действии помехи малой и средней интенсивности. В этом случае вторичные (защитные) коды формируются и выявляются с помощью кодирующих и декодирующих устройств с одноканальной структурной формой, а основные (первичные) коды формируются и выявляются кодирующими и декодирующими устройствами с многоканальной структурной формой.

Дальнейшее повышение помехоустойчивости данной группы систем может быть обеспечено применением одноканальных кодирующих и декодирующих устройств для формирования и выявления как первичных, так и вторичных кодов. Применение одноканальных кодирующих и декодирующих устройств во всех каскадах дает возможность относительно простыми техническими средствами перейти к самосинхронизирующимся кодам.

Важным дополнительным техническим средством, обеспечивающим повышение помехоустойчивости всех трех групп цифровых систем передачи телемеханической информации, является использование кодов с символом стирания. Применение символа стирания дает возможность улучшить показатели помехоустойчивости различных кодов и уменьшить трансформации передаваемых сообщений.

Изложенные материалы показывают, что помехоустойчивость используемых кодов в большей степени зависит от тех технических средств, с помощью которых осуществляются их реализация, а в отдельных случаях технические средства могут играть определяющую роль, например, в цифровых системах передачи информации, работающих в условиях воздействия случайной импульсной помехи большой интенсивности.

Содержание монографии показывает, что проектировщики цифровых систем передачи телемеханической информации в настоящее время располагают большим арсеналом различных методов и комплексов технических средств, которые дают возможность реализовать системы, способные обеспечить помехоустойчивую передачу сообщений при воздействии случайной импульсной помехи различной интенсивности.

ПРИЛОЖЕНИЕ

Таблица неприводимых многочленов для некоторых значений
числа контрольных элементов κ

$$\kappa = 1$$

$$K + 1 \approx 11$$

$$\kappa = 2$$

$$K^2 + K + 1 \approx 111$$

$$\kappa = 3$$

$$K^3 + K + 1 \approx 1011$$

$$K^3 + K^2 + 1 \approx 1101$$

$$\kappa = 4$$

$$K^4 + K + 1 \approx 10011$$

$$K^4 + K^3 + 1 \approx 11001$$

$$K^4 + K^3 + K^2 + K + 1 \approx 11111$$

$$\kappa = 5$$

$$K^5 + K^2 + 1 \approx 100101$$

$$K^5 + K^3 + 1 \approx 101001$$

$$K^5 + K^3 + K^2 + K + 1 \approx 101111$$

$$K^5 + K^4 + K^2 + K + 1 \approx 110111$$

$$K^5 + K^4 + K^3 + K + 1 \approx 111011$$

$$K^5 + K^4 + K^3 + K^2 + 1 \approx 111101$$

$$\kappa = 6$$

$$K^6 + K + 1 \approx 1000011$$

$$K^6 + K^3 + 1 \approx 1001001$$

$$K^6 + K^4 + K^2 + K + 1 \approx 1010111$$

$$K^6 + K^4 + K^3 + K + 1 \approx 1011011$$

$$K^6 + K^5 + 1 \approx 1100001$$

$$K^6 + K^5 + K^2 + K + 1 \approx 1100111$$

$$K^6 + K^5 + K^3 + K^2 + 1 \approx 1101101$$

$$K^6 + K^5 + K^4 + K + 1 \approx 1110011$$

$$K^6 + K^5 + K^4 + K^2 + 1 \approx 1110101$$

Литература

1. Барсуков Ф. И., Максимов В. М. Радиотелеметрия. Воениздат, 1962.
2. Под редакцией Багдади Е. Дж. Лекции по теории систем связи. «Мир», 1964.
3. Под редакцией Брейборта А. Я. Ламповые схемы для измерения времени, ч. 2. «Советское радио», 1951.
4. Бенжаминов Р. Анализ радиогидролокационных сигналов. Воениздат, 1969.
5. Бриллюэн Л. Наука и теория информации. Физматгиз, 1960.
6. Боев Г. П. Теория вероятности. Физматгиз, 1950.
7. Возенкрафт Дж., Джекобс И. Теоретические основы техники связи. «Мир», 1969.
8. Возенкрафт Дж., Рейфен Б. Последовательное декодирование. Изд-во иностр. лит., 1963.
9. Вудворт Ф. М. Теория вероятностей и теория информации с применением в радиолокации. «Советское радио», 1965.
10. Гнеденко Б. В. Курс теории вероятностей. Физматгиз, 1961.
11. Голдман С. Теория информации. Изд-во иностр. лит., 1957.
12. Гуров В. С., Емельянов Г. А., Етрухин Н. Н. Передачи дискретной информации и телеграфии. «Связь», 1969.
13. Долуханов М. П. Введение в теорию передачи информации по электрическим каналам связи. Связьиздат, 1955.
- ✓ 14. Дроздов Е. А., Пятибратов А. П. Автоматическое преобразование и кодирование информации. «Советское радио», 1964.
15. Ильин В. А. Телеконтроль и телеуправление рассредоточенными объектами. Госэнергоиздат, 1963.
16. Ильин В. А. Телеконтроль и телеуправление. «Энергия», 1969.
17. Катков Ф. А. Многочастотные узкополосные системы телеуправления. Изд-во технической литературы УССР, 1960.
18. Катков Ф. А. Телеуправление. Изд-во технической литературы УССР, 1963.
19. Корф С. Счетчики электронов и ядерных частиц. Изд-во иностр. лит., 1950.
20. Котов П. А. Повышение достоверности передачи цифровой информации. «Связь», 1966.
21. Лосев Д. П., Полисар Г. Л., Филимонов Ю. П. Элементы и узлы бесконтактных телемеханических устройств. Судпромгиз, 1962.
22. Люис В. Б. Методы электрического счета альфа- и бета-частиц. Гостехиздат, 1949.
23. Малов В. С. Телемеханика в энергетических системах. Госэнергоиздат, 1955.
24. Мамиконов А. Г., Гешелин М. Г. Телемеханика в нефтяной и газовой промышленности. Гостоптехиздат, 1961.
- ✗ 25. Мешковский К. А., Кириллов Н. С. Кодирование в технике связи. «Связь», 1966.
26. Месси Дж. Пороговое декодирование в технике связи. «Мир», 1966.
27. Немировский М. С. Помехоустойчивость радиосвязи. «Энергия», 1966.
28. Никольс М. Х., Раух Л. Л. Радиотелеметрия. Изд-во иностр. лит., 1958.

29. Новик Д. А. Эффективное кодирование. «Энергия», 1965.
30. Петрович Н. Т., Козырев А. В. Генерирование и преобразование электрических импульсов. «Советское радио», 1954.
31. Петрович Н. Т., Размахин М. К. Системы связи с шумоподобными сигналами. «Советское радио», 1969.
32. Питерсон У. Коды, исправляющие ошибки. «Мир», 1964.
33. Реймонт Ф. Автоматика переработки информации. Физматгиз, 1961.
34. Самойленко С. И. Помехоустойчивое кодирование. «Наука», 1966.
35. Под редакцией Сотскова В. С. и Малова В. С. Промышленная телемеханика. «Энергия», 1966.
36. Райнес Р. Л., Горяинов О. А. Телеуправление. «Энергия», 1965.
37. Теплов Н. Л. Помехоустойчивость систем передачи дискретной информации. «Связь», 1964.
38. Тепляков И. И. Радиотелеметрия. «Советское радио», 1966.
39. Тихонов В. И. Статистическая радиотехника. «Советское радио», 1966.
40. Типугин В. Н., Вейцель В. А. Радиоуправление. «Советское радио», 1962.
41. Удалов А. П., Супрун Б. А. Избыточное кодирование при передаче информации двоичными кодами. «Связь», 1964.
42. Фано Р. Передача информации. Статистическая теория связи. «Мир», 1965.
43. Францис Т. А., Янбых Г. Ф. Избыточность в электронных дискретных устройствах. «Энергия», 1969.
44. Финк Л. М. Теория передачи дискретных сообщений. «Советское радио», 1963.
45. Харкевич А. А. Очерки общей теории связи. Гостехтеоретиздат, 1955.
46. Харкевич А. А. Теоретические основы радиосвязи. Гостехтеоретиздат, 1957.
47. Харкевич А. А. Борьба с помехами. Физматгиз, 1963.
48. Шляпоберский В. И. Элементы дискретных систем связи. Воениздат, 1965.
- ✓ 49. Шастова Г. А. Кодирование и помехоустойчивость передачи телемеханической информации. «Энергия», 1966.
50. Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетики. Изд-во иностр. лит., 1963.
51. Юргенсон Р. И. Синтез кодирующих и декодирующих устройств телемеханики дискретного действия. ЛЭТИ им. В. И. Ульянова (Ленина), 1959.
52. Юргенсон Р. И. Передача информации и методы борьбы с помехами в телемеханике. Ч. I. ЛЭТИ им. В. И. Ульянова (Ленина), 1968.
53. Юргенсон Р. И., Васильев В. И. Телемеханика. НЭТИ, 1969.
54. Юргенсон Р. И. Троичные корректирующиеся коды, исправляющие одну ошибку и обнаруживающие две ошибки, и их схемная реализация. Известия ЛЭТИ им. В. И. Ульянова (Ленина), вып. III, 1964.
55. Юргенсон Р. И. Помехоустойчивость и надежность цифровых систем передачи телемеханической информации — современное состояние и пути дальнейшего развития. Известия ЛЭТИ им. В. И. Ульянова (Ленина), вып. 90, 1969.
56. Янбых Г. Ф. Циклическое кодирование в системах управления и связи. Труды Рижского института инженеров гражданского воздушного флота им. Ленинского комсомола, вып. 31, 1963.

Оглавление

Предисловие	3
Глава первая. Основные понятия и определения	6
1-1. Цифровая система передачи информации и ее элементы	—
1-2. Линия связи и канал связи	7
1-3. Дискретное сообщение, система счисления и перевод из одной системы счисления в другую	8
1-4. Графы и их применение для рассмотрения свойств кодов по помехоустойчивости	11
1-5. Принципы модуляции и их характеристика	16
1-6. Символы для обозначения логических элементов кодирующих и декодирующих устройств и их реализация	25
1-7. Принципы многократного использования линий связи и их применение в цифровых системах передачи телемеханической информации	30
1-8. Классификация кодов, используемых в цифровых системах передачи телемеханической информации	38
Глава вторая. Общие соображения по оценке и обеспечению помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации	47
2-1. Типы помех и их характеристика	—
2-2. Вероятностные критерии оценки помехоустойчивости систем передачи информации	51
2-3. Понятие «кодовый переход» и зависимость свойств кодов от значений d , s и r	53
2-4. Избыточное кодирование при передаче информации двоичными кодами	54
2-5. Избыточное кодирование при передаче информации троичными кодами	64
2-6. Избыточное кодирование при передаче информации кодами с основанием $K > 3$	69
2-7. Некоторые специальные разновидности избыточных кодов с основанием $K > 3$	72
2-8. Коды с различным основанием при использовании зоны стирания	75
2-9. Кольцевые коды	83
2-10. Циклические коды	93
2-11. Каскадные коды	102
2-12. Принципы дублирования	114
2-13. Классификация цифровых систем передачи информации по помехоустойчивости	116
Глава третья. Структурные формы кодирующих и декодирующих устройств с многотактным формированием и выявлением кодовых элементов	117
3-1. Общие соображения	—
3-2. Типы сигнальных признаков и принципы формирования параллельных каналов на одной линии связи	118
3-3. Принципы формирования временных каналов на одной линии связи в многотактных кодирующих и декодирующих устройствах	120

3-4.	Построение декомбинаторных схем в декодирующих устройствах с многотактным выявлением кодовых элементов	127
3-5.	Структурные формы кодирующих и декодирующих устройств с шаговой синхронизацией, использующих общие элементы для формирования временных каналов и для образования и выявления кодовых комбинаций	130
3-6.	Структурные формы кодирующих и декодирующих устройств с циклической (стартстопной) синхронизацией, использующих регистры сдвига	133
<i>Глава четвертая. Структурные формы кодирующих и декодирующих устройств с однотоактным формированием и выявлением кодовых элементов</i>		136
4-1.	Общие соображения	—
4-2.	Типы сигнальных признаков и принципы формирования параллельных каналов на одной линии связи	137
4-3.	Принципы формирования временных каналов на одной линии связи в однотоактных кодирующих и декодирующих устройствах	139
4-4.	Построение декомбинаторных схем в декодирующих устройствах с однотоактным выявлением кодов	142
<i>Глава пятая. Методы обеспечения помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи малой интенсивности</i>		143
5-1.	Общие соображения	—
5-2.	Оценка помехоустойчивости цифровых систем, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи малой интенсивности	144
5-3.	Методы и технические средства обеспечения пассивной помехоустойчивости цифровых систем с шаговой синхронизацией	145
5-4.	Параметрические коды, обнаруживающие одну или несколько ошибок при комплексном использовании различных технических средств обеспечения пассивной помехоустойчивости	155
5-5.	Методы и технические средства обеспечения пассивной помехоустойчивости цифровых систем с циклической (стартстопной) синхронизацией	159
5-6.	Позиционные коды, обнаруживающие одну или несколько ошибок при комплексном использовании различных технических средств обеспечения пассивной помехоустойчивости	169
5-7.	Избыточный самосинхронизирующийся код, обнаруживающий ошибки в системах передачи информации с частотно-импульсным кодом, использующим смену неповторяющихся частотных сигнальных признаков	171
5-8.	Методы обеспечения активной помехоустойчивости цифровых систем с шаговой и циклической синхронизацией	173
<i>Глава шестая. Методы обеспечения помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи средней интенсивности</i>		175
6-1.	Общие соображения	—
6-2.	Оценка помехоустойчивости цифровых систем, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи средней интенсивности	177
6-3.	Двоичные, троичные и четверичные корректирующиеся коды, обеспечивающие обнаружение и исправление ошибок	178
6-4.	Корректирующиеся коды, обнаруживающие две ошибки и исправляющие одну ошибку и использующие зону стирания	194

6-5. Циклические двоичные и трюичные корректирующиеся коды, обнаруживающие и исправляющие ошибки	197
6-6. Корректирующиеся коды, использующие несколько параллельных цепей при выявлении каждого кодового элемента	205
6-7. Синхронизирующие (пусковые) коды, обнаруживающие и исправляющие ошибки	210
<i>Глава седьмая. Методы обеспечения помехоустойчивости цифровых систем передачи телемеханической информации, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи большой интенсивности</i>	<i>214</i>
7-1. Общие соображения	—
7-2. Оценка помехоустойчивости цифровых систем, предназначенных для работы в условиях действия случайной импульсной помехи большой интенсивности	215
7-3. Методы и технические средства обеспечения активной помехоустойчивости цифровых систем с шаговой синхронизацией	223
7-4. Методы и технические средства обеспечения активной помехоустойчивости цифровых систем с циклической синхронизацией	234
7-5. Цифровые системы передачи телемеханической информации, использующие первичные и вторичные корректирующиеся и самосинхронизирующиеся коды	240
Заключение	243
Приложение	245
Литература	246



ИЗДАТЕЛЬСТВО „ЭНЕРГИЯ“

**ГОТОВЯТСЯ К ИЗДАНИЮ
СЛЕДУЮЩИЕ КНИГИ:**

Бессонов А. А. Прогнозирование характеристик надежности автоматических систем при проектировании. Объем 12 л.

В книге излагаются инженерные методы прогнозирования характеристик надежности автоматических управляющих систем при проектировании. Она содержит примеры проектирования надежных следящих систем. Методы количественной оценки надежности проектируемых систем разработаны и доведены до инженерных расчетов. Книга предназначена для инженеров, проектирующих автоматические системы, преподавателей, аспирантов и студентов.

Методы теории чувствительности в задачах автоматического управления. Объем 22 л. Авторы: Розенвассер Е. Н., Юсупов Р. М., Городецкий В. И. и др.

Книга посвящена прикладным задачам теории чувствительности — использованию методов этой теории для исследования устойчивости, точности, надежности автоматических систем, а также для разработки методик контроля.

