

Министерство образования Республики Беларусь  
Учреждение образования  
«Белорусский государственный университет  
информатики и радиоэлектроники»

Факультет информационных технологий и управления

Кафедра систем управления

**Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко**

***ТЕЛЕМЕХАНИКА.  
СИСТЕМЫ КОНТРОЛЯ И УПРАВЛЕНИЯ***

*Допущено Министерством образования Республики Беларусь  
в качестве учебного пособия для студентов учреждений высшего образования  
по специальности «Информационные технологии  
и управление в технических системах»*

В двух частях

Часть 2

Минск БГУИР 2020

УДК 621.398(075.8)  
ББК 32.968я73  
С65

Рецензенты:

кафедра телекоммуникационных систем  
учреждения образования «Белорусская государственная академия связи»  
(протокол №10 от 02.05.2019);

доцент кафедры информационно-измерительной техники и технологии  
Белорусского национального технического университета  
кандидат физико-математических наук, доцент К. Л. Тявловский

**Сорока, Н. И.**

С65 Телемеханика. Системы контроля и управления : учеб. пособие.  
В 2 ч. Ч. 2 / Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко. – Минск : БГУИР, 2020. –  
С. 177–402 : ил.  
ISBN 978-985-543-545-8 (ч. 2).

Рассмотрены методы расширения спектра частот передаваемых сообщений, псевдослучайные последовательности и примеры применения широкополосных сигналов на практике, многочастотные способы модуляции и треллис-кодирование, позволяющие повысить качество работы систем передачи цифровой информации, системы с информационной и решающей обратными связями, методы перемежения, позволяющие устранить подавления полезного сигнала пакетом помех, линейные коды для передачи по последовательным каналам связи, а также передача данных с использованием скремблера и дескремблера, позволяющим сформировать определенный кодовый рисунок, вопросы помехоустойчивости передачи дискретных сообщений, принципы построения идеального приемника Котельникова. Приведены выражения для расчета параметра, характеризующего потенциальную помехоустойчивость кодовых сообщений, систем с обратными связями, вопросы помехоустойчивости передачи непрерывных сообщений.

Предназначено для студентов специальности «Информационные технологии и управление в технических системах», может быть полезно магистрантам, аспирантам и специалистам, занимающимся проектированием, созданием и эксплуатацией телемеханических комплексов и систем передачи цифровой информации.

Издано в двух частях. Часть 2 издания включает разделы 8–15 учебного пособия, список использованных источников к ним, приложения.

Табл. : 12. Ил. : 101. Прил. : 2. Библиогр. : 50.

**УДК 621.398(075.8)**  
**ББК 32.968я73**

**ISBN 978-985-543-545-8 (ч. 2)**  
**ISBN 978-985-543-543-4**

© Сорока Н. И., Кривинченко Г. А., 2020  
© УО «Белорусский государственный  
университет информатики  
и радиоэлектроники», 2020

## СОДЕРЖАНИЕ

8 Широкополосные сигналы.....	181
8.1 Основные понятия .....	181
8.2 Методы расширения спектра частот передаваемых сообщений .....	184
8.2.1 Прямое расширение спектра .....	184
8.2.2 Программная перестройка рабочей частоты .....	188
8.2.3 Программная перестройка временного положения импульсных сигналов .....	192
8.3 Псевдослучайные последовательности .....	194
8.3.1 Требования, предъявляемые к ПСП .....	194
8.3.2 <i>M</i> -последовательности .....	195
8.3.3 Последовательность Гоулда ( <i>Q</i> -последовательности) .....	205
8.3.4 Последовательности Касами ( <i>K</i> -последовательности).....	207
8.3.5 Кодовые последовательности Баркера.....	209
8.3.6 Последовательности Уолша .....	209
8.3.7 Сигналы на основе явления динамического хаоса .....	217
8.4 Примеры применения сложных сигналов в цифровых системах передачи данных .....	218
8.4.1 Применение сложных сигналов в многолучевых каналах .....	218
8.4.2 Применение широкополосных сигналов для борьбы с помехами....	221
8.4.3 Применение сложных сигналов для улучшения эффективности использования отведенного диапазона частот .....	222
8.4.4 Скрытность системы связи .....	225
8.4.5 Кодовое разделение абонентов .....	226
8.4.6 Измерение координат подвижных объектов .....	235
8.4.7 Электромагнитная совместимость.....	236
9 Многочастотные способы модуляции. Треллис-модуляция.....	238
9.1 <i>DMT</i> -модуляция .....	238
9.2 <i>OFDM</i> -модуляция.....	240
9.3 Треллис-модуляция .....	240
9.4 Треллис-кодирование <i>4D/PAM-5</i> .....	244
10 Системы передачи цифровой информации с обратной связью .....	249
10.1 Классификация систем с обратной связью .....	249
10.2 Система с РОС и ожиданием решающего сигнала (РОС-ОЖ).....	250
10.3 Автоматический запрос повторной передачи с возвращением на <i>h</i> блоков.....	255
10.4 Автоматический запрос повторной передачи с селективным повторением .....	256
10.5 Системы передачи цифровой информации с ИОС .....	257
10.6 Сравнение систем передачи цифровой информации с РОС-ОЖ и ИОС....	262
10.7 Сравнение эффективности систем с РОС и исправлением ошибок помехоустойчивым кодом .....	263

11	Методы перемежения .....	266
11.1	Блочное перемежение .....	266
11.2	Межблочное перемежение .....	268
11.3	Сверточное перемежение .....	269
12	Формирование требуемого энергетического спектра данных .....	272
12.1	Линейные коды для передачи информации по последовательным каналам связи .....	272
12.1.1	Униполярный код <i>NRZ</i> .....	275
12.1.2	Биполярный код <i>NRZ</i> .....	276
12.1.3	Код Манчестер-П (код <i>PE</i> ) .....	277
12.1.4	Код <i>AMI</i> .....	277
12.1.5	Коды <i>BNZS</i> , <i>HDB3</i> .....	278
12.1.6	<i>RZ</i> – <i>Return to Zero</i> (возврат к нулю) .....	278
12.1.7	<i>CDP</i> – <i>Conditional Diphase</i> .....	279
12.1.8	Логический код <i>4B/5B</i> .....	280
12.1.9	Трехуровневое кодирование сигнала с гарантированным изменением уровней между соседними битовыми интервалами .....	282
12.1.10	Пятиуровневое кодирование <i>PAM-5</i> .....	284
12.2	Передача данных с использованием скремблера и дескремблера .....	285
12.2.1	Самосинхронизирующиеся скремблер и дескремблер .....	287
12.2.2	Аддитивные скремблер и дескремблер .....	288
12.2.3	Синхронизация аддитивных скремблера и дескремблера .....	289
13	Синхронизация в системах передачи цифровой информации .....	292
13.1	Основные режимы обмена данными между источником и приемником информации .....	292
13.2	Тактовая синхронизация .....	294
13.2.1	Выделение синхросигнала и данных схемами на основе генераторов с фазовой автоподстройкой частоты .....	295
13.2.2	Выделение синхросигнала и данных схемой на основе сдвиговых регистров .....	300
13.2.3	Узел тактовой синхронизации с инерционным управлением .....	302
13.3	Посимвольная синхронизация .....	306
13.4	Кадровая синхронизация .....	309
13.4.1	Распознавание многоразрядного флага в битовых потоках данных .....	310
13.4.2	Использование раздробленного СК начала кадра .....	311
13.4.3	Распознавание и восстановление искаженных кадров при передаче данных по радиоканалу .....	312
13.4.4	Поиск синхрокода в потоке данных, передаваемых по волоконно-оптической линии связи .....	316
13.5	Временная синхронизация в промышленных сетях .....	319
13.5.1	Прямая синхронизация часов .....	319
13.5.2	Временная синхронизация по ЛВС .....	320



13.5.3	Некоторые особенности синхронизации в системах ракетно-космических аппаратов .....	320
14	Помехоустойчивость передачи дискретных и кодовых сообщений .....	322
14.1	Помехоустойчивость передачи дискретных элементарных сигналов ...	322
14.1.1	Передача дискретных сообщений видеоимпульсами .....	325
14.1.2	Передача дискретных сообщений радиоимпульсами .....	326
14.1.3	Передача дискретных сообщений частотной манипуляцией .....	326
14.1.4	Передача дискретных сообщений полярной манипуляцией .....	327
14.1.5	Передача дискретных сообщений фазовой манипуляцией .....	327
14.1.6	Оптимальные приемники сигналов с пассивной паузой .....	328
14.1.7	Оптимальные приемники сигналов с активной паузой .....	331
14.1.8	Выводы .....	334
14.2	Прием с зоной стирания .....	336
14.3	Помехоустойчивость двоичных избыточных кодов .....	338
14.4	Помехоустойчивость кодов с обнаружением ошибок .....	341
14.4.1	Помехоустойчивость кода с проверкой на четность (нечетность) .....	343
14.4.2	Помехоустойчивость кода с постоянным весом .....	343
14.4.3	Помехоустойчивость кода с повторением .....	344
14.4.4	Помехоустойчивость инверсного кода .....	344
14.4.5	Помехоустойчивость корреляционного кода .....	345
14.5	Помехоустойчивость кодов с обнаружением и исправлением ошибок .....	347
14.5.1	Помехоустойчивость итеративного кода .....	347
14.5.2	Помехоустойчивость кода Хэмминга с $d = 4$ .....	348
14.5.3	Помехоустойчивость циклического кода .....	349
14.5.4	Помехоустойчивость кода Рида – Соломона .....	350
14.5.5	Помехоустойчивость расширенного кода Голея .....	350
14.5.6	Помехоустойчивость ортогонального кода .....	351
14.5.7	Помехоустойчивость биортогонального кода .....	352
14.5.8	Помехоустойчивость трансортгонального кода .....	352
14.6	Помехоустойчивость систем передачи цифровой информации с дублированием сообщений .....	353
14.7	Помехоустойчивость систем с обратными каналами связи .....	354
14.8	Помехоустойчивость цифровых видов модуляции .....	356
14.8.1	Помехоустойчивость многопозиционной амплитудной модуляции .....	358
14.8.2	Помехоустойчивость многопозиционной фазовой модуляции .....	359
14.8.3	Помехоустойчивость квадратурной амплитудной модуляции .....	360
14.8.4	Помехоустойчивость многопозиционной частотной модуляции .....	362
14.9	Помехоустойчивость систем с широкополосными сигналами .....	363
15	Помехоустойчивость передачи непрерывных сообщений .....	367
15.1	Общие соображения .....	367
15.2	Помехоустойчивость непрерывных методов модуляции .....	368
15.2.1	Потенциальная помехоустойчивость АМ .....	368

15.2.2 Потенциальная помехоустойчивость ФМ.....	369
15.2.3 Потенциальная помехоустойчивость ЧМ .....	370
15.3 Помехоустойчивость импульсных методов модуляции .....	371
15.3.1 Потенциальная помехоустойчивость АИМ .....	371
15.3.2 Потенциальная помехоустойчивость ФИМ.....	372
15.3.3 Потенциальная помехоустойчивость ШИМ.....	374
Приложение А Функции, связанные с интегралом ошибок.....	376
Приложение Б Экспресс-тесты.....	384
ПЕРЕЧЕНЬ СОКРАЩЕНИЙ.....	398
СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ .....	400

Библиотека БГУИР

## 8 ШИРОКОПОЛОСНЫЕ СИГНАЛЫ

### 8.1 Основные понятия

Широкополосные (сложные, шумоподобные) сигналы первоначально нашли применение в военных и специальных системах связи, для которых характерны низкая вероятность перехвата и повышенная помехозащищенность [3]. Эти методы лежат в основе так называемой технологии расширения спектра сигналов, которая в последнее время широко используется в коммерческих системах связи [1].

Технология расширения спектра сигналов заключается в преднамеренном увеличении в передатчике полосы частот, занимаемой сигналом-переносчиком сообщений и существенно превышающей ту, которая необходима при передаче с требуемыми скоростью и уровнем искажений, и обратном ее уменьшении до информационной полосы частот в приемнике системы связи.

Поясним сказанное с помощью рисунка 8.1. Процесс расширения спектра полезного сообщения заключается в том, что элемент передаваемого сообщения  $U_b(t)$  длительностью  $\tau_0$  заменяется случайной последовательностью  $U_s(t)$ , где каждый элемент имеет длительность  $\Delta\tau_0$ .

Таким образом, в канал связи будет передан сигнал

$$S(t) = d(t)U_s(t),$$

где  $d(t)$  – передаваемое кодовое сообщение, состоящее из логических единиц и нулей;

$U_s(t)$  – случайная последовательность, используемая для расширения спектра сообщения.

В результате выполнения операции расширения спектра происходит уменьшение уровня спектральной плотности передаваемого сигнала (рисунок 8.2, а), что затрудняет обнаружение факта работы системы связи и перехват передаваемых сообщений.

Благодаря низкому уровню спектральной плотности излучаемых сигналов с расширенным спектром системы связи могут использовать занятые участки радиочастотных диапазонов, не создавая существенных помех другим системам связи и службам.

В канале связи на полезный сигнал накладывается помеха  $U_{\Pi}(t)$  и на вход приемника поступает сигнал

$$S(t) = d(t)U_s(t) + U_{\Pi}(t).$$

При обратной операции сжатия спектра происходит восстановление первоначального спектра сигнала-переносчика сообщений и расширение, «разма-

зывание» спектра, которое производится с помощью  $U_s(t)$ , сигналов преднамеренных и непреднамеренных помех, т. е. сигнал на выходе приемника будет иметь вид

$$S(t) = d(t)U_s(t)U_s(t) + U_{\Pi}(t)U_s(t) = d(t) + U_{\Pi}(t)U_s(t), \text{ так как } U_s^2(t) = 1.$$

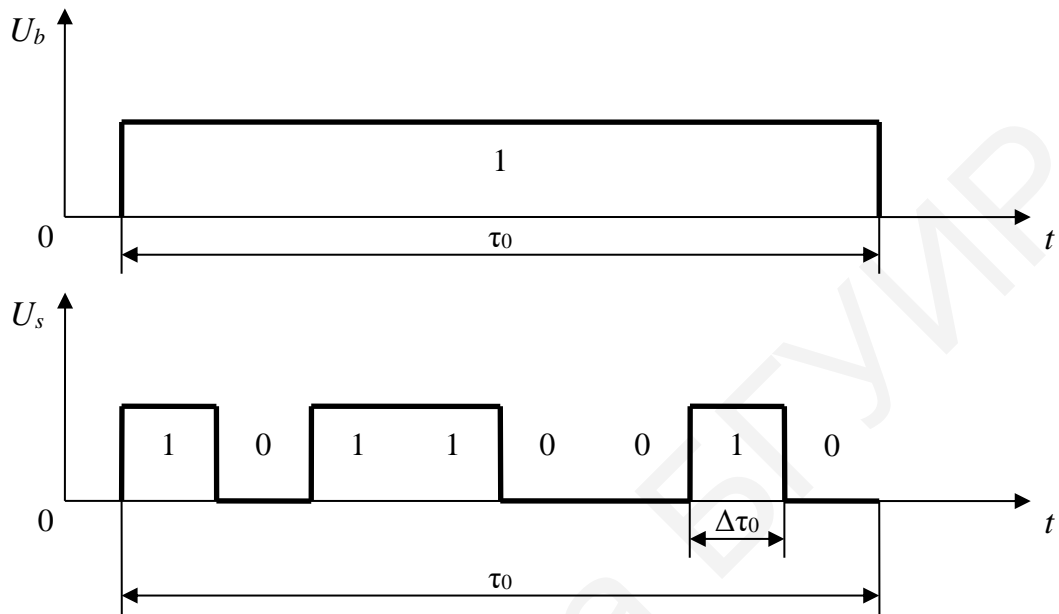
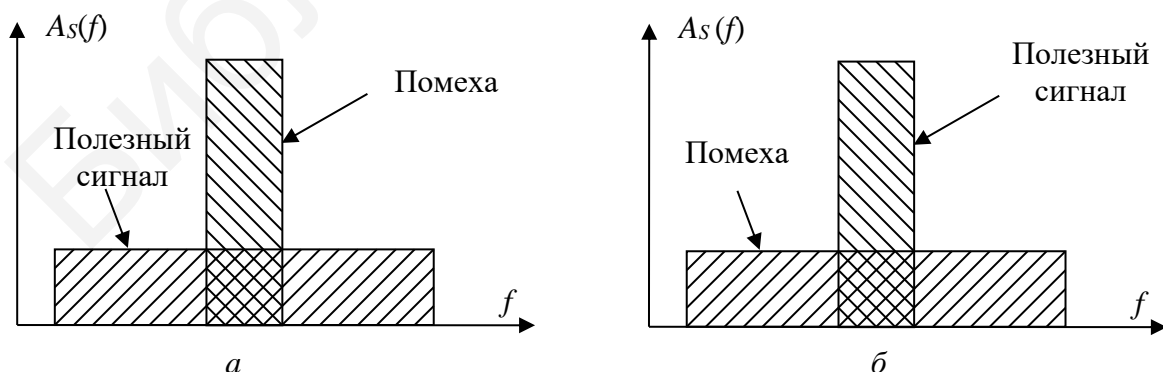


Рисунок 8.1 – Процесс замены одного бита сложным сигналом

Поскольку в информационную полосу попадает лишь часть энергии сигналов, «размытой» в широкой полосе частот, то в результате обеспечивается увеличение отношения мощностей сигнала и помехи (отношение сигнал/помеха), определяемое соотношением полос до и после сжатия спектра сигнала. Процесс ослабления помехи при обработке сигналов с расширенным спектром условно показан на рисунке 8.2, б.



*a* – в канале связи; *б* – на выходе приемника

Рисунок 8.2 – Спектры сигнала и помехи при обработке сигналов с расширенным спектром

Широкополосными сигналами (ШПС) называют такие сигналы, у которых произведение ширины спектра  $\Delta F_s$  на длительность  $\tau_0$  много больше единицы. Это произведение называется базой сигнала и обозначается  $B$ , т. е.

$$B = \Delta F_s \tau_0. \quad (8.1)$$

У ШПС  $B \gg 1$ . Широкополосные сигналы иногда называют сложными, псевдослучайными, шумоподобными, составными, многомерными.

В цифровых системах, передающих информацию в виде двоичных символов, длительность ШПС и скорость передачи информации  $R_b$  связаны соотношением  $\tau_0 = 1/R_b$ , поэтому база ШПС

$$B = \Delta F_s / R_b \quad (8.2)$$

характеризует расширение спектра ШПС относительно спектра сообщения. В аналоговых системах связи, у которых частота сообщения равна  $F_m$  и частота дискретизации равна  $2F_m$ ,

$$B = \Delta F_s / 2F_m. \quad (8.3)$$

И если  $B \gg 1$ , то  $\Delta F_s \gg R_b$  и  $\Delta F_s \gg 2F_m$ . Именно поэтому системы с ШПС в зарубежной литературе получили название систем с расширенным (или распределенным) спектром, а в отечественной литературе – широкополосные системы.

Известны несколько методов модуляции с расширением спектра сигнала, которые можно классифицировать в соответствии с тем, по какому из четырех основных параметров радиосигнала: амплитуде, фазе, частоте или временному положению (задержке) осуществляется модуляция сигналом, расширяющим спектр.

Поскольку для обеспечения высокого КПД выходных каскадов передатчика амплитуду желательно сохранять постоянной, то к настоящему времени наибольшее распространение получили методы расширения спектра сигналов, основанные на изменении их фазы, частоты и временного положения (задержки) в соответствии с некоторым законом. Среди этих методов можно выделить следующие базовые:

– непосредственная модуляция несущей частоты псевдослучайной последовательностью (ПСП), иначе – псевдослучайная частотная или фазовая манипуляция; в результате формируется так называемый сигнал с прямым расширением спектра;

– программная перестройка рабочей частоты (ППРЧ), приводящая к формированию сигнала со скачкообразным изменением несущей частоты;

– программная перестройка временного положения импульсных сигналов, или псевдослучайная времяимпульсная модуляция (ПВИМ). В итоге получаются импульсные сигналы со скачкообразным изменением временного положения;

– частотная модуляция по линейному закону (ЛЧМ); в этом случае мгновенная частота радиосигнала в течение интервала времени, равного длительности сигнала  $T_s$ , либо нарастает, либо убывает по линейному закону, и в результате формируются ЛЧМ сигналы с различными законами изменения частоты.

Рассмотрим систему передачи цифровой информации (СПЦИ), в которой осуществляется передача дискретных сообщений со скоростью  $R_b$ , бит/с. После модуляции с расширением спектра полоса передаваемого сигнала увеличивается до  $\Delta F_s$  Гц, причем  $\Delta F_s \gg R_b$ . Предположим, что в канале связи действует помеха мощностью  $P_{\Pi}$ , которая распределена в пределах полосы  $\Delta F_{\Pi}$ . После сжатия спектра ширина полосы полезного сигнала снова становится равной  $R_b$ , а спектральная плотность помехи – равной  $P_0 = P_{\Pi}/\Delta F_s$ . Отношение энергии сигнала, приходящейся на бит сообщения, к спектральной плотности эквивалентного шума определяется выражением [11]

$$\frac{E_b}{P_0} = \frac{P_c/R_b}{P_{\Pi}/\Delta F_s} = \frac{P_c \cdot \Delta F_s}{P_{\Pi} \cdot R_b} = \frac{P_c}{P_{\Pi}} B,$$

где  $\frac{P_c}{P_{\Pi}}$  – отношение мощностей полезного сигнала и помехи.

Так как при оптимальной демодуляции сигналов вероятность ошибки зависит только от значения отношения  $E_b/P_0$ , то максимально допустимое превышение мощности помехи над мощностью сигнала полностью определяется значением базы сигнала  $B$ . Если учесть возможные энергетические потери  $L_s$  при реализации СПЦИ, то максимально допустимое превышение мощности помехи над мощностью сигнала, выраженное в децибелах, будет определяться так называемым коэффициентом помехозащищенности:

$$Q = B - L_s - \frac{E_b}{P_0}. \quad (8.4)$$

Например, при  $R_b = 5$  кбит/с,  $\Delta F_s = 20$  МГц,  $E_b/P_0 = 20$  и  $L_s = 2$  коэффициент помехозащищенности  $Q = 36 - 13 - 3 = 20$  дБ, т. е. мощность помехи может превышать мощность сигнала в 100 раз.

## 8.2 Методы расширения спектра частот передаваемых сообщений

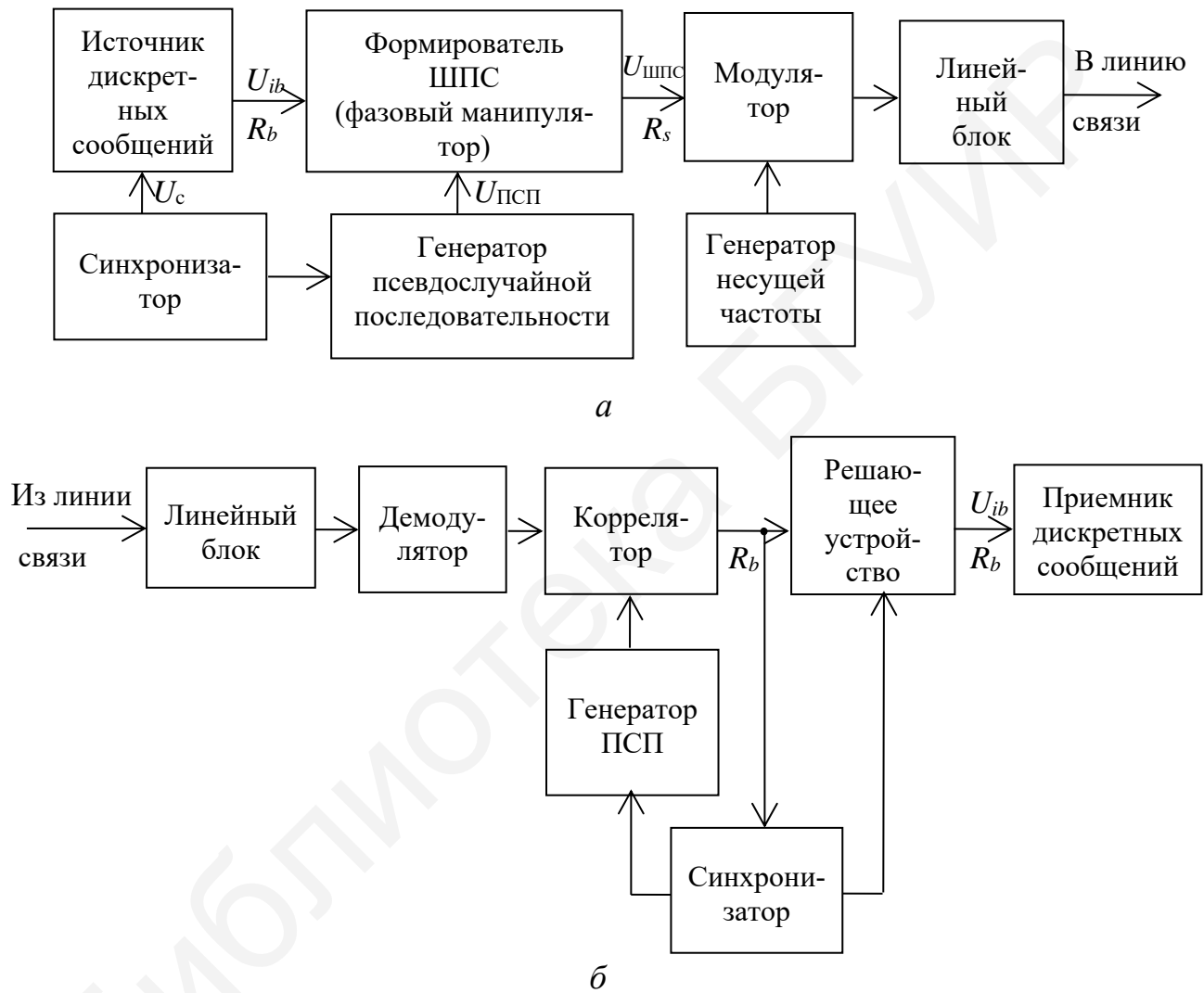
### 8.2.1 Прямое расширение спектра

В данном методе используется весь частотный диапазон, выделенный для одной беспроводной линии связи, за счет того, что каждый бит информации заменяется  $N$  битами, так что тактовая скорость передачи сигналов увеличивается

в  $N$  раз. Достаточно соответствующим образом выбрать скорость передачи данных и значение  $N$ , чтобы спектр сигнала заполнил весь диапазон. Обычно считают, что число импульсов  $N$  примерно равно базе сигнала  $B$ , т. е.  $N \approx B$ .

Широкополосные системы с ШПС в зависимости от назначения могут быть построены по различным схемам. Рассмотрим некоторые из них.

На рисунке 8.3 приведена структурная схема системы с прямым расширением спектра цифрового сообщения.



$a$  – передающая часть;  $b$  – приемная часть

Рисунок 8.3 – Структурная схема системы с прямым расширением спектра цифрового сообщения

В передатчике от источника сообщений последовательность двоичных символов «1» и «0» со скоростью  $R_b = 1/\tau_0$  (рисунок 8.4,  $U_{ib}$ ) поступает на вход формирователя ШПС, а на второй вход поступает последовательность импульсов от генератора псевдослучайной последовательности (ГПСП) (см. рисунок 8.4,  $U_{ПСП}$ ). Псевдослучайная последовательность имеет длительность  $\tau_0$  и

представляет последовательность видеоимпульсов «1» и «0» длительностью  $\Delta\tau_0 = \tau_0/N$ . Формирователь ШПС заменяет двоичную единицу прямым значением расширяющей (псевдослучайной) последовательности, а двоичный нуль – инверсным значением ПСП (см. рисунок 8.4,  $U_{\text{ШПС}}$ ). Поэтому в технической литературе формирователь ШПС называют фазовым манипулятором. Ширина спектра ШПС  $\Delta F_s = 1/\Delta\tau_0$ . Работой передающей части управляет синхронизатор, который формирует необходимые сигналы управления и частоты. Последовательность ШПС, переносящая информационные символы (см. рисунок 8.4,  $U_{\text{ШПС}}$ ), поступает в модулятор, в котором осуществляется, как правило, балансная модуляция. В приемнике демодулятором освобождается сигнал от несущей частоты и видеосигнал обрабатывается коррелятором, на второй вход которого поступает ПСП, в точности соответствующий ПСП передатчика. Коррелятор сжимает спектр полезного сигнала и одновременно расширяет спектр шума. Сигнал с выхода коррелятора обрабатывается решающим устройством (РУ) и поступает в приемник дискретных сообщений. Синхронизатор управляет режимом работы генератора ПСП и РУ.

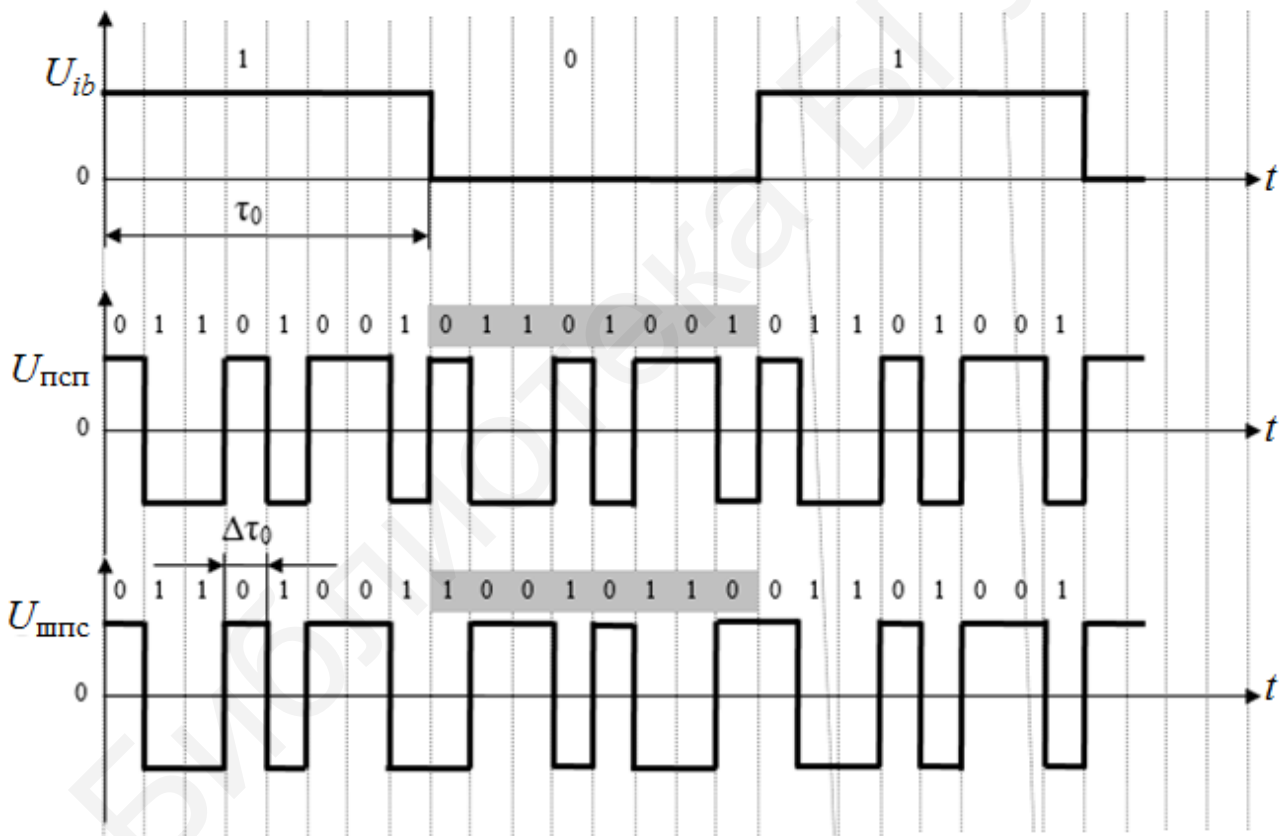
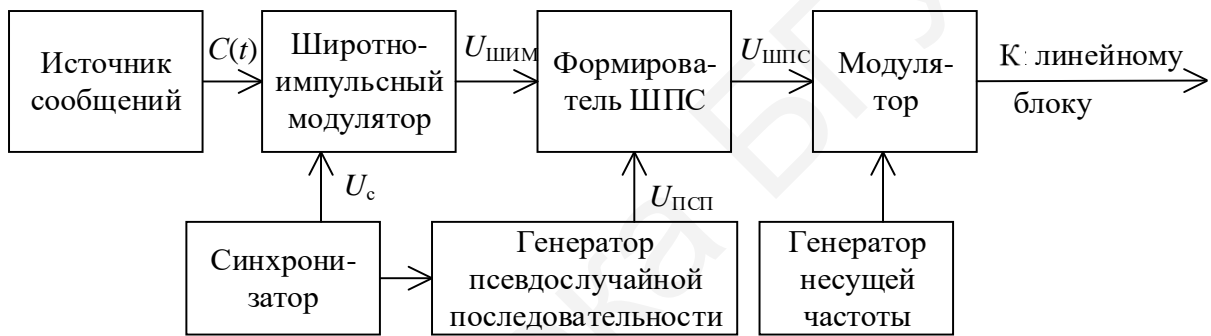


Рисунок 8.4 – Прямое расширение спектра цифрового сообщения

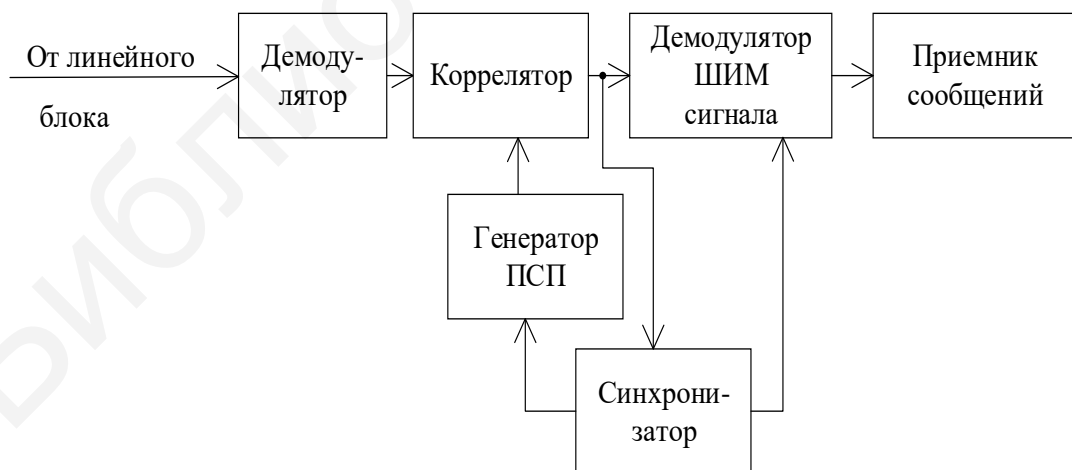
В случае когда необходимо передать непрерывное сообщение, то оно предварительно должно быть преобразовано в цифровой код аналого-цифровым преобразователем (АЦП), который устанавливается между источником сообщения и формирователем ШПС, а на приемной стороне при аналоговом выводе устанавливается цифроаналоговый преобразователь между РУ и приемником аналогового сообщения.



Метод прямого расширения спектра передаваемого сообщения может быть применен и при импульсных видах модуляции, например, при широтно-импульсной модуляции (ШИМ). Структурная схема системы с ШИМ-ШПС приведена на рисунке 8.5. Непрерывное сообщение (см. рисунок 8.6,  $C(t)$ ) от источника сообщений поступает на вход модулятора ШИМ, с выхода которого ШИМ сигнал (см. рисунок 8.6,  $U_{\text{ШИМ}}$ ) поступает на вход формирователя ШПС. На второй вход формирователя ШПС поступает расширяющая последовательность (см. рисунок 8.6,  $U_{\text{ПСП}}$ ) от генератора ПСП. С выхода формирователя снимаем ШПС (см. рисунок 8.6,  $U_{\text{ШПС}}$ ), который поступает на вход модулятора несущей частоты. Работой модулятора ШИМ и генератора ПСП управляет синхронизатор. Принцип работы приемника системы с ШИМ-ШПС аналогичен принципу работы приемника системы с прямым расширением спектра цифрового сообщения (см. рисунок 8.3, б), за исключением того, что вместо РУ устанавливается демодулятор ШИМ сигнала.



а



б

а – передающая часть; б – приемная часть

Рисунок 8.5 – Структурная схема системы с ШИМ-ШПС

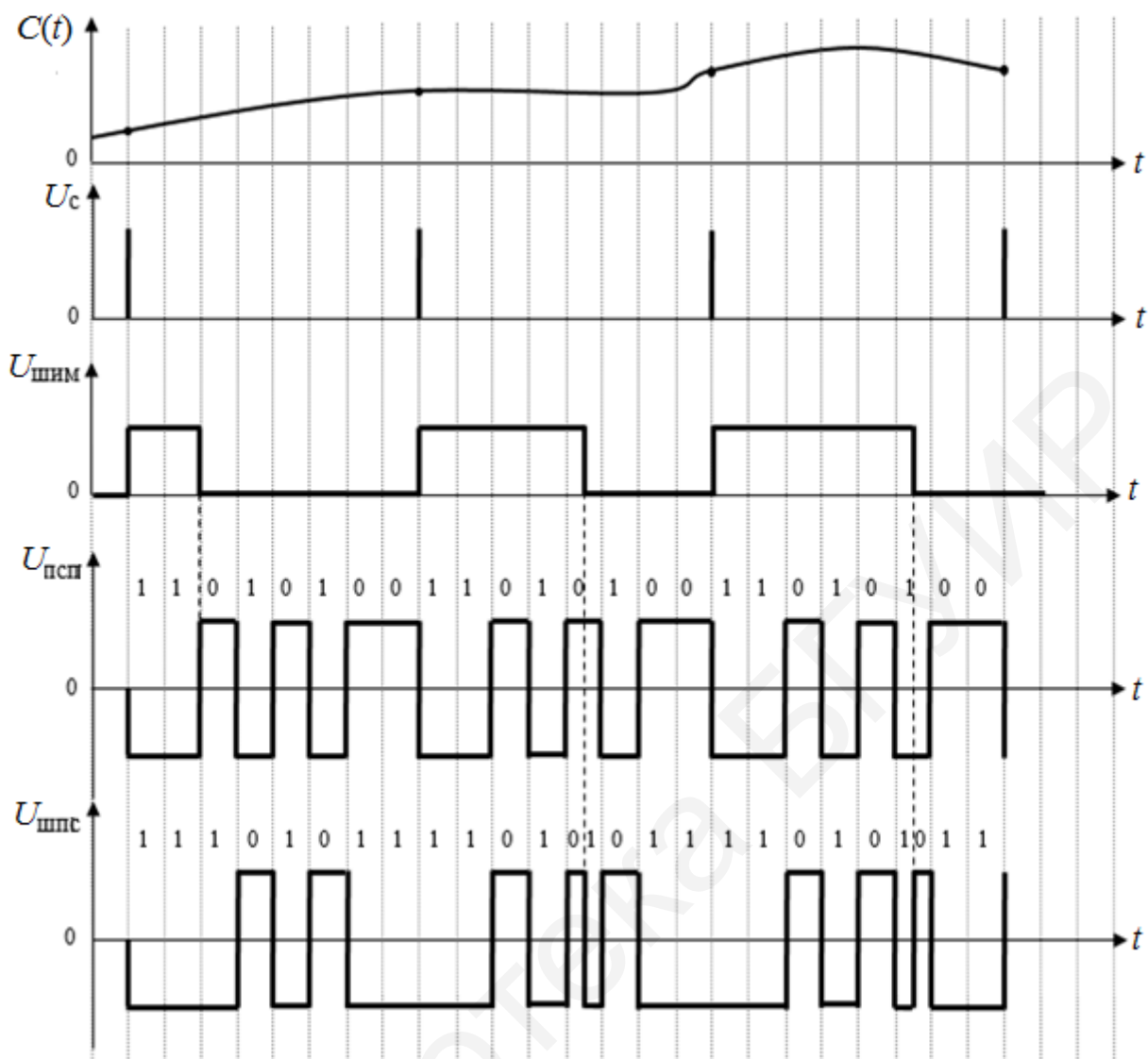


Рисунок 8.6 – Процесс преобразования непрерывного сообщения в ШИМ-ШПС

В заключение следует отметить, что правильный прием информации обеспечивается только при высокой точности временной синхронизации, когда ошибка составляет малую долю длительности элементарного символа, что ограничивает возможность расширения полосы частот, т. е. существует ограничение на увеличение коэффициента расширения спектра.

### 8.2.2 Программная перестройка рабочей частоты

Для того чтобы радиообмен нельзя было перехватить или подавить узкополосным шумом, было предложено ввести передачу с постоянной сменой несущей в пределах широкого диапазона частот. В результате мощность сигнала распределялась по всему диапазону, и прослушивание какой-то определенной частоты давало только небольшой шум. Последовательность несущих частот была

псевдослучайной, известной только передатчику и приемнику. Попытка подавления сигнала в каком-то узком диапазоне также не слишком ухудшала сигнал, так как подавлялась только небольшая часть информации. Идею этого метода иллюстрирует рисунок 8.7.

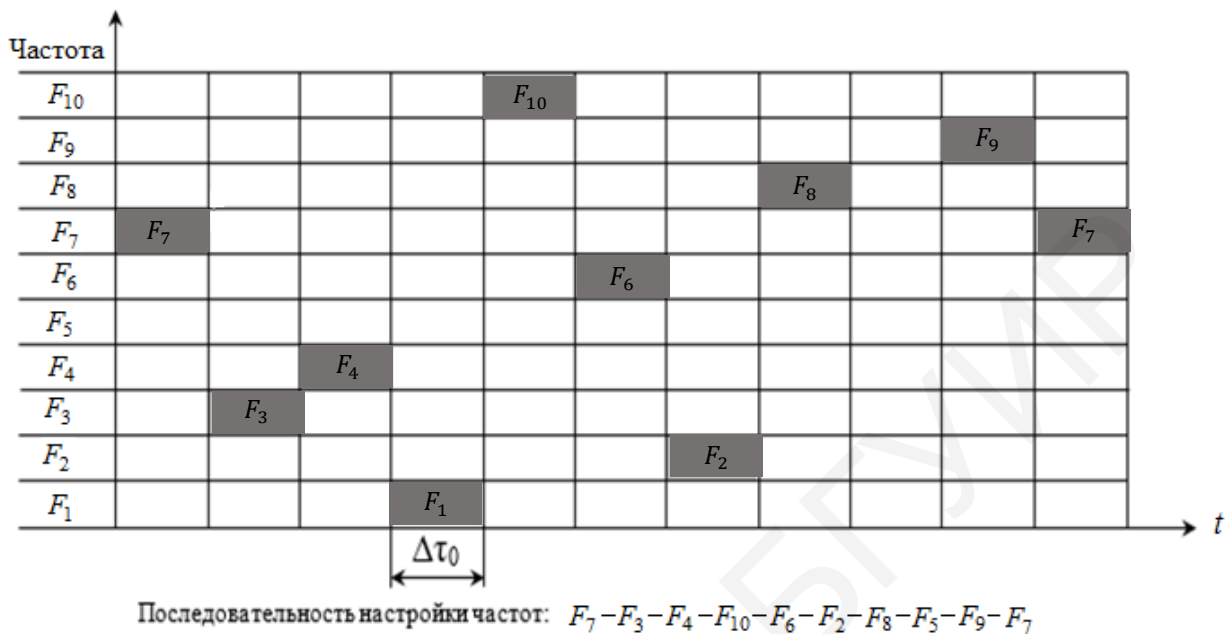


Рисунок 8.7 – Расширение спектра программной перестройкой частоты

В течение фиксированного интервала времени передача ведется на неизменной несущей частоте. На каждой несущей частоте для передачи дискретной информации применяются стандартные методы модуляции, такие как частотная или фазовая. Для того чтобы приемник синхронизировался с передатчиком, для обозначения начала каждого периода передачи в течение некоторого времени передаются синхробиты. Так что полезная скорость этого метода кодирования оказывается меньше из-за постоянных накладных расходов на синхронизацию.

Структурная схема системы с программной перестройкой рабочей частоты (ППРЧ) приведена на рисунке 8.8. Несущая частота меняется в соответствии с номерами частотных подканалов, вырабатываемых алгоритмом генератора ПСП. Псевдослучайная последовательность зависит от некоторого параметра, который называют начальным числом. Если приемнику и передатчику известны алгоритм и значение начального числа, то они меняют частоты в одинаковой последовательности, называемой последовательностью псевдослучайной перестройки частоты.

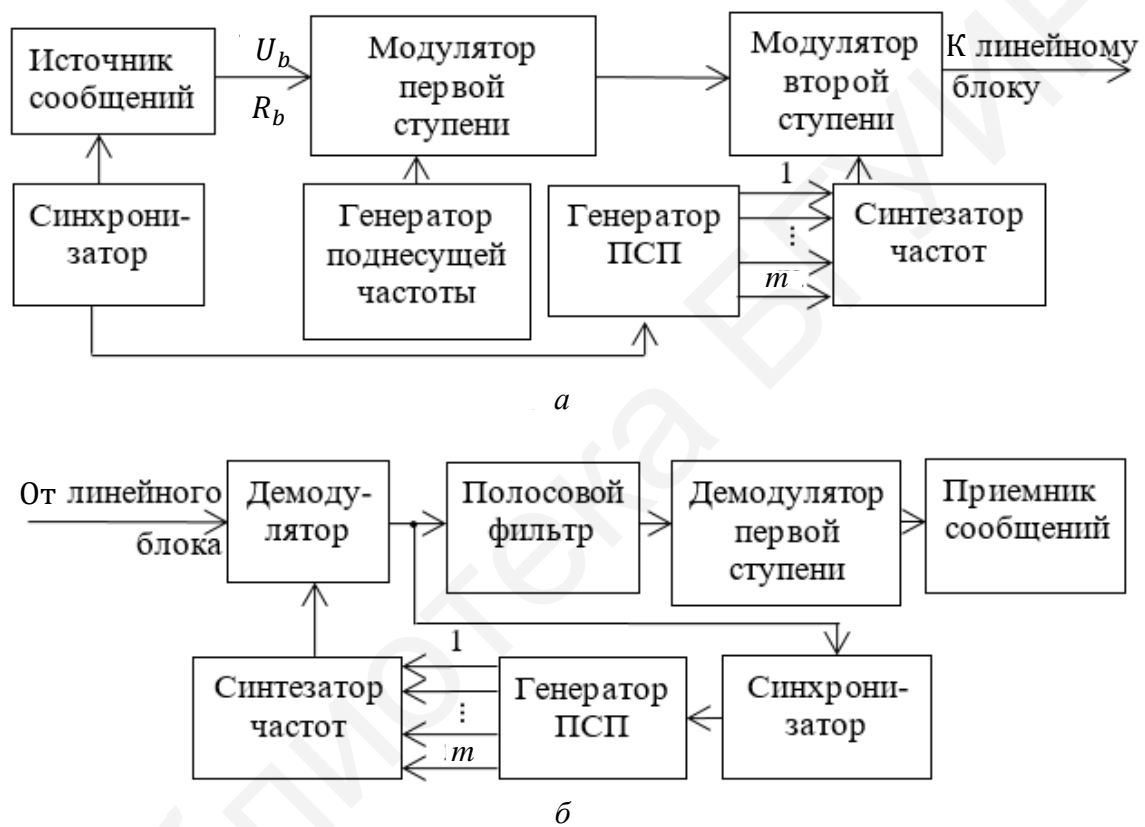
Если частоты смены подканалов ниже, чем скорость передачи данных в канале, то такой режим называют медленным расширением спектра (рисунок 8.9); в противном случае имеем дело с быстрым расширением спектра (рисунок 8.10). Поэтому выполняются следующие соотношения:

– для медленной ППРЧ:

$$\begin{cases} \Delta\tau_0 = N \cdot \tau_0, \\ R_s = R_b / N; \end{cases} \quad (8.5)$$

– для быстрой ППРЧ:

$$\begin{cases} \Delta\tau_0 = \tau_0 / N, \\ R_s = R_b \cdot N. \end{cases} \quad (8.6)$$



*a* – передающая часть; *б* – приемная часть

Рисунок 8.8 – Структурная схема системы с программной перестройкой частоты

Если в синтезаторе формируется  $M$  частот с шагом  $\Delta f$ , то занимаемая сигналом с ППРЧ ширина полосы частот

$$\Delta F_s = M \Delta f + 2R_b \quad (\text{медленная ППРЧ}), \quad (8.7)$$

$$\Delta F_s = M \Delta f + 2R_s \quad (\text{быстрая ППРЧ}). \quad (8.8)$$

Метод быстрого расширения спектра более устойчив к помехам, поскольку узкополосная помеха, которая подавляет сигнал в определенном подканале, не

приводит к потере бита, так как его значение повторяется несколько раз в различных частотных подканалах. В этом режиме не проявляется эффект межсимвольной интерференции, потому что ко времени прихода, задержанного вдоль одного из путей сигнала, система успевает перейти на другую частоту.

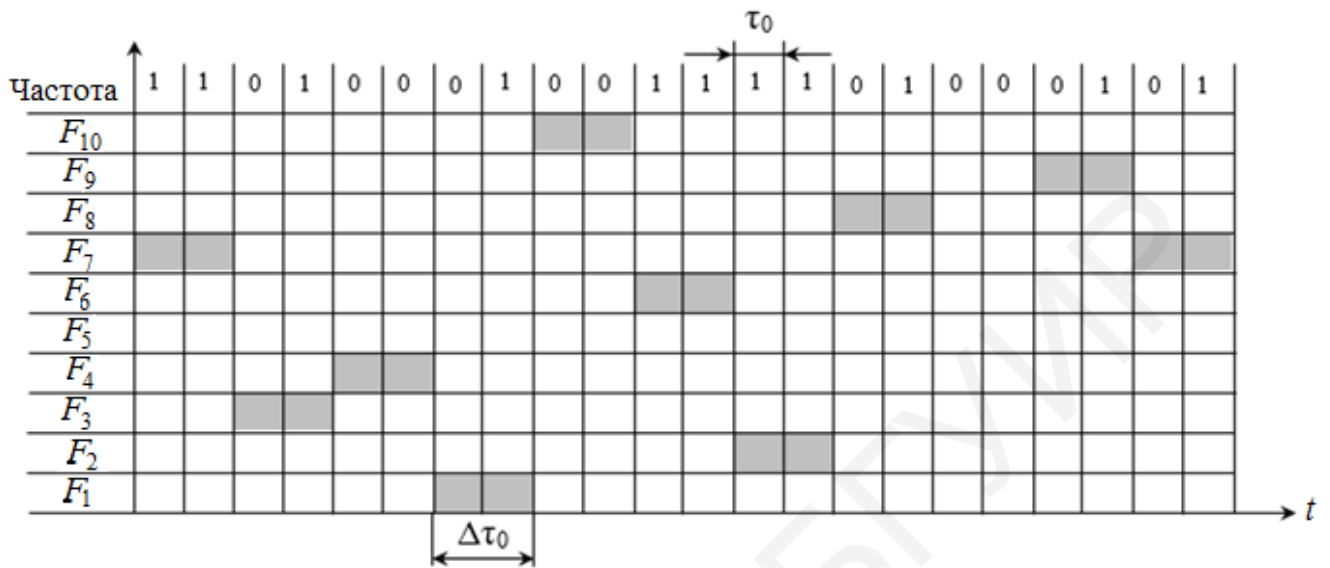


Рисунок 8.9 – Медленная перестройка частоты

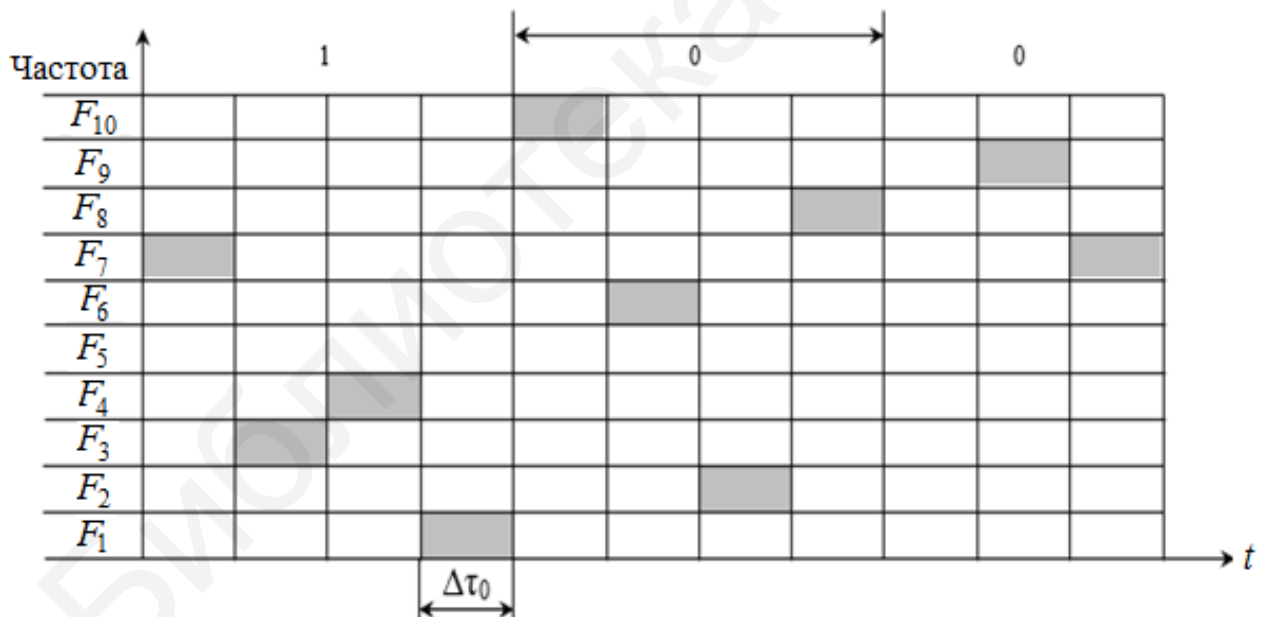


Рисунок 8.10 – Быстрая перестройка частоты

Методы программной перестройки рабочей частоты используются в беспроводных технологиях *IEEE802.11* и *Bluetooth*.

В ППРЧ подход к использованию частотного диапазона не такой, как в других методах кодирования, – вместо экономного расходования узкой полосы делается попытка занять весь доступный диапазон. На первый взгляд это кажется не очень эффективным, ведь в каждый момент времени в диапазоне работает

только один канал. Однако последнее утверждение не всегда справедливо – коды расширенного спектра можно использовать и для мультиплексирования нескольких каналов в широком диапазоне. В частности, методы ППРЧ позволяют организовать одновременную работу нескольких каналов путем выбора для каждого канала таких псевдослучайных последовательностей, чтобы в каждый момент времени каждый канал работал на своей частоте (конечно, это можно сделать, только если число каналов не превышает числа частотных подканалов).

Представленные схемы не исчерпывают всего многообразия широкополосных систем, а всего лишь иллюстрируют принцип работы систем с прямым расширением спектра и программной перестройкой рабочей частоты.

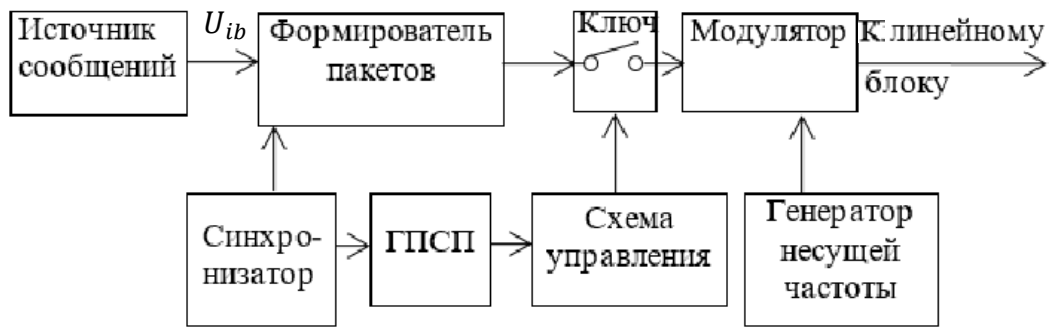
### 8.2.3 Программная перестройка временного положения импульсных сигналов

Характерной особенностью системы связи с программной перестройкой временного положения (ППВП) сигналов, изображенной на рисунке 8.11, является импульсный режим передачи. Поэтому для источников дискретных сообщений передача осуществляется после предварительного преобразования в пакеты длительностью  $\Delta\tau_0$  в пределах цикла длительностью  $\tau_0$ . Пакет занимает определенный временной интервал в пределах цикла, а номер временного интервала определяется сегментом псевдослучайной последовательности, формируемой ГПСП. Устройство формирования пакетов осуществляет временное сжатие последовательностей символов передаваемого сообщения (трансформацию скорости). При этом скорость передачи по отношению к исходной увеличивается пропорционально коэффициенту сжатия. Отношение  $\tau_0/\Delta\tau_0$  характеризует скважность передачи. Для сохранения энергетического потенциала радиолинии неизменным приходится увеличивать излучаемую мощность пропорционально скважности.

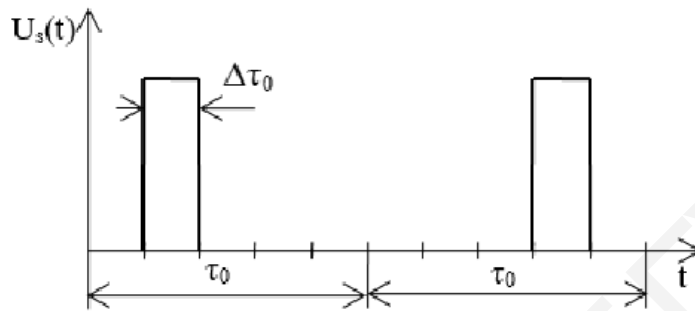
Для обеспечения приема переданных пакетов необходимо, чтобы в приемнике ключ замыкался точно в ожидаемые моменты прихода пакетов. Это достигается путем строгого временного согласования генераторов ПСП передатчика и приемника. При выполнении этого условия ослабление помех происходит в результате временной селекции полезных сигналов. Определим значение выигрыша при обработке, обеспечиваемого при программной перестройке временного положения сигналов. Допустим, что в пределах цикла  $\tau_0$  при наличии  $M$  временных слотов в каждом временном слоте необходимо передать  $k$  двоичных символов сообщения. Поэтому длительность элемента сигнала

$$\tau_s = \frac{\tau_0 \log m}{kM}, \quad (8.9)$$

где  $m$  – кратность манипуляции.



*a*



*b*



*в*

*a* – передающая часть; *b* – временная диаграмма работы радиолинии; *в* – приемная часть

Рисунок 8.11 – Структурная схема системы с программной перестройкой временного положения сигналов

При фазовой манипуляции несущей и прямоугольной форме импульсов модулирующего сигнала необходимая ширина полосы частот, определяемая по первым нулям спектра, равна

$$\Delta F_s = \frac{2}{\tau_s} = \frac{2kM}{\tau_0 \log m}. \quad (8.10)$$

Так как ширина полосы частот сигнала передаваемого сообщения равна  $\Delta F_b = 1/\tau_b = R_b$ , то при обработке сигналов с программной перестройкой временного положения выигрыш

$$G_{\text{ППВП}} = \frac{\Delta F_s}{\Delta F_b} = \frac{2kM\tau_b}{k\tau_b \log_2 m} = \frac{2M}{\log_2 m}. \quad (8.11)$$

Таким образом, из принципа работы системы с ППВП можно сделать вывод, что частота, на которой абонент передает информацию, постоянна. Однако интервалы времени передачи неизвестны и малы. Поэтому при наличии многих абонентов, одновременно передающих информацию, приемнику перехвата трудно выделить начало и конец передачи одного абонента и решить, какая информация предназначена каждому абоненту.

Из рассмотрения методов расширения спектра передаваемых сообщений можно сделать вывод, что общим устройством является генератор псевдослучайной последовательности. Выбор псевдослучайной последовательности в телемеханической системе передачи информации весьма важен, поскольку от ее параметров зависит усиление обработки, помехоустойчивости и чувствительности системы. При одной и той же длине кодовой последовательности параметры системы могут быть различны. Рассмотрим основные виды кодовых последовательностей, применяющихся в современных системах телемеханики, связи и навигации, которыми являются:  $M$ -последовательности, коды Баркера, ортогональные последовательности Уолша, составные последовательности Гоулда и Касами.

## 8.3 Псевдослучайные последовательности

### 8.3.1 Требования, предъявляемые к ПСП

Псевдослучайные бинарные последовательности применяются для различных целей. Наиболее распространенными являются: защита передаваемых данных от несанкционированного доступа; разравнивание спектра сигнала и повышение надежности синхронизации приемника с источником передаваемых по линии данных; формирование широкополосных сигналов.

В общем случае к ПСП, используемым для расширения спектра сигналов, предъявляются следующие требования:

- большой объем ансамбля последовательностей, формируемых с помощью единого алгоритма;
- «хорошие» авто- и взаимокорреляционные свойства последовательностей, входящих в состав ансамбля;
- сбалансированность структуры, т. е. число единиц и нулей в ней должно отличаться не более чем на один символ;



- максимальный период для заданной длины регистра сдвига, формирующего последовательность;
- непредсказуемость структуры последовательности по ее неискаженному сегменту ограниченной длины.

В соответствии с алгоритмами формирования различные ПСП можно классифицировать на линейные, нелинейные, комбинированные и каскадные.

Псевдослучайной бинарной последовательностью длительностью  $\tau_0$  называют последовательность, сформированную по определенным правилам из дискретных элементов «0» и «1» так, чтобы ее корреляционные свойства были близки к соответствующим свойствам шумовой реализации такой же длительности. Такие последовательности в литературе часто называют  $M$ -последовательностями, а величину  $N$  – длиной (периодом) последовательности.

### 8.3.2 $M$ -последовательности

$M$ -последовательности формируются цифровым автоматом, работа которого полностью определяется характеристическим многочленом:

$$f(x) = a_0x^k + a_1x^{k-1} + a_2x^{k-2} + \dots + a_{k-1}x + a_k. \quad (8.12)$$

Таким образом, для определения структуры цифрового автомата необходимо знать характеристический многочлен степени  $k$ . Из теории  $M$ -последовательности известно, что характеристический многочлен  $f(x)$  степени  $k$  должен быть неприводимым, т. е. его нельзя представить в виде произведения многочленов меньших степеней, т. е. характеристический многочлен  $f(x)$  должен делить  $x^N + 1$  без остатка. Поэтому характеристический многочлен является первообразным корнем уравнения  $x^N + 1$ . Если характеристический полином является первообразным, то он является и неприводимым.

Цифровой автомат, формирующий  $M$ -последовательности, состоит из сдвигающего регистра с  $k$  элементами задержки (триггерами) и сумматора по модулю 2, с помощью которого формируется обратная связь.

Значение вектора  $a = [a_0 \ a_1 \ a_2 \ \dots \ a_k]$  полностью определяет структуру автомата формирования ПСП: если коэффициент  $a_i = 0$ , то это означает, что выход ячейки с номером  $i$  к цепи обратной связи не подключен; при  $a_i = 1$  –  $i$ -й выход подключен. Например, пусть  $k = 3$  и  $a = [1101]$ , т. е. характеристический многочлен имеет вид

$$f(x) = 1 \cdot x^3 + 1 \cdot x^2 + 0 \cdot x^1 + 1 = x^3 + x^2 + 1. \quad (8.13)$$

На рисунке 8.12 приведена функциональная схема генератора  $M$ -последовательности, характеристический многочлен которого можно описать выражением (8.13). Он имеет длину (период последовательности)

$$N = 2^k - 1 = 2^3 - 1 = 7. \quad (8.14)$$

В данной схеме выходы триггеров  $DD3$  и  $DD2$  заведены на вход сумматора  $M2$   $DD0$  и образуют сигнал обратной связи.

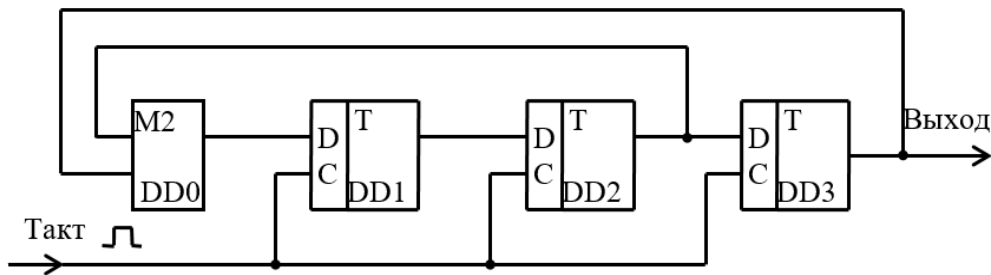


Рисунок 8.12 – Схема генератора с  $f(x) = x^3 + x^2 + 1$

Для того чтобы регистр сдвига с обратными связями работал как генератор, необходимо предварительно триггеры установить в определенное состояние, т. е. завести начальные условия.

Состояние ячеек регистра при начальных условиях 100 приведено в таблице 8.1. Правило построения мнемосхемы приведено в [14].

Таблица 8.1 – Процесс формирования  $M$ -последовательности длиной  $N = 7$

Номер такта	Состояние ячеек			Выход	Номер такта	Состояние ячеек			Выход
	DD1	DD2	DD3			DD1	DD2	DD3	
0	0	0	1		6	0	1	1	1
1	1	0	0	1	7	1	1	1	1
2	0	1	0	0	8	1	0	0	1
3	1	0	1	0	9	0	1	0	0
4	1	1	0	1	10	1	0	1	0
5	1	1	1	0	•	•	•	•	•

Как следует из таблицы 8.1, при указанных начальных условиях формируется последовательность, снятая с выхода ячейки  $DD3$   $M = [1001011, 1001011... 100...]$  с периодом  $N = 7$ . Следовательно, после каждых  $N$  разных состояний регистр, находящийся в режиме генерирования, начинает повторять эти состояния. Иными словами, регистр генерирует дискретную последовательность элементов, структура каждой периодически повторяется через каждые  $N$  элементов. Величина  $N$  поэтому называется периодом последовательности. Генерируемую последовательность можно снимать не только с выхода последнего триггера, но и с любого другого триггера. При этом последовательность имеет ту же структуру и отличается только сдвигом по времени.

Как было отмечено выше, для выполнения условия получения  $M$ -последовательности необходимо, чтобы неприводимый полином  $f(x)$  степени  $k$  был примитивным, т. е. период коэффициентов  $1/f(x)$  должен быть равен  $2^k - 1$ .

Примитивные многочлены существуют для всех  $k > 1$ . Их количество определяется следующим выражением [3]:

$$N_p(k) = \frac{\Phi_p(L)}{k} = \frac{1}{k} \prod_{i=1}^m (p_i - 1) \cdot p_i^{m_i - 1}, \quad (8.15)$$

где  $\Phi_p(L)$  – функция Эйлера, определяющая количество целых чисел, взаимно простых и не превышающих  $L$ ;

$p_i$  – сомножители чисел  $2^k - 1$ ,

$m_i$  – число сомножителей  $p_i$ , т. е.

$$2^k - 1 = \prod_{i=1}^m p_i^{m_i}, \quad (8.16)$$

где  $m_i$  – целые числа.

Например, при  $k = 6$  имеем  $L = 2^6 - 1 = 63$ . Это число может быть представлено в виде произведения  $3 \cdot 3 \cdot 7 = 3^2 \cdot 7$ , причем  $p_1 = 3$ ,  $m_1 = 2$ ,  $p_2 = 7$ ,  $m_2 = 1$ .

Поэтому количество примитивных многочленов  $N_p(k) = (1/6)[(3^{2-1})(3-1)][(7^{1-1})(7-1)] = 6$ . Если  $N$  может быть представлено в виде произведения некрратных сомножителей, т. е.  $m_i = 1$ , то выражение (8.15) принимает вид

$$N_p(k) = \frac{1}{k} \prod_{i=1}^m (p_i - 1). \quad (8.17)$$

Например, при  $k = 8$  имеем  $L = 255 = 3 \cdot 5 \cdot 17$  и  $N_p(k) = (1/8)(3-1) \times (5-1)/(17-1) = 16$ .

Если  $N$  – простое число, то количество примитивных многочленов

$$N_p(k) = 2(2^{k-1} - 1) / k. \quad (8.18)$$

Например, при  $k = 7$  имеем  $N = 127$  и  $N_p(k) = 2(64 - 1)/7 = 18$ . Из этих 18 многочленов половина являются зеркальными по отношению к другой половине. Зеркальный многочлен степени  $k$  по отношению к исходному определяется с помощью выражения

$$f^{-1}(x) = x^k f(x^{-1}). \quad (8.19)$$

Например, для  $f(x) = x^4 + x + 1$

$$f^{-1}(x) = x^4(x^{-4} + x^{-1} + 1) = x^4 + x^3 + 1. \quad (8.20)$$

Зеркальные (сопряженные) многочлены, как правило, не используются.

В таблице 8.2 приведены некоторые неприводимые многочлены до десятой степени, а в таблице 8.3 указаны периоды  $M$ -последовательностей, их количество и номера отводов регистра для цепи обратной связи.

Таблица 8.2 – Неприводимые многочлены и их эквиваленты

Степень	Многочлен	Двоичная последовательность	Степень	Многочлен	Двоичная последовательность
1	$x+1$	11	7	$x^7+x+1$	100000011
2	$x^2+x+1$	111		$x^7+x^3+1$	10001001
3	$x^3+x+1$	1011		$x^7+x^3+x^2+x+1$	10001111
	$x^3+x^2+1$	1101		$x^7+x^4+x^2+x+1$	10011101
4	$x^4+x+1$	10011		$x^7+x^5+x^2+x+1$	10100111
	$x^4+x^3+1$	11001		$x^7+x^5+x^3+x+1$	10101011
5	$x^5+x^2+1$	100101		$x^7+x^6+x^3+x+1$	11001011
	$x^5+x^3+1$	101001	$x^7+x^6+x^4+x+1$	11010011	
	$x^5+x^3+x^2+x+1$	101111	8	$x^8+x^4+x^3+x+1$	100011011
	$x^5+x^4+x^2+x+1$	110111		$x^8+x^4+x^3+x^2+1$	100011101
	$x^5+x^4+x^3+x+1$	111011		$x^8+x^5+x^3+x+1$	100101011
	$x^5+x^4+x^3+x^2+1$	111101		$x^8+x^5+x^3+x^2+1$	100101101
6	$x^6+x+1$	1000011	$x^8+x^6+x^5+x^2+1$	101100101	
	$x^6+x^4+x^2+x+1$	1010111	$x^8+x^7+x^3+x+1$	110001011	
	$x^6+x^4+x^3+x+1$	1011011	$x^8+x^7+x^5+x^3+1$	110101001	
	$x^6+x^5+1$	1100001	9	$x^9+x+1$	100000011
	$x^6+x^5+x^2+x+1$	1100111		$x^9+x^4+1$	1000010001
	$x^6+x^5+x^3+x^2+1$	1101101		$x^9+x^4+x^2+x+1$	1000010111
	$x^6+x^5+x^4+x+1$	1110011		$x^9+x^4+x^3+x+1$	1000011011
10			$x^9+x^5+x^4+x+1$	1000110011	
			$x^9+x^6+x^5+x^2+1$	1001100101	
			10	$x^{10}+x^3+1$	10000001001

Таблица 8.3 – Некоторые данные  $M$ -последовательностей

Количество разрядов, $k$	Период (длина) $M$ -последовательности, $N$	Количество $M$ -последовательностей	Номера отводов регистра для цепи обратной связи
2	3	1	[2,1]
3	7	2	[3,2];[3,1]
4	15	2	[4,3];[4,1]
5	31	6	[5,3];[5,2]
6	63	6	[6,5];[6,1]
7	127	18	[7,6];[7,3];[7,1]
8	255	16	[8,6,5,4];[8,6,5,3]
9	511	48	[9,5];[9,6,4,3]
10	1023	60	[10,7];[10,3]
11	2047	176	[11,9];[11,8,5,2]
12	4095	144	[12,6,4,1]
13	8191	630	[13,4,3,1]
14	16383	756	[14,5,3,1]
15	32767	1800	[15,4];[15,4]
16	65535	2048	[16,15,13,4]
17	131071	7710	[17,14];[17,13]
18	262143	7776	[18,11];[18,7]
19	524287	27594	[19,6,2,1]
20	1048575	24000	[20,17];[20,3]

Как следует из таблицы 8.3, с увеличением количества разрядов  $k$  количество  $M$ -последовательностей возрастает.

**8.3.2.1 Некоторые свойства  $M$ -последовательностей.** Как указывалось выше, от свойств ПСП зависят основные характеристики систем с ШПС. Рассмотрим основные из них, которые приведены в [3].

**8.3.2.1.1 Балансное свойство.** Каждая  $M$ -последовательность содержит  $2^{k-1}$  символов единиц и  $2^{k-1}$  символов нулей или число единиц и нулей в ней должно отличаться не более чем на один символ. Это требование важно для исключения постоянной составляющей информационного сигнала.

**8.3.2.1.2 Свойство полноты состояний.** Состояние разрядов регистра сдвига, формирующего  $M$ -последовательность, можно представить полным набором  $k$ -разрядных двоичных чисел за исключением числа, содержащего нули во всех разрядах. Состояние «все нули» является запрещенным.

**8.3.2.1.3 Свойство циклического сдвига при сложении.** Сложение по  $\text{mod}2$   $M$ -последовательности и некоторого ее циклического сдвига дает в результате другой циклический сдвиг той же самой последовательности. Это свойство иллюстрируется на рисунке 8.13.

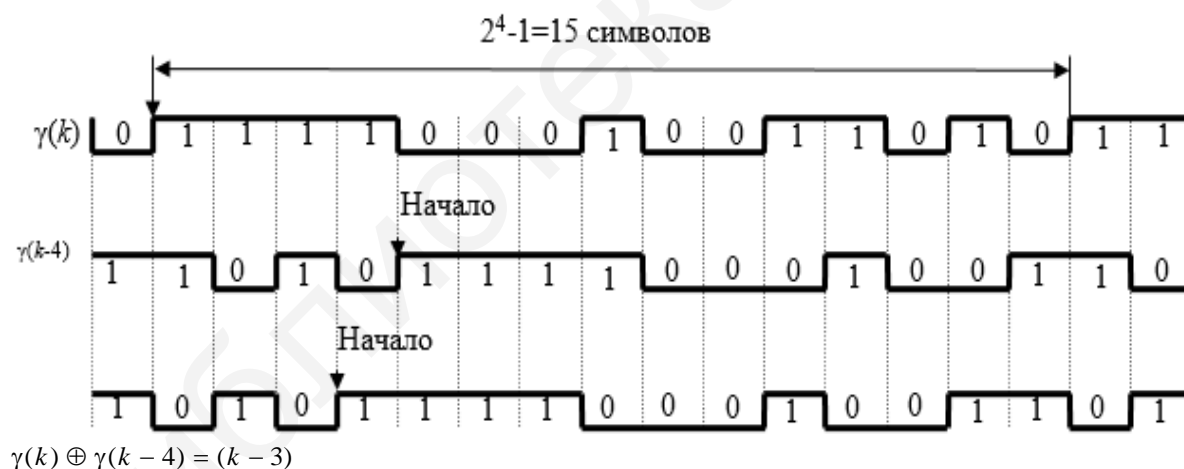


Рисунок 8.13 – Иллюстрация свойства циклического сдвига при сложении  $M$ -последовательности

**8.3.2.1.4 Свойство децимации.** Последовательность, образованная из взятых через один символ исходной  $M$ -последовательности, по структуре совпадает с исходной, но имеет в два раза ниже тактовую частоту. Это свойство иллюстрируется на рисунке 8.14.

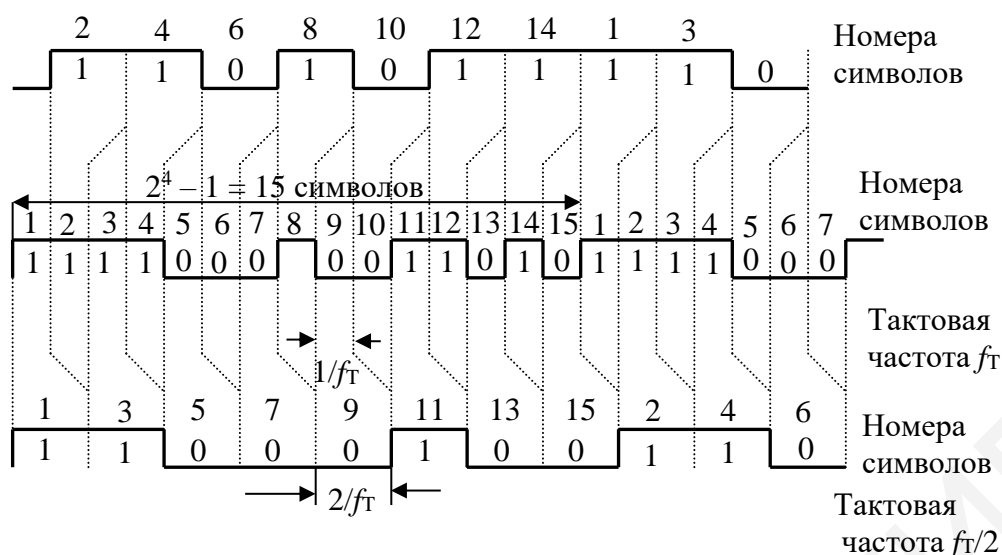


Рисунок 8.14 – Иллюстрация свойства децимации  $M$ -последовательности

Здесь средняя последовательность представляет собой  $M$ -последовательность с тактовой частотой  $f_T$  и периодом, равным 15. Верхняя последовательность образована из четных символов исходной  $M$ -последовательности с увеличением их длительности вдвое. Нижняя последовательность образована из нечетных символов исходной  $M$ -последовательности с увеличением их длительности вдвое. Нетрудно убедиться, что эти последовательности являются циклическими сдвигами исходной  $M$ -последовательности, но с тактовой частотой  $f_T/2$ . Сдвиг между ними равен 7,5 тактовым интервалам или половине длины последовательности. Этот принцип может быть распространен для индексов децимации более высокого порядка. Например, при индексе децимации  $R$  ( $R$  является степенью 2) можно получить  $R$  подпоследовательностей с тактовой частотой  $f_T/R$ . При четном индексе децимации  $R$ , но не равным степени 2, и если длина исходной  $M$ -последовательности есть простое число, то исходная  $M$ -последовательности может быть децимирована на  $R$  подпоследовательностей, являющихся ее зеркальными отображениями.

**8.3.2.1.5 Корреляционные свойства.** Корреляционные свойства кодовых последовательностей в широкополосных системах зависят от типа кодовой последовательности, ее длины, частоты следования символов и посимвольной структуры. Как следует из рисунков 8.3 и 8.5  $S$ -приемник сравнивает полученную кодовую последовательность с точной ее копией, хранящейся в памяти. Когда он обнаруживает корреляцию между ними, то переходит в режим приема информации, устанавливает синхронизацию и начинает операцию декодирования полезной информации. Любые частичные корреляции могут привести к ложному срабатыванию и нарушению работы приемника, вот почему кодовая последовательность должна обладать хорошими корреляционными свойствами. Рассмотрим понятие корреляции более подробно.

В общем виде автокорреляционная функция (АКФ) определяется интегралом

$$\Psi(\tau) = \int_0^{\tau_0} f(t)f(t - \tau_0)dt \quad (8.21)$$

и показывает связь сигнала со своей копией, смещенной во времени на величину  $\tau_0$ .

Взаимокорреляционная функция (ВКФ) имеет большое значение для систем с кодовым разделением абонентов и отличается от АКФ только тем, что под знаком интеграла стоят разные функции:

$$\Psi(\tau) = \int f(t)g(t - \tau)dt. \quad (8.22)$$

ВКФ показывает, таким образом, степень соответствия одной кодовой последовательности другой. Чтобы упростить понятия АКФ и ВКФ, можно представить значение той или иной функции как разность между числом совпадений А и несовпадений Б символов кодовых последовательностей при их посимвольном сравнении. Для иллюстрации данного примера рассмотрим автокорреляционную функцию кодовой последовательности Баркера (см. пункт 8.3.5) длиной 11 бит, имеющей следующий вид:

1 1 1 0 0 0 1 0 0 1 0.

Посимвольное сравнение этой последовательности с ее копией сведем в таблицу 8.4.

Таблица 8.4 – Сравнение автокорреляционной функции псевдослучайной кодовой последовательности длиной 11 бит с ее копией

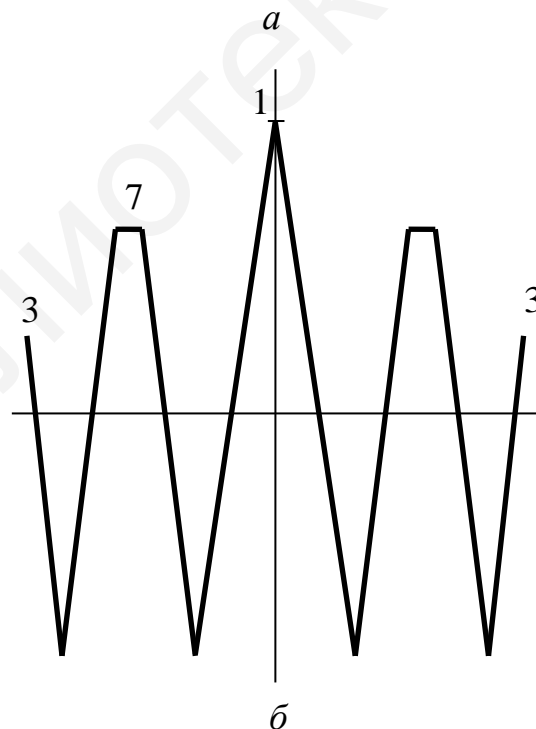
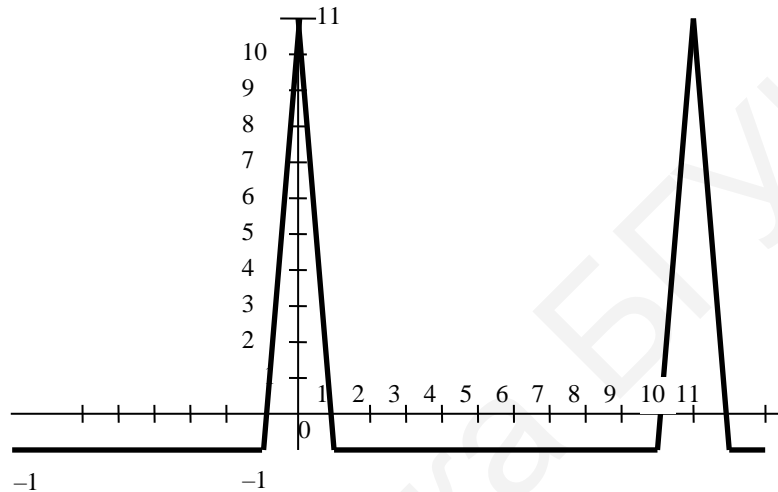
Значение сдвига	Последовательность	Число совпадений А	Число несовпадений Б	Значение разности
1	01110001001	5	6	-1
2	10111000100	5	6	-1
3	01011100010	5	6	-1
4	00101110001	5	6	-1
5	10010111000	5	6	-1
6	01001011100	5	6	-1
7	00100101110	5	6	-1
8	00010010111	5	6	-1
9	10001001011	5	6	-1
10	11000100101	5	6	-1
0	11100010010	11	0	-1

Графическое изображение АКФ данной последовательности Баркера показано на рисунке 8.15, а. Ее можно назвать идеальной, поскольку отсутствуют боковые пики, которые могли бы способствовать ложному обнаружению сигнала.

В качестве негативного примера рассмотрим любую произвольную кодовую последовательность, например:

1 1 1 0 0 0 1 1 1 0 0.

Проведя соответствующие предыдущему примеру вычисления, получим следующее графическое изображение автокорреляционной функции, приведенное на рисунке 8.15, б. Боковые пики величиной 7 и 3 единиц могут привести к ложному срабатыванию системы в случае применения такой последовательности для распределения сигнала.



*a* – псевдослучайной последовательности Баркера длиной 11 бит;  
*б* – произвольной кодовой комбинации 11100011100

Рисунок 8.15 – Автокорреляционная функция



На рисунке 8.16 приведена взаимокорреляционная функция  $M$ -последовательностей  $f(t) = 1\ 0\ 0\ 1\ 0\ 1\ 1$  и  $g(t) = 1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0$ . Посимвольное сравнение  $M$ -последовательностей  $f(t)$  и  $g(t - \tau)$  сведено в таблицу 8.5.

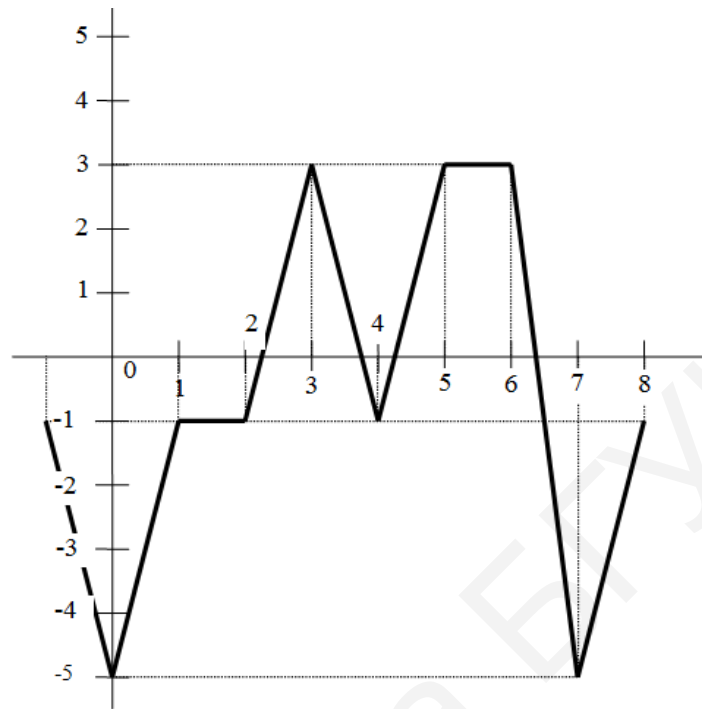


Рисунок 8.16 – Взаимокорреляционная функция последовательностей  $f(t) = 1\ 0\ 0\ 1\ 0\ 1\ 1$  и  $g(t) = 1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0$

Таблица 8.5 – Вычисление взаимокорреляционной функции последовательностей  $f(t) = 1\ 0\ 0\ 1\ 0\ 1\ 1$  и  $g(t) = 1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0$

Значение сдвига	Последовательность	Число совпадений А	Число несовпадений Б	Значение разности
0	1 1 1 0 1 0 0	1	6	-5
1	0 1 1 1 0 1 0	3	4	-1
2	0 0 1 1 1 0 1	3	4	-1
3	1 0 0 1 1 1 0	5	2	+3
4	0 1 0 0 1 1 1	3	4	-1
5	1 0 1 0 0 1 1	5	2	+3
6	1 1 0 1 0 0 1	5	2	+3

**8.3.2.1.6 Спектральные свойства.** Спектр псевдослучайного сигнала содержит постоянную и дискретные спектральные составляющие, следующие через интервал  $\Delta f = 1/(N\Delta\tau_0) = 1/((2^k - 1)\Delta\tau_0)$ . Огибающая дискретных спектральных составляющих определяется функцией  $(\sin x/x)^2$ . Поэтому амплитуда спектральных составляющих равна нулю на частотах  $f = k\Delta\tau_0$ .

Спектральная плотность биполярного сигнала изображена на рисунке 8.17. Путем увеличения периода  $M$ -последовательности можно уменьшить интервал



и в результате решения найдены номера отводов регистра сдвига, участвующих в формировании сигнала обратной связи.

Проиллюстрируем возможность решения системы (8.23) на следующем примере. Предположим, что получена последовательность  $\{01100100\}$  и известно, что период последовательности равен 15. Таким образом, имеем систему из четырех уравнений:

$$0 = 0 \cdot a_1 + 1 \cdot a_2 + 1 \cdot a_3 + 0 \cdot a_4, \quad (1)$$

$$1 = 0 \cdot a_1 + 0 \cdot a_2 + 1 \cdot a_3 + 1 \cdot a_4, \quad (2)$$

$$0 = 1 \cdot a_1 + 0 \cdot a_2 + 0 \cdot a_3 + 1 \cdot a_4, \quad (3)$$

$$0 = 0 \cdot a_1 + 1 \cdot a_2 + 0 \cdot a_3 + 0 \cdot a_4. \quad (4)$$

Сложением уравнений (1) и (4) получаем  $a_3 = 0$ . При подстановке  $a_3 = 0$  в уравнение (1) имеем  $a_2 = 0$ . При подстановке  $a_2 = 0$ ,  $a_3 = 0$  в уравнение (2) получаем  $a_4 = 1$ , а при подстановке  $a_2 = 0$ ,  $a_3 = 0$ ,  $a_4 = 1$  в уравнение (3) имеем  $a_1 = 1$ . В результате определяем характеристический многочлен  $M$ -последовательности:  $f(x) = x^4 + x + 1$ .

Из наиболее известных систем, использующих  $M$ -последовательности, можно назвать подвижную систему связи с кодовым разделением  $CDMA$  и систему глобальной навигации  $GPS$ . В системе  $CDMA$  применяются три кодовые последовательности. Первая из них, предназначенная для синхронизации работы всего оборудования, обладает переменной длиной  $N = (32 \dots 131) \cdot 10^3$  символов. Вторая  $M$ -последовательность обладает максимальной длиной  $N = 2^{42} - 1$  и используется для идентификации абонентских станций со стороны базовой станции. Третья последовательность используется для передачи полезной информации между базовой и абонентской станциями и представляет собой одну из последовательностей Уолша.

### 8.3.3 Последовательность Гоулда ( $Q$ -последовательности)

Результаты анализа взаимокорреляционных свойств  $M$ -последовательностей говорят о том, что только небольшое количество из всего ансамбля  $M$ -последовательностей с заданным периодом обладает удовлетворительными корреляционными свойствами. Конечно, это не может удовлетворить потребности систем  $CDMA$ , когда речь идет об использовании порядка тридцати последовательностей и более.

Попытки найти ансамбли последовательностей с периодом  $N = 2^k - 1$  большого объема, которые имели бы приемлемые максимальные значения взаимокорреляционных функций, привели к появлению важного класса периодических псевдослучайных последовательностей, так называемых последовательностей Гоулда, или  $Q$ -последовательностей. Последовательности Гоулда являются составными кодовыми последовательностями, представляющими собой комбинации

$M$ -последовательностей с некоторыми специфическими свойствами. Они формируются с помощью простого генератора последовательностей на основе двух регистров сдвига одинаковой разрядности и обладают по отношению к  $M$ -последовательностям двумя достоинствами. Во-первых, генератор кодовых последовательностей, построенный на основе двух регистров сдвига длиной  $k$  каждый, может генерировать кроме двух исходных  $M$ -последовательностей еще  $k$  последовательности длиной  $2^k - 1$ , т. е. значительно расширяется число генерируемых кодовых последовательностей. Во-вторых, коды Гоулда могут быть выбраны так, что ВКФ для всех получаемых от одного генератора кодовых последовательностей будет одинаковой, а величина ее боковых пиков ограничена, в то же время для  $M$ -последовательностей нельзя гарантировать, что боковые пики ВКФ не будут превосходить определенную заданную величину.

На рисунке 8.18 показана структура генератора  $Q$ -последовательностей с периодом  $N = 31$ , построенная в виде двух регистров сдвига с линейной обратной связью и позволяющая формировать ансамбль  $Q$ -последовательностей объемом  $M = 32$ .

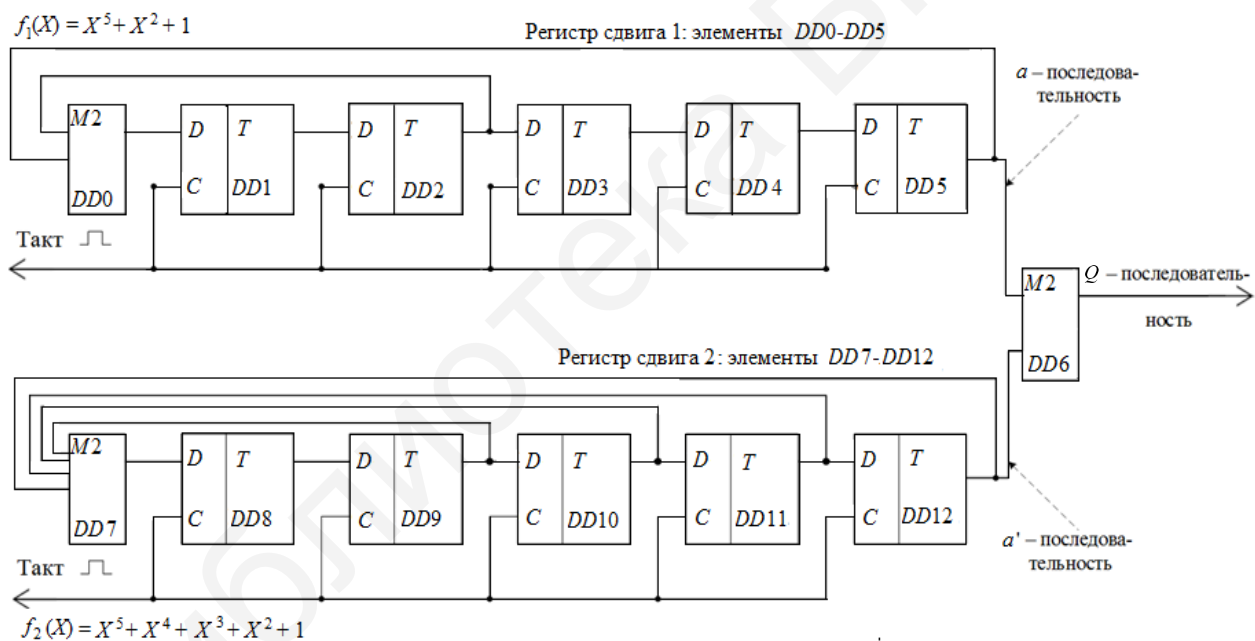


Рисунок 8.18 – Схема генератора для  $Q$ -последовательности

Процесс формирования  $Q$ -последовательностей объемом  $M = 32$  генератором (см. рисунок 8.18) можно представить следующим образом. Пусть сформированы регистрами последовательности  $a$  и  $a'$ :

$$a = \{1111100011011101010000100101100\},$$

$$a' = \{1111100100110000101101010001110\},$$

тогда

$$q_1 = a \oplus a' = \{00000000111101101111101110100010\}.$$

Затем осуществляем циклический сдвиг последовательности  $a'$  на один разряд влево, в результате получаем  $a_1' = \{1111001001100001011010100011101\}$ , которую складываем с последовательностью  $a$  и в результате получаем последовательность  $q_2 = a \oplus a_1'$ :

$$\begin{array}{r} a = \{1111100011011101010000100101100\} \\ \oplus \\ a_1' = \{1111001001100001011010100011101\} \\ \hline q_2 = \{0000101010111100001010000110001\} \end{array}$$

Продолжая циклический сдвиг последовательности  $a'$  и сложения, полученных в результате сдвига последовательностей, с последовательностью  $a$  по модулю два получили все остальные  $Q$ -последовательности.

Кодовые последовательности Гоулда применяются в глобальных системах навигации, например, в *GPS*. Так называемый «грубый» код использует последовательность Гоулда длиной 1023 символа, передающуюся с тактовой частотой 1,023 МГц. Точный же код, доступ к которому имеют военные и специальные службы, использует сверхдлинную составную последовательность с периодом повторения 267 дней и тактовой частотой 10,23 МГц. Кроме составных последовательностей Гоулда наиболее часто применяются последовательности Касами.

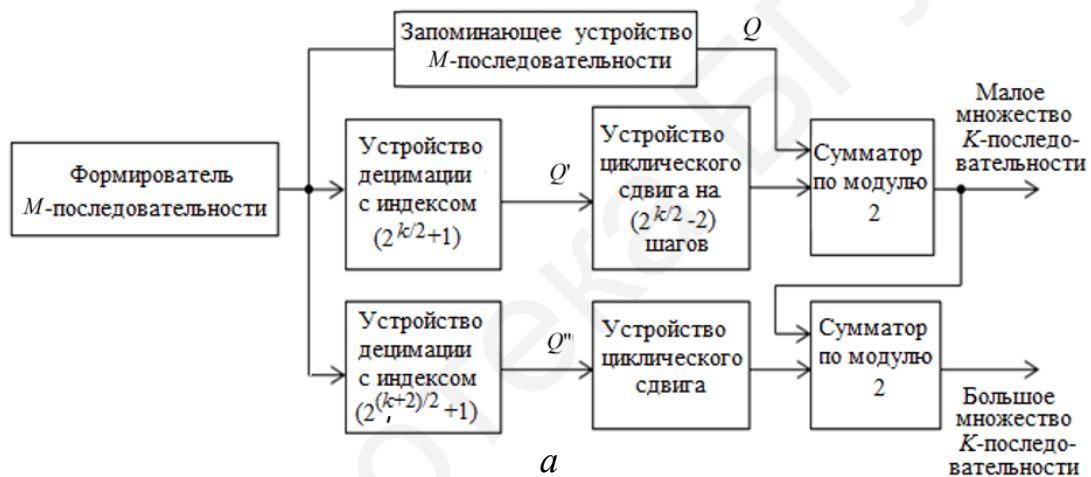
### 8.3.4 Последовательности Касами ( $K$ -последовательности)

Последовательности Касами относятся к одному из важных классов двоичных псевдослучайных последовательностей. Значимость этих последовательностей происходит из-за их очень низкой взаимной корреляции. Существуют два различных множества  $K$ -последовательностей: большое и малое. Для получения  $K$ -последовательностей, принадлежащих малому множеству, используется алгоритм, аналогичный алгоритму формирования  $M$ -последовательностей.

Малое множество состоит из  $M = 2^{k/2}$  двоичных последовательностей с периодом  $L = 2^k - 1$ , где  $k$  – степень многочлена (четное число). Алгоритм состоит в следующем. Сначала формируется  $M$ -последовательность  $Q$ . Затем в результате ее децимации с индексом  $2^{k/2} + 1$  получается последовательность  $Q'$ , которая является  $M$ -последовательностью с периодом  $L = 2^{k/2} - 1$ . Например, при  $k = 10$  период  $Q$  равен  $L = 2^{10} - 1 = 1023$ , а период  $Q'$  равен  $L = 2^{10/2} - 1 = 31$ . Поэтому на периоде последовательности  $Q$  укладывается 33 периода последовательности  $Q'$ . Последовательности малого множества Касами получают путем посимвольного сложения по mod2 последовательностей  $Q$  и  $Q'$  и всех  $2^{k/2} - 2$  циклических сдвигов последовательности  $Q'$ . Включая исходную последовательность  $Q$ , получаем  $2^{k/2}$  двоичные последовательности с периодом  $L = 2^k - 1$ .

Большое множество  $K$ -последовательностей состоит из малого множества  $K$ -последовательностей и множества  $Q$ -последовательностей с периодом  $L = 2^k - 1$ , где  $k$  – четное число. Пусть  $Q'$  и  $Q''$  являются  $M$ -последовательностями, полученными путем децимации  $M$ -последовательности, а соответственно с индексом  $2^{k/2} + 1$  и  $2^{(k+2)/2} + 1$ . Тогда последовательности, получаемые путем посимвольного сложения по mod2 последовательностей  $Q, Q', Q''$  и всех циклических сдвигов последовательностей  $Q', Q''$ , образуют большое множество  $K$ -последовательностей. Объем ансамбля  $K$ -последовательностей большого множества равен  $M = 2^{2k/2}$ , если  $k = 0(\text{mod } 4)$ , или  $M = 2^{3k/2} + 2^{k/2}$ , если  $k = 2(\text{mod } 4)$ . Авто- и взаимокорреляционные функции  $K$ -последовательностей большого множества являются пятиуровневыми.

Описанный выше алгоритм формирования малого и большого множества  $K$ -последовательности наглядно иллюстрируется структурной схемой, приведенной на рисунке 8.19, для  $Q = 100010011010111$  и  $k = 4$ .



Выход	Малое множество	Большое множество
$Q$	100010011010111	100010011010111
Децимация с индексом $2^{(k+2)} + 1 = 5$	1 0 1	1 0 1
Децимация с индексом $2^{(k+2)/2} + 1 = 9$	—	1
$Q'$	101101101101101	101101101101101
$Q''$	—	111111111111111
Малое множество $K=Q+Q'$	001111110111010	—
Большое множество $K=Q+Q'+Q''$	—	110000001000101

б

а – схема структурная; б – последовательность операций

Рисунок 8.19 – Формирование малого и большого множества  $K$ -последовательности

### 8.3.5 Кодовые последовательности Баркера

При анализе автокорреляционных функций (АКФ)  $M$ -последовательностей установлено, что короткие  $M$ -последовательности значительно уступают последовательности Баркера по автокорреляционным свойствам, несмотря на лучший баланс нулей и единиц.

Кодовая последовательность сигнала Баркера состоит из символов «1» и «-1» [6] и характеризуется АКФ вида

$$R = \pm 1 / N. \quad (8.24)$$

В таблице 8.6 приведены известные кодовые последовательности Баркера. В последнем столбце таблицы приведен уровень боковых пиков  $R$  автокорреляционной функции.

Таблица 8.6 – Кодовые последовательности Баркера и АКФ

$N$	$a_i$ при $N$													$R$
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	
3	1	1	-1	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-1/3
4	1	1	-1	1	-	-	-	-	-	-	-	-	-	+1/4
5	1	1	1	-1	1	-	-	-	-	-	-	-	-	1/5
7	1	1	1	-1	-1	1	-1	-	-	-	-	-	-	-1/7
11	1	1	1	-1	-1	-1	1	-1	-1	1	-1	-	-	-1/11
13	1	1	1	1	1	-1	-1	1	1	-1	1	-1	1	1/13

Кодовые последовательности, обладающие свойством (8.24), для  $N > 13$  не найдены.

Поэтому их применение для формирования сложных сигналов ограничено тем, что основной пик получается довольно широким. Однако коды Баркера очень удобны для создания сигналов синхронизации в цифровых системах передачи информации с простыми сигналами, в радиолокации и т. п.

### 8.3.6 Последовательности Уолша

Последовательности Уолша применяются для передачи полезной информации между базовой и абонентскими станциями системы с кодовым разделением *CDMA*.

Последовательности Уолша обладают свойством ортогональности по отношению друг к другу. С математической точки зрения ортогональность означает, что при отсутствии временного сдвига между последовательностями Уолша их скалярное произведение равно нулю. С радиотехнической точки зрения это позволяет устранить взаимные помехи при передаче информации от базовой станции к нескольким абонентским и тем самым резко повысить пропускную

способность системы связи. Данное преимущество ортогональности имеет место только в случае точной синхронизации передачи последовательностей всем абонентам. Точная синхронизация базовых и абонентских станций *CDMA* осуществляется главным образом с помощью глобальной навигационной системы *GPS*.

Последовательности (функции) Уолша могут формироваться с помощью матриц Адамара или функций Радемахера. Пусть функция Уолша определена на интервале  $[0, T]$ , за пределами этого интервала функция периодически повторяется. Введем безразмерное время  $\theta = t/T$ . Тогда функция Уолша под номером  $k$  обозначается как  $W_k(\theta)$ . Нумерация функций зависит от метода упорядочения функций. Существует упорядочение по Уолшу – в этом случае функции обозначаются так, как описано выше.

Также распространены упорядочения по Пэли, где функция обозначается как  $P_i(\theta)$ , и по Адамару, где функция обозначается как  $H_j(\theta)$ .

### 8.3.6.1 Формирование кодовых последовательностей Уолша с помощью матриц Адамара

Матрица Адамара может быть сформирована рекурсивным методом с помощью построения блочных матриц по следующей общей формуле:

$$H_{2^m} = \begin{bmatrix} H_{2^{m-1}} & H_{2^{m-1}} \\ H_{2^{m-1}} & -H_{2^{m-1}} \end{bmatrix}. \quad (8.25)$$

Так может быть сформирована матрица Адамара порядка  $N = 2^m$ , где  $m$  – целое положительное число. Полагая  $H_1 = 1$ , из (8.25) получим следующие матрицы порядка 2, 4:

$$H_2 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{bmatrix} \quad \begin{array}{l} H_0(\theta) = W_0(\theta), \\ H_1(\theta) = W_1(\theta), \end{array} \quad (8.26)$$

$$H_4 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & -1 & 1 & -1 \\ 1 & 1 & -1 & -1 \\ 1 & -1 & -1 & 1 \end{bmatrix} \quad \begin{array}{l} H_0(\theta) = W_0(\theta), \\ H_1(\theta) = W_1(\theta), \\ H_2(\theta) = W_2(\theta), \\ H_3(\theta) = W_3(\theta). \end{array} \quad (8.27)$$

Каждая строка матрицы Адамара и является функцией (кодовой последовательностью) Уолша. В общем случае в качестве последовательностей Уолша можно брать строки или столбцы матрицы Адамара. Число кодовых последовательностей равно порядку матрицы  $N$ .



В данном случае функции упорядочены по Адамару. Номер функции по Уолшу вычисляется из номера функции по Адамару путем перестановки бит в двоичной записи номера в обратном порядке с последующим преобразованием результата из кода Грея. Рассмотрим на примере матрицы  $H_4$  (таблица 8.7).

Таблица 8.7 – Вычисление номера функции по Уолшу из номера функции по Адамару

Номер по Адамару	Двоичная форма	Перестановка бит	Преобразование из кода Грея	Номер по Уолшу
$H_0(\theta)$	00	00	00	$W_0(\theta)$
$H_1(\theta)$	01	10	11	$W_3(\theta)$
$H_2(\theta)$	10	01	01	$W_1(\theta)$
$H_3(\theta)$	11	11	10	$W_2(\theta)$

В итоге получается матрица Уолша, в которой функции упорядочены по Уолшу:

$$W_4 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & -1 & -1 \\ 1 & -1 & -1 & 1 \\ 1 & -1 & 1 & -1 \end{bmatrix} \begin{matrix} W_0(\theta), \\ W_1(\theta), \\ W_2(\theta), \\ W_3(\theta). \end{matrix} \quad (8.28)$$

С помощью матриц Адамара можно производить кодирование  $k$ -битовых данных.

Ниже приведены примеры преобразования однобитовых данных с помощью ортогональных кодовых слов, состоящих из двух разрядов каждое, которые описываются строками матрицы  $H_2$ .

Набор данных

0

1

Набор ортогональных кодовых слов

$$H_2 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{bmatrix}$$

Для кодирования набора двухбитовых данных упомянутый выше набор следует расширить по горизонтали и вертикали, что дает матрицу  $H_2$ .

Набор данных

0 0

0 1

1 0

1 1

Набор ортогональных кодовых слов

$$H_4 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & \vdots & 1 & 1 \\ 1 & -1 & \vdots & 1 & -1 \\ \dots & \dots & \vdots & \dots & \dots \\ 1 & 1 & \vdots & -1 & -1 \\ 1 & -1 & \vdots & -1 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} H_2 & H_2 \\ H_2 & -H_2 \end{bmatrix}$$

Правый нижний квадрант является дополнением к исходному набору кодовых слов. С помощью подобной процедуры можно определить и ортогональный набор  $H_3$  для набора трехбитовых данных.

Набор данных

Набор ортогональных кодовых слов

$$\begin{array}{cccc}
 0 & 0 & 0 \\
 0 & 0 & 1 \\
 0 & 1 & 0 \\
 0 & 1 & 1 \\
 \\ 
 1 & 0 & 0 \\
 1 & 0 & 1 \\
 1 & 1 & 0 \\
 1 & 1 & 1
 \end{array}
 \quad
 H_8 =
 \begin{bmatrix}
 1 & 1 & 1 & 1 & \vdots & 1 & 1 & 1 & 1 \\
 1 & -1 & 1 & -1 & \vdots & 1 & -1 & 1 & -1 \\
 1 & 1 & -1 & -1 & \vdots & 1 & 1 & -1 & -1 \\
 1 & -1 & -1 & 1 & \vdots & 1 & -1 & -1 & 1 \\
 \dots & \dots & \dots & \dots & \vdots & \dots & \dots & \dots & \dots \\
 1 & 1 & 1 & 1 & \vdots & -1 & -1 & -1 & -1 \\
 1 & -1 & 1 & -1 & \vdots & -1 & 1 & -1 & 1 \\
 1 & 1 & -1 & -1 & \vdots & -1 & -1 & 1 & 1 \\
 1 & -1 & -1 & 1 & \vdots & -1 & 1 & 1 & -1
 \end{bmatrix}
 \begin{bmatrix}
 H_4 & H_4 \\
 H_4 & -H_4
 \end{bmatrix}$$

### 8.3.6.2 Формирование кодовых последовательностей Уолша с помощью функций Радемахера

Функции Радемахера называют меандровыми функциями. Они имеют временные диаграммы двоичного счетчика. Например, для  $K = 8$  функция Радемахера иллюстрирует работу 3-разрядного двоичного счетчика (рисунок 8.22).

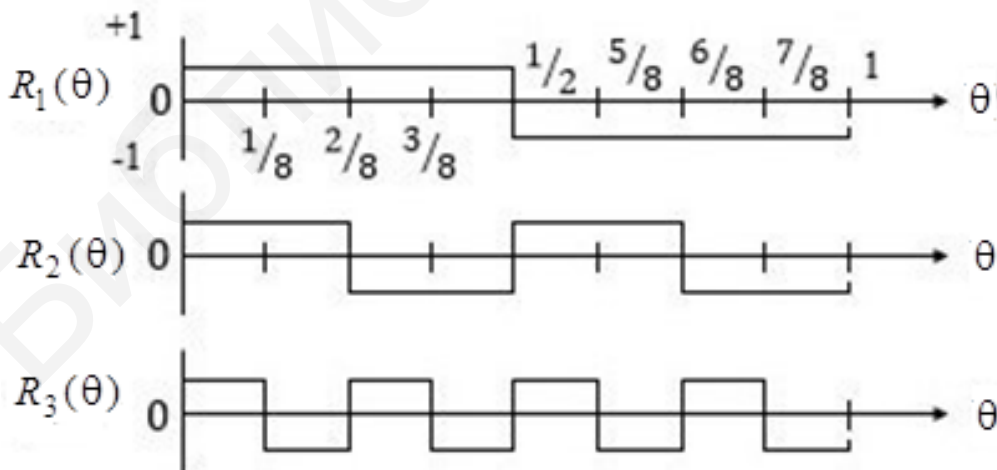


Рисунок 8.20 – Работа 3-разрядного двоичного счетчика

Функции Уолша  $W_k(\theta)$ , упорядоченные по Пали, получаются перемножением функций Радемахера:

$$\begin{aligned}
W_0(\theta) &= W_{000}(\theta) = 1, \\
W_1(\theta) &= W_{001}(\theta) = R_1(\theta), \\
W_2(\theta) &= W_{010}(\theta) = R_2(\theta), \\
W_3(\theta) &= W_{011}(\theta) = R_1(\theta) \cdot R_2(\theta), \\
W_4(\theta) &= W_{100}(\theta) = R_3(\theta), \\
W_5(\theta) &= W_{101}(\theta) = R_1(\theta) \cdot R_3(\theta), \\
W_6(\theta) &= W_{110}(\theta) = R_2(\theta) \cdot R_3(\theta), \\
W_7(\theta) &= W_{111}(\theta) = R_1(\theta) \cdot R_2(\theta) \cdot R_3(\theta).
\end{aligned}
\tag{8.29}$$

Если значению функции Уолша, равному «+1», соответствует логический ноль «0», а значению функции Уолша, равному «-1», логическую единицу «1», то операции умножения функций Радемахера будет соответствовать операция сложения по модулю два (mod2) (рисунок 8.21). Таким образом, функции Уолша могут формироваться устройством, состоящим из двоичного счетчика для получения функций Радемахера и комбинационной схемы, состоящей из сумматоров по mod2.

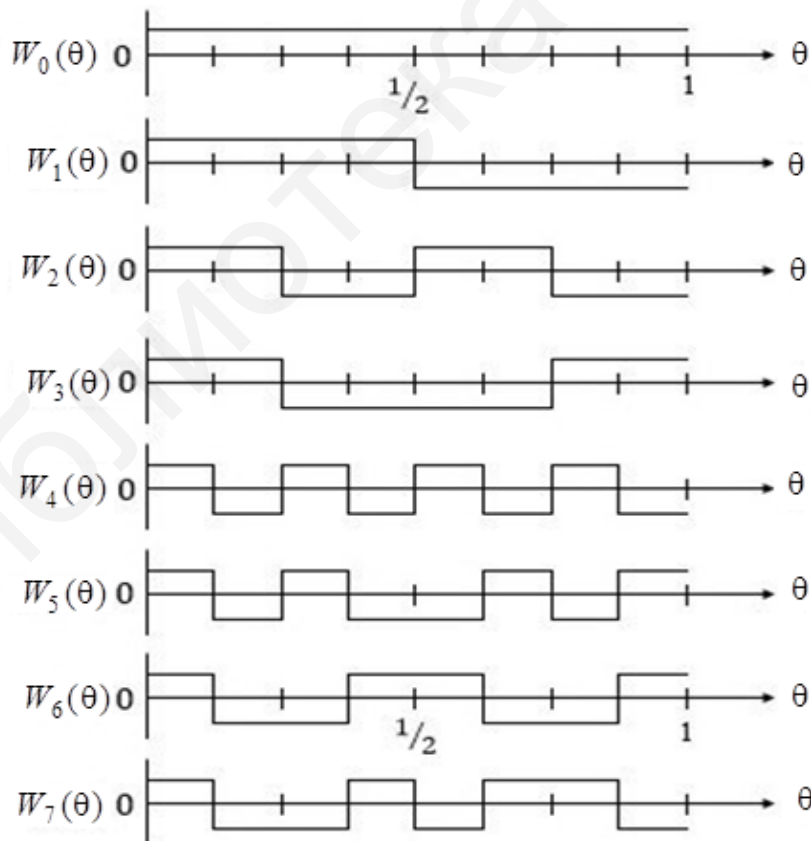


Рисунок 8.21 – Функции Уолша

### 8.3.6.3 Свойства последовательностей Уолша

Как отмечено выше, последовательности Уолша обладают свойством ортогональности (независимости). Проверка ортогональности набора кодовых слов производится с помощью уравнения:

$$z_0 = \frac{\text{количество совпавших цифр} - \text{количество несовпавших цифр}}{\text{общее количество цифр в последовательности}} = \begin{cases} 1 & \text{для } i = j, \\ 0 & \text{для } i \neq j. \end{cases} \quad (8.30)$$

Каждая пара слов в каждом наборе кодовых слов  $H_1, H_2, H_3, \dots, H_k$  содержит одинаковое количество совпадающих и несовпадающих разрядов. Поэтому в соответствии с уравнением для  $z_0$ ,  $z_{ij} = 0$  (при  $i \neq j$ ) и каждый из этих наборов ортогонален.

С математической точки зрения ортогональность означает, что скалярное произведение двух разных функций Уолша равно нулю:

$$Z_0 = \int_0^1 W_n(\theta) W_k(\theta) d\theta. \quad (8.31)$$

Определим ортогональность для последовательностей  $W_1(\theta)$  и  $W_3(\theta)$  матрицы (8.28):

$$Z_0 = \int_0^1 W_1(\theta) W_3(\theta) d\theta = \int_0^{1/4} 1^2 d\theta + \int_{1/4}^{1/2} 1 \cdot (-1) d\theta + \int_{1/2}^{3/4} (-1) \cdot 1 d\theta + \int_{3/4}^1 (-1)^2 d\theta = 0.$$

Вторым свойством последовательностей Уолша является мультипликативность, которая означает, что произведение двух функций Уолша дает функцию Уолша.

$$W_n(\theta) \cdot W_k(\theta) = W_i(\theta), \quad (8.32)$$

где  $i = n \oplus k$  – сложение по модулю 2 номеров в двоичной системе.

Тогда для последовательностей  $W_1(\theta)$  и  $W_3(\theta)$  (8.28) имеем

$$i = 01_2 + 11_2 = 10_2 = 2_{10}.$$

В результате поразрядного умножения получим

$$\begin{array}{r} 11-1-1 = W_1(\theta) \\ \times \\ \hline 1-11-1 = W_3(\theta) \\ \hline 1-1-11 = W_2(\theta) \end{array} \quad (8.33)$$

Если учесть, что «+1» соответствует логическому нулю, а значение «-1» – логической единице, тогда операция умножения (8.33) будет соответствовать операции сложения по модулю два:

$$0011 = 11 - 1 - 1 = W_1(\theta)$$

$$\oplus \quad \times \quad \quad \times$$

$$0101 = 1 - 11 - 1 = W_1(\theta)$$

$$0110 = 1 - 1 - 11 = W_2(\theta)$$

На базе матриц Адамара можно строить биортогональный и трансортogonalный набор сигналов.

### 8.3.6.4 Биортогональный код

Биортогональный набор сигналов получается из ортогонального набора в соответствии с формулой

$$B_{2^i} = \begin{bmatrix} H_{2^{i-1}} \\ -H_{2^{i-1}} \end{bmatrix}. \quad (8.34)$$

Например, набор трехбитовых данных можно преобразовать в биортогональный набор кодовых слов следующим образом.

Набор данных	Набор биортогональных кодовых слов
0 0 0	$B_8 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$
0 0 1	
0 1 0	
0 1 1	
1 0 0	
1 0 1	
1 1 0	
1 1 1	

В действительности биортогональный набор состоит из двух ортогональных кодов, таких, что для каждого кодового слова в одном наборе имеется антиподное ему слово в другом. Биортогональный набор состоит из комбинации ортогональных и антиподных сигналов.

Одно из преимуществ биортогональных кодов перед ортогональными заключается в том, что при передаче аналогичной информации размер кодового

слова биортогональных кодов вдвое меньше размера кодового слова ортогональных кодов (сравните строки матрицы  $B_8$  со строками представленной ранее матрицы  $H_8$ ). Следовательно, при использовании биортогональных кодов требования к полосе пропускания вдвое слабее, чем при использовании ортогональных кодов.

Биортогональные коды требуют половину полосы пропускания ортогональных кодов.

### 8.3.6.5 Трансортгональный код

Код, получаемый из ортогонального ряда путем удаления первого разряда каждого кодового слова, называется трансортгональным, или симплексным кодом. Например, набор двухбитовых данных можно преобразовать в трансортгональный набор кодовых слов следующим образом.

Набор данных	Набор трансортгональных кодовых слов
0 0	$T_4 = \begin{bmatrix} 0 & \vdots & 0 & 0 \\ 1 & \vdots & 0 & 1 \\ \dots & \vdots & \dots & \dots \\ 0 & \vdots & 1 & 1 \\ 1 & \vdots & 1 & 0 \end{bmatrix}.$
0 1	
1 0	
1 1	

С точки зрения минимальной энергии, необходимой для поддержания заданной вероятности ошибки, симплексный код эквивалентен равновероятному ортогональному набору. Сравнивая достоверность передачи ортогонального, биортогонального и симплексного кодов, можно сказать, что симплексный код имеет наименьшее требуемое  $E_b/N_0$  для получения определенной частоты появления символьных ошибок. Впрочем, при больших  $M$  все три схемы очень похожи между собой в смысле достоверности передачи. При этом биортогональное кодирование по сравнению с другими методами требует лишь половины полосы пропускания. В то же время для каждого из этих кодов требования к полосе пропускания (и сложность системы) экспоненциально растут с увеличением  $M$ , так что подобные схемы кодирования годятся лишь тогда, когда доступна значительная полоса пропускания.

### 8.3.6.6 Производные системы сигналов

На базе систем Уолша можно строить производные системы сигналов, которые обладают хорошими корреляционными свойствами.

Производным сигналом называется сигнал, который получается в результате перемножения двух сигналов. В случае фазоманипулированных (ФМП) сиг-

налов перемножение должно осуществляться поэлементно или, как чаще называют, посимвольно. Система, составленная из производных сигналов, называется производной. Среди производных систем особое значение имеют системы, построенные следующим образом. В качестве основы используется некоторая система сигналов, корреляционные свойства которой не вполне удовлетворяют требованиям, предъявляемых к корреляционной функции, но которая обладает определенными преимуществами с точки зрения простоты формирования и обработки. Такая система называется исходной. Затем выбирается сигнал, имеющий такую же длину, что и исходный, который обладает хорошими корреляционными свойствами. Такой сигнал называется производящим. Умножая производящий сигнал на каждый сигнал исходной системы, получаем производную систему. Производящий сигнал следует выбирать так, чтобы производная система была действительно лучше исходной, т. е. чтобы она обладала хорошими корреляционными свойствами.

Например, в качестве исходной возьмем вторую строку матрицы  $H_8$   $W_1(\theta) = 1-11-11-11-1$ , а в качестве производящего сигнала возьмем кодовую последовательность Баркера при  $N=7$  с дописанным к ней спереди нулем, т. е.  $1-1-1-111-11$ . В результате посимвольного умножения получим производящий сигнал в виде последовательности  $11-111-1-1-1$ .

В заключение следует сказать, что для выделения сигнала Уолша на выходе приемника применяется цифровой фильтр. При ортогональных сигналах фильтр можно настроить таким образом, что на его выходе всегда будет логический «0», за исключением случаев, когда принимается сигнал, на который он настроен. Кодирование по Уолшу применяется в прямом канале (от базовой станции к абонентскому терминалу) для разделения пользователей. В системах *CDMA* все абонентские станции работают одновременно в одной полосе частот. Согласованные фильтры приемников базовой станции квазиоптимальны в условиях взаимной интерференции между абонентами одной соты и весьма чувствительны к эффекту «далеко – близко». Для максимизации абонентской емкости системы необходимо, чтобы терминалы всех абонентов излучали сигналы такой мощности, которая обеспечила бы одинаковый уровень принимаемых базовой станцией сигналов. Чем точнее управление мощностью, тем больше абонентская емкость системы.

### 8.3.7 Сигналы на основе явления динамического хаоса

Упомянутые  $M$ -последовательности, последовательности Гоулда и Касами имеют линейный алгоритм формирования. Основным недостатком таких последовательностей является их предсказуемость и связанная с этим недостаточная скрытность передачи. Нелинейные последовательности более непредсказуемы.

Явление динамического хаоса состоит в том, что движение детерминированной динамической системы при определенных условиях имеет свойства ши-

рокопосного хаотического процесса. Принципиальная особенность алгоритмов, описывающих данное явление, заключается в их нелинейности, а особенность генерируемого временного процесса – в его непериодичности. Это открывает возможности поиска нового класса случайных последовательностей для применения в радиотехнических системах различного назначения широкополосных хаотических сигналов, которые в большей мере соответствуют требованиям, предъявляемым к псевдослучайным последовательностям. Наиболее полно можно ознакомиться с сигналами на основе явления динамического хаоса в [21, 22].

## **8.4 Примеры применения сложных сигналов в цифровых системах передачи данных**

Применение сложных сигналов позволяет в ряде случаев решать задачи передачи информации более успешно по сравнению с традиционными методами. К таким случаям можно отнести передачу информации по каналам с многолучевым эффектом распространения; ослабление мешающего действия различных систем, работающих в том же диапазоне частот; повышение эффективности использования выделенного диапазона частот; ослабление влияния узкополосных помех и т. п. Кроме этого, сложные сигналы открывают ряд возможностей построения систем с такими свойствами, которые не могут быть получены в системах с простыми сигналами: скрытность, крипто- и имитостойкость связи; возможность одновременно с передачей информации измерять координаты движущегося объекта, на котором расположена передающая часть системы, и т. д.

Ниже кратко рассматриваются некоторые примеры применения сложных сигналов.

### **8.4.1 Применение сложных сигналов в многолучевых каналах**

Эффект многолучевого распространения в каналах со случайными параметрами приводит к появлению интерференции между соседними посылками сигнала и их замираниям. При простых сигналах влияние интерференции можно уменьшить, только увеличивая длительность посылок, что, естественно, приводит к уменьшению скорости передачи. Для ослабления существенных замираний уровня простые сигналы приходится принимать методами разнесенного приема.

Применение сложных сигналов в ряде случаев позволяет решить задачу ослабления влияния интерференции и замираний более успешно. Рассмотрим для этого рисунок 8.22, на котором показаны огибающие одной посылки сложного сигнала, пришедшей по трем разным лучам. Полагаем, что замирания являются общими и за время, равное длительности посылки  $t_0$ , амплитуда и начальная фаза элементов сигнала не меняются.

Оптимальная обработка посылки сложного сигнала корреляторами или согласованными фильтрами дает выходное напряжение, вид которого совпадает с



корреляционной функцией этой посылки. Выходные напряжения, соответствующие одной и той же посылке и разным лучам, показаны на рисунке 8.22, б. Длительность основного лепестка этого напряжения приблизительно равна величине

$$\tau_{\text{ВЫХ}} \approx 1 / \Delta F_s = \tau_0 / (\Delta F_s \tau_0) = \tau_0 / B. \quad (8.35)$$

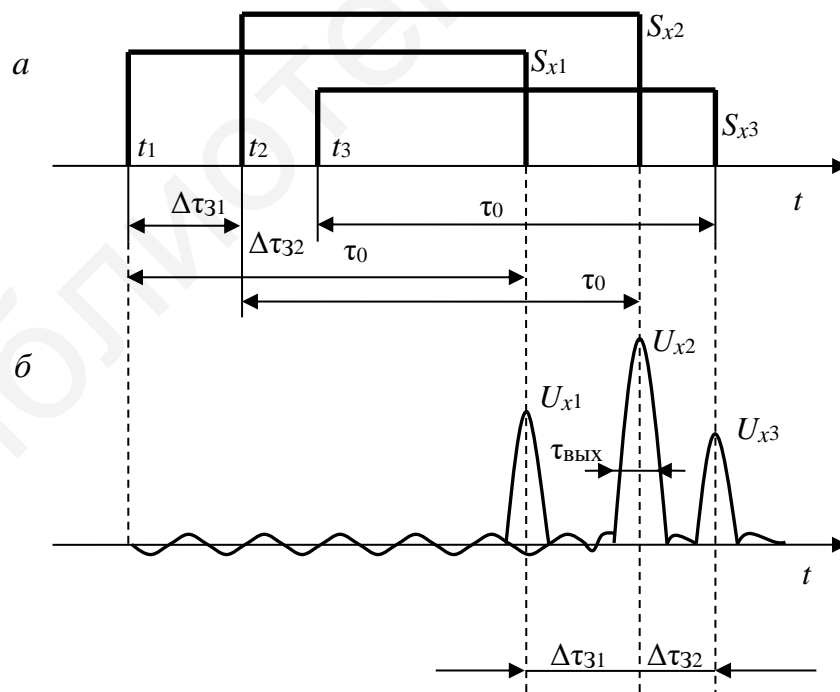
Если база сигнала значительна ( $B \gg 1$ ), то  $\tau_{\text{ВЫХ}} \ll \tau_0$  и, следовательно, в результате обработки посылки происходит ее «сжатие» по времени. Нетрудно видеть, что при условии

$$\Delta\tau_{3\text{min}} \geq \tau_{\text{ВЫХ}} \quad (8.36)$$

выходные напряжения разделяются друг от друга, несмотря на то, что на входе посылки от разных лучей перекрываются. Из (8.35) и (8.36) следует, что база сигнала, при которой обеспечивается разделение лучей с минимальной разностью запаздывания  $\tau_{3\text{min}}$ , должна удовлетворять условию

$$B \geq \tau_0 / \Delta\tau_{3\text{min}}.$$

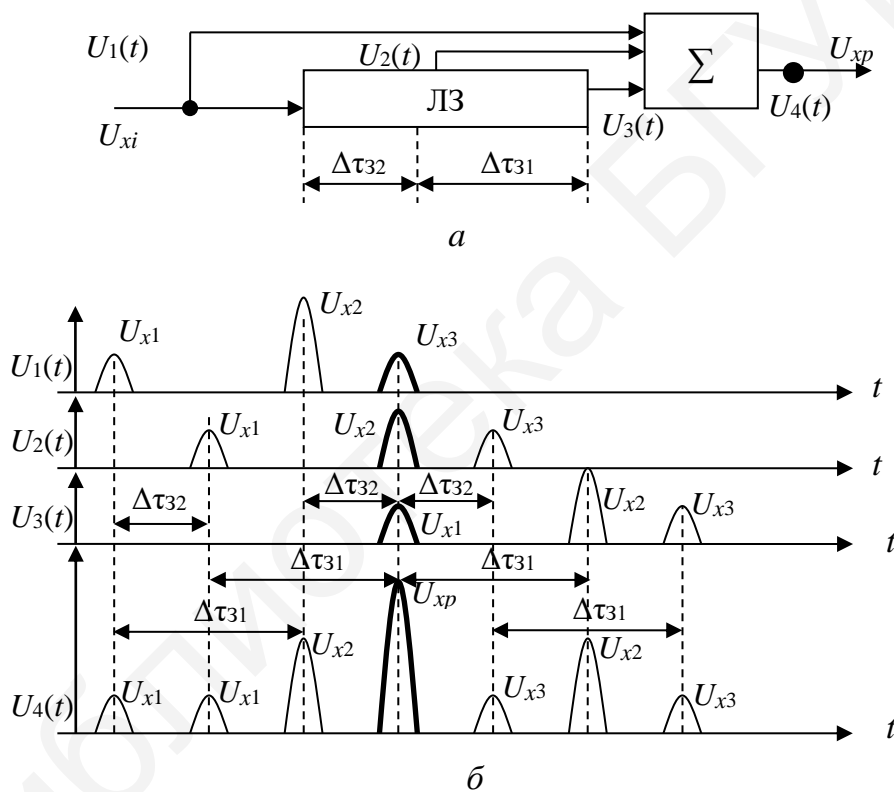
Так как огибающие посылки, пришедшей по разным лучам  $S_{x1}$ ,  $S_{x2}$ ,  $S_{x3}$ , случайны, то случайны и выходные напряжения  $U_{x1}$ ,  $U_{x2}$ ,  $U_{x3}$ .



а – пришедшего по трем разным лучам; б – на выходе приемника

Рисунок 8.22 – Огибающие сложного сигнала

Оптимальная обработка посылок представляет собой линейную операцию, поэтому закон распределения выходных напряжений остается таким же, как и у огибающих. Если выходные напряжения обработать далее схемой, показанной на рисунке 8.23, а, то на ее выходе образуется последовательность импульсов со случайными амплитудами (рисунок 8.23, б), среди которых будет импульс с амплитудой  $U_{xp}$ . Поскольку этот импульс представляет собой результат сложения трех импульсов со случайными амплитудами  $U_{x1}$ ,  $U_{x2}$  и  $U_{x3}$ , закон распределения величины  $U_{xp}$  изменится по сравнению с распределениями случайных величин  $U_{x1}$ ,  $U_{x2}$  и  $U_{x3}$ . В частности, если величины  $U_{x1}$ ,  $U_{x2}$  и  $U_{x3}$  подчиняются распределению Рэлея, то распределение  $U_{xp}$  определяется композицией этих распределений и, следовательно, замирания величин  $U_{xp}$  менее глубоки, чем замирания случайных величин  $U_{x1}$ ,  $U_{x2}$  и  $U_{x3}$ . Нетрудно видеть, что указанная процедура эквивалентна разнесенному приему с линейным сложением трех ветвей.



а – схема устройства; б – временные диаграммы

Рисунок 8.23 – Процесс обработки посылок

Так как время запаздывания лучей и разность хода между ними случайны, то в общем случае необходимо применять линию с временем задержки

$$\tau_{\text{ЛЗ}} = \Delta\tau_{3\text{max}} - \Delta\tau_{3\text{min}} = \tau_p,$$

равным времени многолучевого растяжения сигнала, а отводы брать через интервалы, равные минимальному времени запаздывания  $\Delta\tau_{3\text{min}}$ . Значения  $\Delta\tau_{3\text{min}}$  и  $\Delta\tau_{3\text{max}}$  определяются при экспериментальных исследованиях свойств конкретного канала. Таким образом, применение широкополосных сигналов позволяет

разделить перекрывающиеся сигналы, приходящие по разным лучам. Это дает возможность эффективно использовать энергию сигналов от отдельных лучей и существенно ослабить влияние замираний, обусловленных эффектом многолучевого распространения.

#### 8.4.2 Применение широкополосных сигналов для борьбы с помехами

Применение широкополосных сигналов иногда позволяет эффективно бороться с различными помехами, спектр которых сосредоточен в значительно более узком диапазоне частот по сравнению с диапазоном, занимаемым спектром широкополосного сигнала.

Как уже неоднократно указывалось, помехоустойчивость оптимального приема в гауссовских каналах зависит от величины [11]

$$\alpha^2 = E_b / P_0 = (P_c / P_{\Pi})_{\text{ВХ}} B = \rho^2 \cdot B, \quad (8.37)$$

где  $E_b$  – энергия посылки длительностью  $\tau_0$ ;  
 $P_0$  – спектральная плотность шума на выходе коррелятора;  
 $P_c$  – мощность широкополосного сигнала;  
 $P_{\Pi}$  – мощность шума;  
 $B$  – база сигнала.

Для широкополосных сигналов с большим значением базы ( $B \gg 1$ ) требуемая величина  $\alpha$ , при которой достигается заданная вероятность ошибки приема, может быть получена при малом входном отношении мощности сигнала к мощности шума. Это означает, что уровень сигнала на входе приемника оказывается значительно меньше уровня шума. Если ввести условную величину  $P_{0c}$ , характеризующую среднюю интенсивность мощности сигнала на единицу полосы, то для сигнала с большой базой можно записать условие

$$(P_c / P_{\Pi})_{\text{ВХ}} = P_c / P_0 \Delta F_s = (P_{0c} / P_0)_{\text{ВХ}} \ll 1.$$

Чем больше база сигнала, тем сильнее посылка «замаскирована» в шумах. При таких условиях обнаружить сам факт работы системы затруднительно. Так как мощность сигнала в такой системе распределена в широкой полосе частот, то ее интенсивность мала и такой сигнал практически не создает сколь-нибудь заметных помех системам, в которых используются значительно более узкополосные сигналы. Работа систем с узкополосными сигналами также не окажет существенного влияния на работу систем с широкополосными сигналами, если применять фильтрацию той части спектра широкополосного сигнала, где действует узкополосный сигнал. Потеря мощности широкополосного сигнала из-за такой фильтрации определяется соотношением

$$\Delta P_c / P_c = \Delta F_b / \Delta F_s \equiv 1 / B \ll 1,$$

где  $\Delta F_b$  – ширина спектра узкополосного сигнала.

При большой базе эти потери незначительны и не приводят к заметному уменьшению величины напряжения после оптимальной обработки широкополосного сигнала.

Таким образом, применение широкополосных сигналов открывает возможность одновременной работы в одном и том же диапазоне частот узкополосных и широкополосных систем без заметного влияния их друг на друга (частотная совместимость систем).

На рисунке 8.24 представлена зависимость базы ШПС  $B$  от отношения сигнал/помеха на входе  $\rho^2$ , дБ, при значениях  $\alpha^2$ , равных 10, 20 и 30 дБ и построенных согласно (8.37). Например, если необходимо иметь  $\alpha^2 = 20$  дБ, а на входе приемника  $\rho^2 = -40$  дБ, то требуемая база должна быть равна 60 дБ, т. е.  $B = 10^6$ .

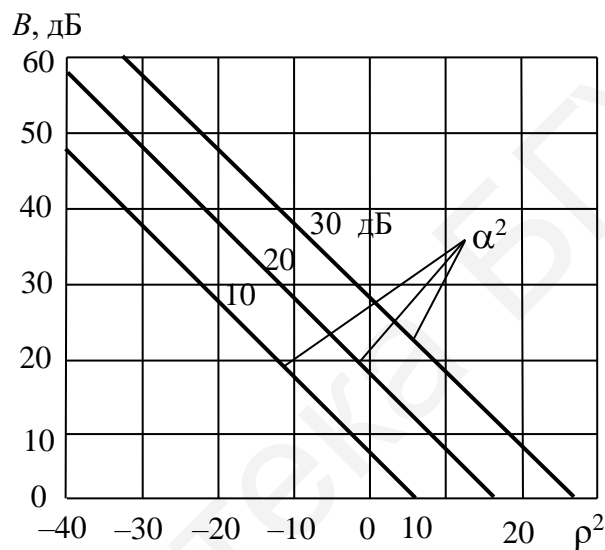


Рисунок 8.24 – Зависимость базы ШПС от отношения сигнал/помеха на выходе приемника

Соотношение (8.37) является фундаментальным в теории систем связи с ШПС. Значения  $\alpha^2$  получены для помехи в виде белого шума с равномерной спектральной плотностью мощности в пределах полосы частот, ширина которой равна ширине спектра ШПС. Вместе с тем эти соотношения справедливы для широкого круга помех (узкополосных, импульсных, структурных), что и определяет их фундаментальное значение.

### 8.4.3 Применение сложных сигналов для улучшения эффективности использования отведенного диапазона частот

Непрерывное увеличение числа различных систем связи делает особенно важной задачу рационального использования отведенных диапазонов частот. Наиболее распространенным до сих пор методом использования диапазона частот, выделенного для определенного класса систем, является метод частотной селекции сигналов. В соответствии с этим методом каждой системе выделяется

определенный поддиапазон частот в пределах общего выделенного диапазона и разделение сигналов разных систем достигается их частотной селекцией.

Сложные сигналы можно разделять не только по частоте, но и по форме [11]. Разделение по форме (кодовое или структурное разделение) основано на корреляционных свойствах ансамбля сложных сигналов, различающихся тонкой структурой (формой), обусловленной расположением последовательности элементов, образующих эти сигналы. Хорошие корреляционные свойства ансамбля сложных сигналов позволяют успешно использовать такие сигналы в системах, работающих одновременно в одном и том же диапазоне частот.

Выясним, при каких условиях такое применение сложных сигналов может улучшить эффективность использования отведенного диапазона частот по сравнению со случаем частотной селекции.

Пусть в отведенном диапазоне частот  $\Delta f_{\text{общ}}$  необходимо организовать разветвленную сеть связи, позволяющую каждому из  $N$  абонентов в любое время связаться с любым другим абонентом.

При частотном уплотнении каждому абоненту выделяется полоса частот  $\Delta f_k$ , а для улучшения условий селекции этих полос вводятся защитные полосы  $\Delta f_{\text{защ}}$ . Тогда

$$\begin{aligned}\Delta f_k + \Delta f_{\text{защ}} &= \Delta f_k (1 + \alpha_{\text{защ}}) = \Delta f_{\text{общ}} / N, \\ \Delta f_k &= \Delta f_{\text{общ}} / N(1 + \alpha_{\text{защ}}),\end{aligned}$$

где  $\alpha_{\text{защ}}$  – коэффициент, учитывающий введение защитной полосы.

При уплотнении по форме (кодовое или структурное уплотнение) все  $N$  абонентов используют весь отведенный диапазон.

Для сравнения эффективности использования полосы в первом и втором случаях воспользуемся критерием удельных затрат полосы. Тогда

$$\beta_{\text{I}\Delta f} = \frac{\Delta f_{\text{общ}}}{\sum_{i=1}^N C_{\text{I}i}}, \quad \beta_{\text{II}\Delta f} = \frac{\Delta f_{\text{общ}}}{\sum_{i=1}^N C_{\text{II}i}},$$

где  $C_{\text{I}i}$  и  $C_{\text{II}i}$  – пропускная способность по  $i$ -му каналу в первом и втором случаях соответственно.

Далее для простоты будем полагать, что эти значения не зависят от номера канала, и обозначим их  $C_{\text{I}k}$  и  $C_{\text{II}k}$ . Очевидно, что условием лучшей эффективности систем со сложными сигналами является

$$\frac{\beta_{\text{II}\Delta f}}{\beta_{\text{I}\Delta f}} = \frac{C_{\text{I}k}}{C_{\text{II}k}} < 1. \quad (8.38)$$

Для конкретизации этого условия воспользуемся формулой Шеннона. При этом будем считать, что мощность сигнала и спектральная плотность шума в обоих случаях одинаковы. Тогда

$$C_{Ik} = \frac{\Delta f_{\text{общ}}}{N(1 + \alpha_{\text{защ}})} \log_2 \left[ 1 + \frac{P_c N(1 + \alpha_{\text{защ}})}{P_0 \Delta f_{\text{общ}}} \right],$$

$$C_{\text{Шк}} = \Delta f_{\text{общ}} \log_2 \left[ 1 + \frac{P_c}{P_0 \Delta f_{\text{общ}}} \right]. \quad (8.39)$$

С учетом (8.39) условие (8.38) принимает вид

$$\frac{\log_2[1 + AN(1 + \alpha_{\text{защ}})]}{N(1 + \alpha_{\text{защ}}) \log_2(1 + A)} < 1, \quad (8.40)$$

где  $A = P_c / P_0 \Delta f_{\text{общ}} = (P_c / P_{\text{п}})_{\text{вх}}$ .

Эта величина определяет отношение сигнал/шум на входе приемника системы со сложными сигналами. Для таких сигналов  $A < 1$ . Так как отношение логарифмов не зависит от их основания, то, перейдя к натуральным логарифмам и используя разложение  $\ln(1 + A) \approx A$  (при  $A \leq 0,2$ ), получим

$$\frac{\ln[1 + AN(1 + \alpha_{\text{защ}})]}{AN(1 + \alpha_{\text{защ}})} < 1. \quad (8.41)$$

Исследование этого условия показывает, что оно выполняется, начиная со значений

$$AN(1 + \alpha_{\text{защ}}) \geq 0,23. \quad (8.42)$$

Величину  $\alpha_{\text{защ}}$  обычно выбирают в пределах 0,1–0,3. Принимая  $\alpha_{\text{защ}} = 0,2$  и учитывая выражение для  $A$ , получаем из (8.42) следующее условие:

$$N(P_c/P_{\text{п}})_{\text{вх}} \geq 0,2. \quad (8.43)$$

Это условие определяет минимальное число каналов, начиная с которого система со сложными сигналами эффективнее использует полосу, чем системы с простыми сигналами. Чем меньше отношение сигнал/шум (чем больше база сигнала), тем при большем числе каналов начинается улучшение.

Примерами систем, эффективно использующих выделенный диапазон частот, могут служить различные дискретно-адресные системы с вызовом произвольного абонента, спутниковые системы связи со свободным доступом и т. п.

Такие системы позволяют осуществлять связь между большим числом различных абонентов в любое необходимое время, т. е. эти системы являются несинхронными. Очень часто подобные системы называют асинхронно-адресными. Так как асинхронно-адресные системы, работающие в одном и том же диапазоне частот, могут создавать друг другу взаимные помехи, одной из основных проблем при их разработке является проблема выбора сигналов. Эти сигналы должны принадлежать к ансамблю с «хорошими» корреляционными свойствами (обеспечивать малые значения взаимокорреляционных функций по сравнению с основным пиком автокорреляционных функций). Для этого часто используют многочастотные составные сигналы, получаемые частотно-временным кодированием. Применение таких сигналов позволяет упростить приемно-передающую аппаратуру систем.

Обычно передачу цифровой информации в асинхронно-адресных системах ведут двоичными сигналами. Поэтому из выбранного ансамбля каждой системе выделяется один (при передаче с пассивной паузой) или два (при передаче с активной паузой) сложных сигнала. Эти же сигналы одновременно исполняют роль «адреса» данной системы. Каждое приемное устройство может быть настроено на «адрес» любой системы, с которой необходимо установить связь.

Получить ансамбль большого числа сигналов, обладающих «хорошими» корреляционными свойствами, затруднительно. Поэтому некоторые сигналы могут давать заметные значения взаимокорреляционных функций. Если число одновременно работающих систем достаточно велико, то уровень помех на выходе коррелятора или оптимального фильтра приемника может быть значительным, так как он пропорционален сумме взаимокорреляционных функций сигналов работающих систем. Такие взаимные помехи являются основным фактором, ухудшающим качество передачи информации в адресных системах. Для ослабления их в подобных системах часто применяют определенную дисциплину работы. Если число активных систем возрастает настолько, что уровень взаимных помех становится недопустимым, то определенная часть систем должна прекращать работу.

#### 8.4.4 Скрытность системы связи

Скрытность системы связи – это способность противостоять обнаружению и измерению параметров. Скрытность – понятие очень емкое, так как включает в себя большое множество особенностей обнаружения ШПС и измерения их параметров. Поскольку обнаружение ШПС и измерение параметров возможны при различной первоначальной осведомленности (априорной неопределенности) о системе связи, то можно указать только основные соотношения, характеризующие скрытность. Когда известно, что в данном диапазоне частот может работать система связи, но параметры ее неизвестны, то в этом случае можно говорить об энергетической скрытности системы связи, так как ее обнаружение возможно с помощью анализа спектра (энергетическое обнаружение). Характеристика обнаружения (вероятности ложной тревоги и пропуска сигнала) полностью определяется отношением сигнал/помеха на входе приемника-анализатора  $\rho^2 = P_c/P_n$ ,

где помеха представляет собой собственный шум приемника  $P_{\text{ш}} = kT_0(N_{\text{ш}} - 1)F_s$ , а  $k$  – постоянная Больцмана,  $T_0$  – температура окружающей среды,  $N_{\text{ш}}$  – коэффициент шума приемника. Время обнаружения ШПС при условии  $\rho^2 \ll 1$  приближенно определяется соотношением  $T_{\text{обн}} = F_s^{-1}(\rho^2)^{-2}2q^4$ , или

$$T_{\text{обн}} \approx aF_s, \quad (8.44)$$

где размерная постоянная  $a = 2[q^2kT_0(N_{\text{ш}} - 1)/P_c]^2$  зависит как от шумовых свойств приемника, мощности сигнала на входе, так и от требуемого отношения сигнал/помеха на выходе  $q^2$ .

Таким образом, чем шире ширина спектра ШПС, тем больше время обнаружения, тем выше энергетическая скрытность системы связи.

Таким образом, чем шире спектр ШПС и чем больше его база, тем выше как энергетическая, так и параметрическая скрытность. Для борьбы с радиоразведкой в помехозащищенных системах связи применяют также смену ШПС. Частота смены ШПС, их выбор из некоторого ансамбля (системы сигналов) определяется многими требованиями к системе связи и не может быть однозначно определена. Однако полагают, что число сигналов в системе (или объем системы сигналов) должно быть много больше базы ШПС. Можно предположить, что для помехозащищенных систем связи объем системы сигналов  $L$  определяется степенным законом [6]:

$$L = B^m, \quad (8.45)$$

где  $m$  – некоторое число, по крайней мере удовлетворяющее условию  $m \geq 2$ , хотя для работы может использоваться гораздо меньшее число ШПС.

Следовательно, использование ШПС повышает помехоустойчивость и скрытность системы связи, т. е. ее помехозащищенность. ШПС используют в спутниковых и авиационных системах связи, радиорелейных линиях, спутниковых навигационных системах и мобильных системах связи.

#### 8.4.5 Кодовое разделение абонентов

Благодаря быстрому развитию микроэлектроники, ШПС нашли широкое применение в коммерческих системах связи. Основой этих систем является кодовое разделение абонентов за счет ШПС, отличающихся по форме.

При уплотнении тракта связи должно быть выполнено условие, чтобы канальные системы были ортогональны, т. е. независимы. Ранее были рассмотрены системы с ортогональными канальными сигналами по времени или по частоте. Но также имеется возможность получить ортогональные канальные сигналы при перекрытии и во времени, и по спектру за счет особой формы поднесущих сиг-



налов. Например, полиномы Чебышева, функции Уолша, Хаара и другие образуют системы ортогональных функций. Использование в качестве поднесущих ансамблей ортогональных функций позволяет создавать многоканальные системы с разделением каналов по форме.

#### 8.4.5.1 Синхронные адресные системы

Системы связи с кодовым разделением каналов (КРК) являются адресными системами, так как сигналы абонента выполняют роль его адреса. Адресные системы разделяются на два класса: синхронные адресные системы (САС) и асинхронные адресные системы (ААС). Первые используются при централизованном объединении абонентов, вторые – при автономном. В САС передача информации осуществляется таким образом, что переносчики информации удовлетворяют условию ортогональности.

Главным фактором при выборе ансамбля ортогональных сигналов является простота технической реализации аппаратуры уплотнения и разделения каналов. Нашли практическое применение в системах уплотнения каналов по форме в качестве поднесущих функции Уолша и Хаара.

Рассмотрим систему уплотнения каналов по форме (УКФ) при использовании функции Уолша в качестве поднесущих. Для практического генерирования функций Уолша используется система упорядочения Уолша – Пэли. В этой системе все функции Уолша выражаются через функции Радемахера (см. пункт 8.3.6).

Представление функций Уолша комбинацией функций Радемахера определяет простой способ их генерирования.

Канальные сигналы  $Y_j(t)$  получатся модуляцией поднесущей соответствующего канала сигналом передаваемой по каналу информации. Наиболее просто осуществляется амплитудная модуляция, при которой модулирующий сигнал  $X_j$  перемножается с соответствующей, выбранной для данного канала функцией Уолша, называемой в данном случае *адресом*  $A_j(\theta)$ :

$$Y_i = X_i \cdot A_i(\theta). \quad (8.46)$$

В случае представления сообщений двоичной последовательностью символов  $x_i = (x_{i1}, x_{i2}, \dots, x_{ie})$  значение каждого символа  $x_{ji}$  умножается поочередно на соответствующую функцию Уолша, выбранную для данного канала. Тогда канальный сигнал будет состоять из  $I$  кодовых комбинаций значностью  $n$ , передаваемых последовательно.

Вследствие того что модулированный канальный сигнал получится умножением (сложением по mod2) двоичных последовательностей информационного сигнала, состоящего из единиц и нулей, на функцию Уолша (адрес данного канала), канальный сигнал будет совпадать с функцией Уолша при передаче символа «0» и противоположен при передаче символа «1» (рисунок 8.25).

Следует иметь в виду, что на рисунке 8.25 отрицательному значению функции Уолша соответствует символ «1» сигнала адреса, а положительному значению – символ «0».

Групповой сигнал  $Y_{гр}$  можно получить из канальных как линейным, так и нелинейным способами. Простейший способ линейного сложения (уплотнения) состоит в алгебраическом сложении канальных сигналов. Групповой сигнал при этом получается многоуровневым, что затрудняет разделение каналов на приеме.

Двухуровневый групповой сигнал получается в случае нелинейного сложения (уплотнения). Среди нелинейных сложений существует способ мажоритарного сложения, при котором значение группового сигнала определяется знаком алгебраической суммы канальных сигналов.

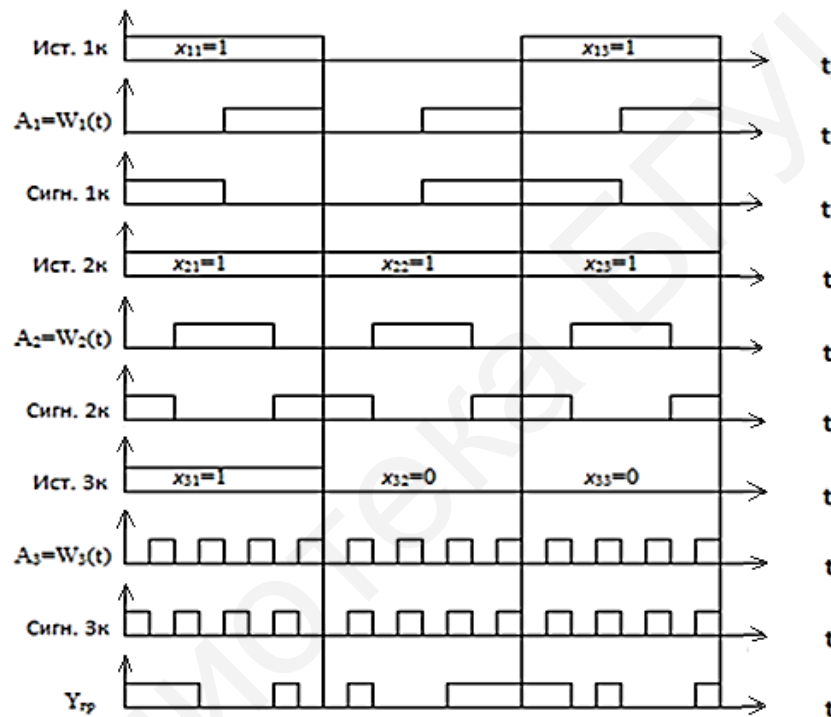


Рисунок 8.25 – Процесс получения группового сигнала

По правилу мажоритарности значение символа группового сигнала  $Y_{гр} = 1$ , если большинство символов канальных сигналов в данный момент времени имеют значение «1», и  $Y_{гр} = 0$ , если большинство символов канальных сигналов равно «0» в рассматриваемый момент (отрезок) времени. Если решение на выходе мажоритарного элемента принимается по большинству однотипных канальных символов, действующих одновременно, следовательно, количество каналов в системе должно быть нечетным.

В соответствии с изложенным структура передающей части системы уплотнения каналов по форме представлена на рисунке 8.26.

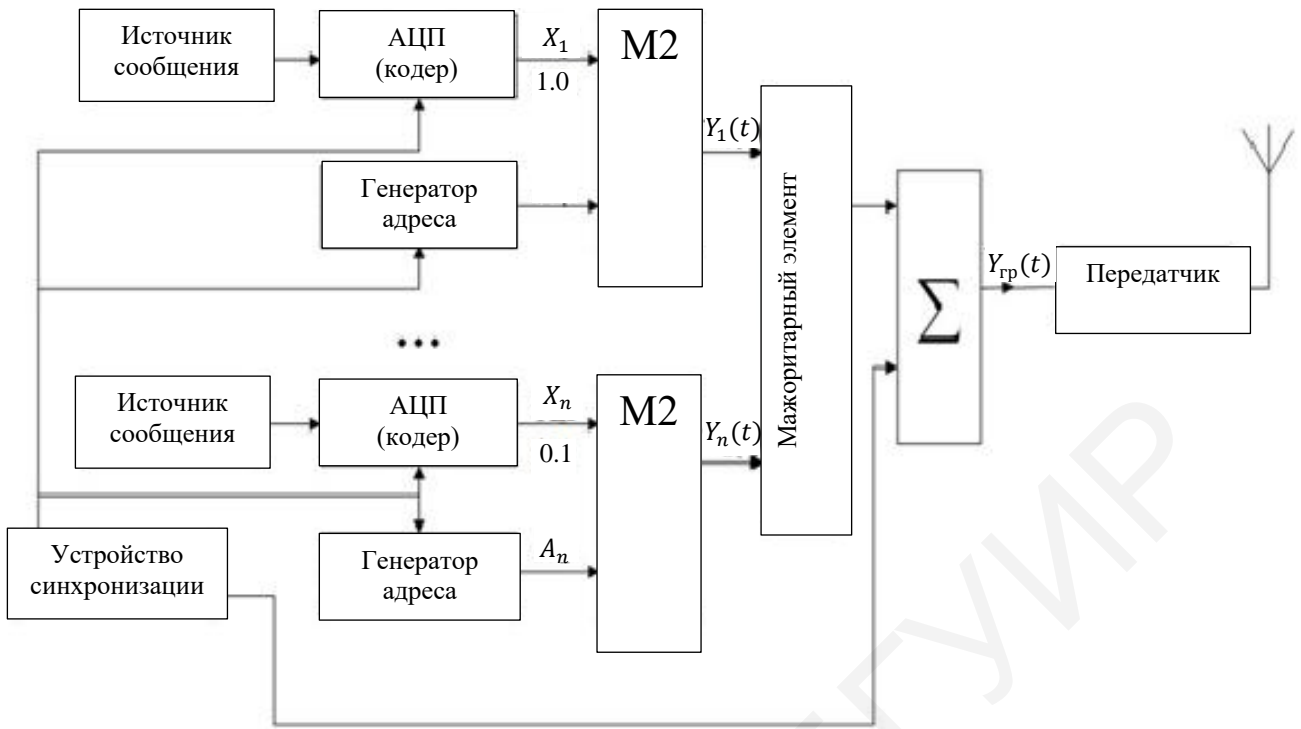


Рисунок 8.26 – Структурная схема передающей части системы уплотнения каналов по форме

Следует иметь в виду, что функции Уолша ортогональны в точке, т. е. при их смещении относительно друг друга ортогональность теряется. Поэтому совместно с групповым сигналом необходимо передавать синхросигнал, по которому на приеме должны восстанавливаться функции Уолша, синфазные передающим. Они на приеме являются адресами для «распознавания» канальных сигналов при их разделении.

Разделение канальных сигналов осуществляется путем вычисления коэффициента корреляции в каждом канале между принятым групповым сигналом и восстановленной функцией Уолша (адреса) данного канала (рисунок 8.27):

$$\tau_i = \int_0^T Y_r(t, x) \cdot A_i(t) dt.$$

Для решения о принятом сигнале коэффициент корреляции сравнивают с пороговым уровнем. При мажоритарном уплотнении каналов оценка принятого символа определяется знаком коэффициента корреляции. Если коэффициент корреляции остается меньше нуля, принимается решение о приеме символа «1», если  $r_i > 0$ , принимается решение о приеме символа «0».

Прием группового сигнала и разделение канальных сигналов в схеме (рисунок 8.27) иллюстрируется временной диаграммой (рисунок 8.28).

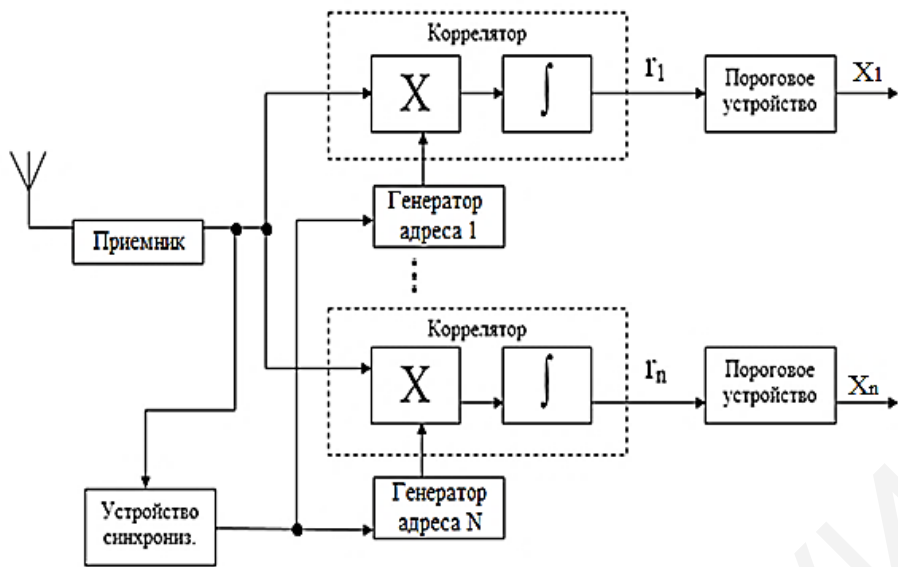


Рисунок 8.27 – Структурная схема приемной части системы уплотнения каналов по форме

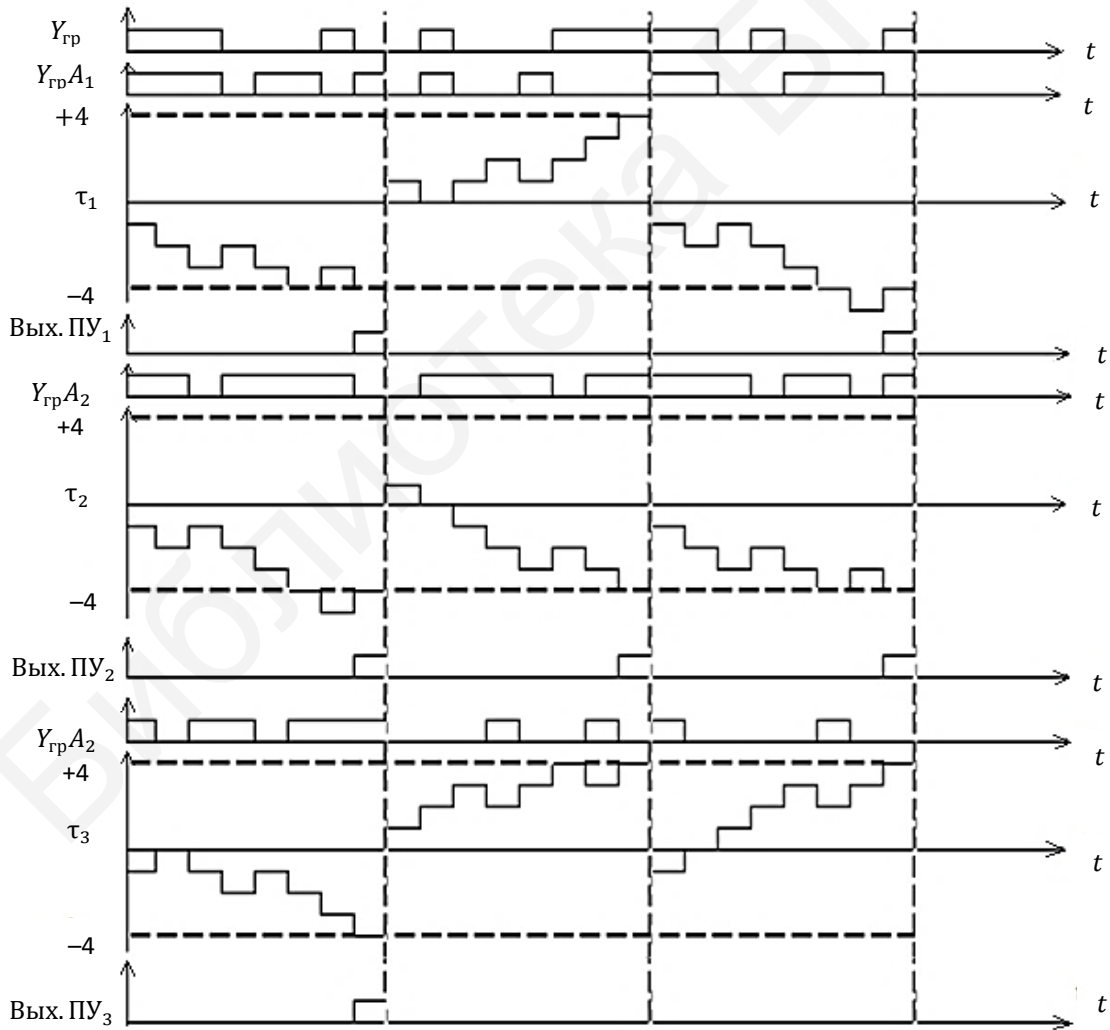


Рисунок 8.28 – Временная диаграмма приема группового сигнала и разделения каналных сигналов

При действии помех в канале связи возможны искажения группового сигнала. При этом изменяются коэффициенты корреляции на выходе корреляторов приемного устройства. Распознавание символов будет верным до тех пор, пока не изменится знак коэффициента корреляции. Следовательно, система уплотнения тракта связи по форме с использованием в качестве поднесущих функций Уолша обладает некоторым запасом по помехоустойчивости. При восьмиэлементной функции Уолша система способна «исправлять» один сбой на кодовую последовательность из восьми символов.

При больших базах можно построить большое число различных ШПС. Например, пусть ШПС представляет собой фазоманипулированный сигнал, состоящий из радиоимпульсов, фазы которых 0 или  $\pi$ , а число их равно  $B$ . Можно построить множество сигналов (так называемый полный код), число сигналов в котором равно  $2^B$ , а сигналы между собой отличаются хотя бы в одном импульсе. Если положить  $B = 100$ , то имеем  $2^{100} > 2^{30}$  различных сигналов. Из такого большого множества можно отобрать систему сигналов так, чтобы каждому абоненту в системе связи выделить свои собственные сигналы. При этом все абоненты могут работать в общей полосе частот, а разделение их возможно за счет различия ШПС по форме. Такое разделение абонентов называется кодовым. При этом ШПС является по сути дела адресом абонента и в этом случае принципиально нет необходимости в принудительной временной синхронизации абонентов. Поэтому подобные системы связи получили название асинхронных адресных систем связи (ААСС). Они основаны на применении ШПС и кодовом разделении абонентов.

#### 8.4.5.2 Асинхронные адресные системы передачи информации

В ААСС не требуется синхронизации. За абонентами не закрепляются ни частотные, ни временные интервалы. Для всех абонентов – одна общая полоса частот. Время использования канала связи произвольно (система со свободным доступом к линии связи). Каждому абоненту присваивается определенной формы сигнал – адрес. Структура ААСС приведена на рисунке 8.29.

При свободном доступе всех абонентов к линии связи требуется высокая степень ортогональности сигналов (адресов). Для приближения к требованию по ортогональности используются для связи широкополосные (шумоподобные) сигналы (ШПС).

У сигналов ШПС большая база:  $B = \tau_0 \cdot \Delta F_s > 1$ . Чем шире спектр сигналов, тем уже корреляционная функция. Корреляционную функцию сигнала получают с помощью согласованного фильтра. В фильтре сигнал сжимается, становится очень узким по времени и вероятность наложения сигналов очень мала.

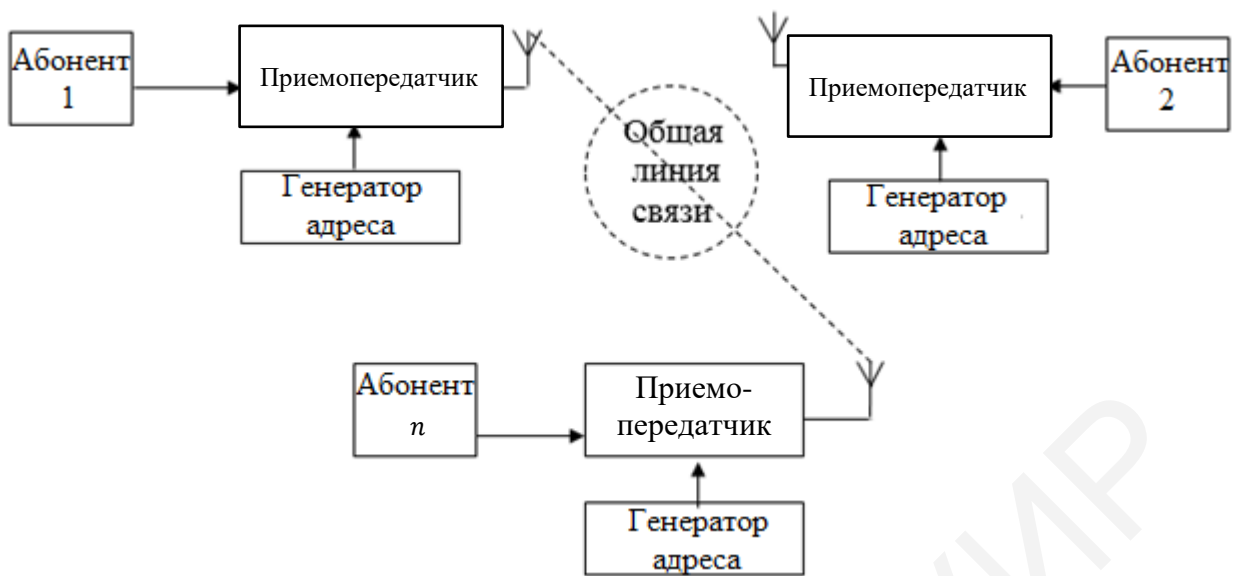


Рисунок 8.29 – Структура асинхронной адресной системы связи

Принцип работы ААСС рассмотрим на примере приемопередатчика с пассивной паузой и частотно-временным кодированием адресов. Принцип формирования частотно-временного адреса (ЧВА) поясняется диаграммой (рисунок 8.30).

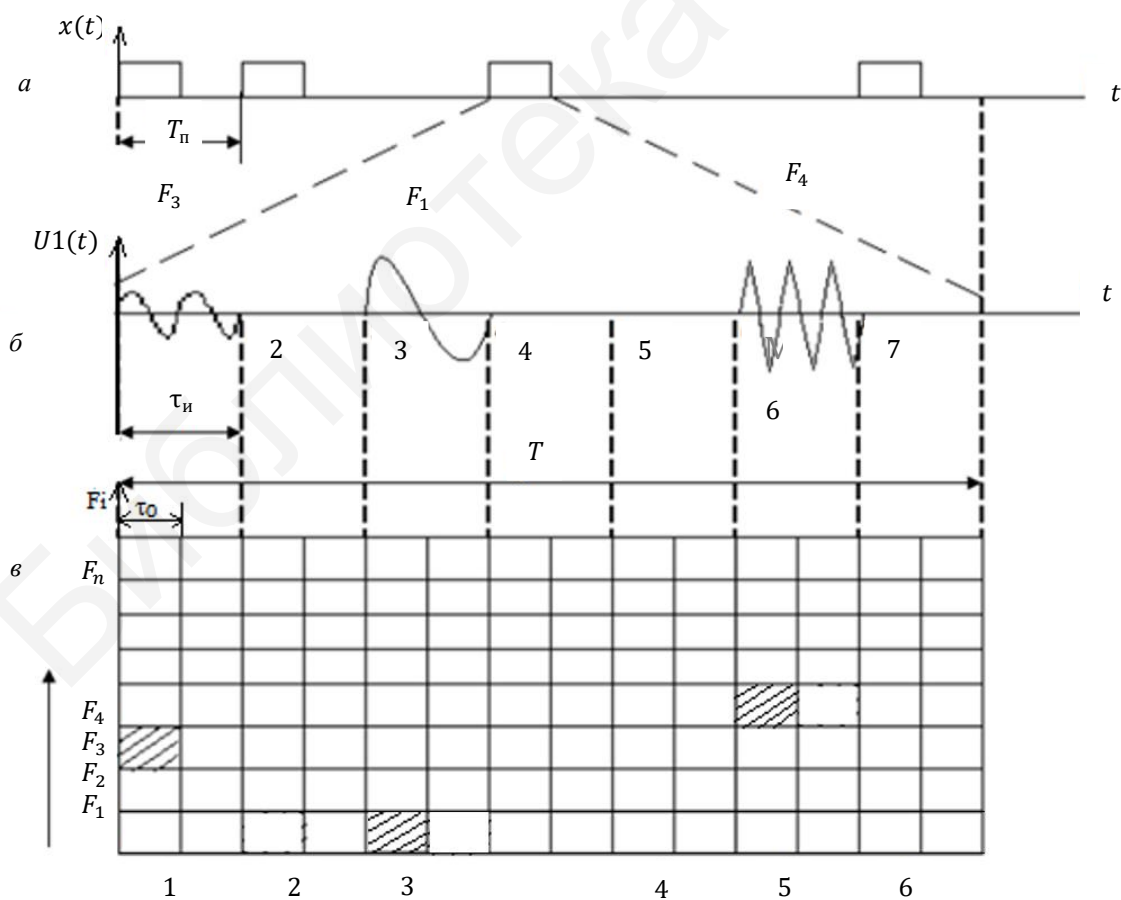


Рисунок 8.30 – Диаграмма формирования частотно-временного адреса

На вход кодера поступает последовательность  $x(t)$ , показанная на рисунке 8.30, а, с периодом  $T_{\text{п}}$ . В кодере каждому импульсу (единице) ставится в соответствие адресная кодовая группа, равная по длительности интервалу отсчетов  $T$ . В кодовую группу входят  $m$  кодовых интервалов (в данном примере  $m = 7$ ). Длительность кодовых интервалов равна  $\tau_{\text{и}} = \frac{T}{m}$ . В пределах каждой адресной группы в соответствии со структурой адреса формируется последовательность радиоимпульсов  $U_1(t)$  длительностью  $\tau_{\text{и}}$  с различными частотами из возможного набора  $F_1, F_2, \dots, F_n$  (см. рисунок 8.30, б). Совокупность временных интервалов и набор частот  $F_2$  называется *частотно-временной матрицей* (ЧВМ) (см. рисунок 8.30, в).

Адреса различных абонентов различаются интервалами между импульсами адресной группы и величинами частот. За начало адресной группы принимается первый радиоимпульс. В приведенной ЧВМ первый импульс имеет частоту  $F_3$ .

Для формирования ЧВМ в коде адресов включается линия задержки (ЛЗ) с  $m$  отводами (рисунок 8.31).

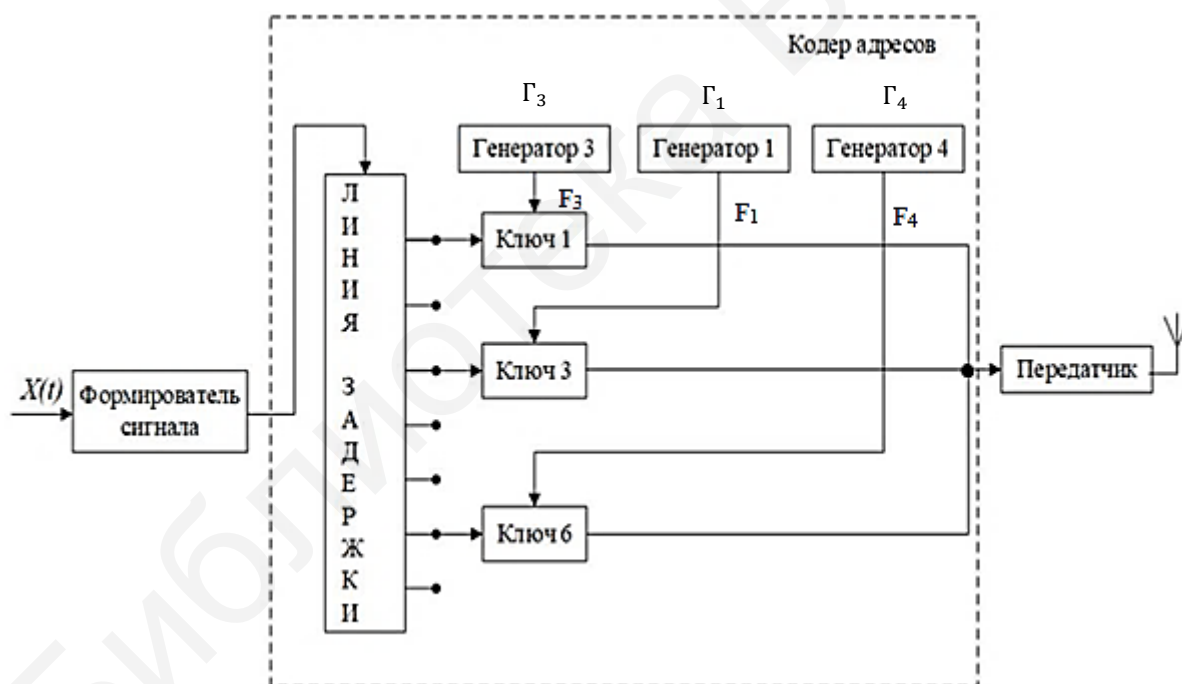


Рисунок 8.31 – Структурная схема передающей стороны ААСС

В соответствии с временной структурой адреса отводы ЛЗ связаны с ключами, которые подключают к передатчику генераторы колебаний с частотами  $F_1, F_2, \dots, F_n$ .

На рисунке 8.31 частотам  $F_1, F_3$  и  $F_4$  соответствуют генераторы  $\Gamma_1, \Gamma_3$  и  $\Gamma_4$ . Сигнал ЧВМ модулирует высокочастотную (ВЧ) несущую, и образующийся радиосигнал излучается антенной.

На приемной стороне после усиления и преобразования сигнал адреса поступает в дешифратор адреса (рисунок 8.32). Полосовые фильтры, настроенные на частоты  $F_1$ ,  $F_3$  и  $F_4$ , разделяют ЧВМ на три подканала, где происходит детектирование радиосигналов.

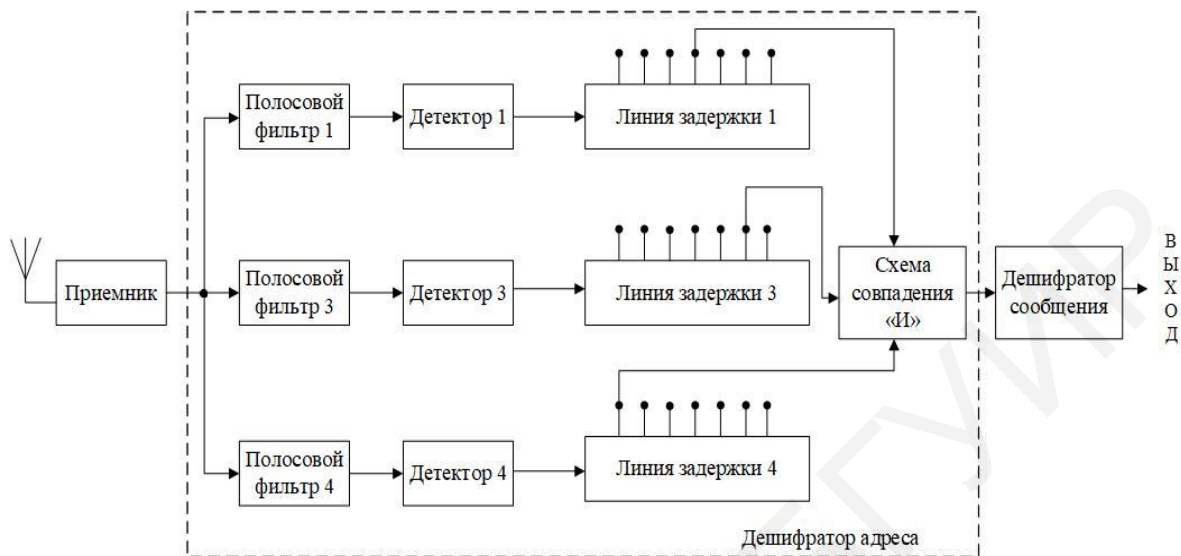


Рисунок 8.32 – Структурная схема приемной стороны ААСС

Полученные на выходе детекторов видеоимпульсы задерживаются в ЛЗ так, чтобы произошло их совпадение по времени. В этом случае на выходе схемы совпадения «И» вырабатывается символ «1».

Таким образом, с тактовым интервалом  $T_{\Pi}$  на дешифратор сообщения поступает последовательность единиц и нулей. После декодирования восстанавливается сообщение  $x^*(t)$ .

Как следует из принципа работы в ААСС, все абоненты работают в общей полосе частот. Поэтому при передаче информации ШПС различных абонентов перекрываются по времени и по частоте и создают взаимные помехи. Однако при использовании ШПС с большими базами возможно свести уровень взаимных помех до требуемого, чтобы обеспечить необходимое качество приема информации. Если предположить, что на входе одного из приемников системы связи действует  $L$  мешающих ШПС с одинаковыми мощностями, то отношение сигнал-помеха на выходе приемника [6]

$$\alpha^2 = B/L. \quad (8.47)$$

Таким образом, увеличивая базу ШПС, всегда можно добиться требуемого качества приема информации.

На рисунке 8.33 представлены зависимости базы ШПС от числа активных абонентов, построенные согласно (8.47). Графики рисунка 8.33 позволяют определить помехоустойчивость ААСС.



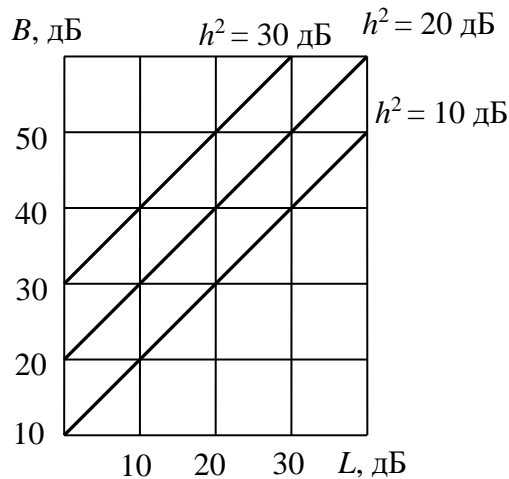


Рисунок 8.33 – Помехоустойчивость АСС

В настоящее время широкое распространение получили радиотелефонные системы подвижной связи. Вся обслуживаемая территория разбивается на большое число зон в виде сот. В каждой зоне радиосвязь ведется на частотах, специально выделенных этой зоне. За счет территориального разнесения зон с одинаковыми частотными каналами возможно многократное использование одних и тех же частотных каналов. Такие системы связи получили название сотовых систем подвижной связи (ССПС). Прием сигналов в таких системах принципиально сопровождается взаимными помехами, так же как и в АСС. Поэтому применение ШПС в ССПС перспективно, поскольку позволяет успешно бороться с взаимными помехами. Эффективность ССПС [6] определяется по формуле

$$\gamma_{\text{ССПС}} \approx 3,63(R_0/D)^2/F_k, \quad (8.48)$$

где  $R_0$  – радиус зоны обслуживания;  
 $D$  – защитный интервал;  
 $F_k$  – ширина частотного канала.

#### 8.4.6 Измерение координат подвижных объектов

Применение ШПС позволяет совместить системы передачи информации и системы траекторных измерений. При измерении параметров движения объекта наибольший интерес представляют расстояние между приемником и передатчиком и их относительная скорость. Расстояние измеряется по задержке во времени, а скорость – по доплеровскому смещению частоты. Точность измерения и разрешающая способность по задержке определяются отношением сигнал/помеха  $\alpha^2$  (8.39) и шириной спектра сигнала и характеризуются ошибкой

$$\sigma_t = 1 / (\alpha_0 F_s). \quad (8.49)$$

Чем больше  $\alpha_0$  и  $F_s$ , тем меньше ошибка в измерении задержки, тем выше точность измерения и разрешающая способность по расстоянию. Точность измерения доплеровского смещения частоты определяется отношением сигнал/помеха  $\alpha^2$  (8.39) и длительностью сигнала и характеризуется ошибкой [6]

$$\sigma_f = 1/(\alpha_0\tau_0). \quad (8.50)$$

Чем больше  $\alpha_0$  и  $\tau_0$ , тем меньше ошибка в измерении доплеровского сдвига частоты, тем выше точность измерения и разрешающая способность по скорости. Из (8.49), (8.50) следует, что при совместном измерении расстояния и скорости необходимо использовать ШПС, так как только для ШПС можно независимо изменять и ширину спектра  $F_s$ , и длительность  $\tau_0$ . В системах связи длительность  $\tau_0$  обычно определяется скоростью передачи информации. Поэтому повышения точности измерения расстояния можно достигнуть расширением спектра  $F_s$ , т. е. используя ШПС.

#### 8.4.7 Электромагнитная совместимость

Шумоподобные сигналы обеспечивают хорошую электромагнитную совместимость (ЭМС) широкополосных систем передачи цифровой информации (ШПСЦИ) с узкополосными системами радиосвязи и вещания. На рисунке 8.34 изображены спектры ШПСЦИ с шириной спектра  $F_s$  и узкополосной системы связи с шириной спектра сигнала  $F_y$ . Соответственно для ШПС спектральная плотность мощности  $P_{0\text{ШПС}} = P_{\text{ШПС}}/F_s$ , для узкополосного сигнала  $P_{0y} = P_y/F_y$ . Помехоустойчивость системы связи с ШПС определяется фундаментальным соотношением (8.37), в котором  $\rho^2 = P_{\text{ШПС}}/P_y$ . Если узкополосная система связи постоянно занимает определенный интервал, то можно ее спектр полностью подавить, используя режекторный фильтр, настроенный на частоту узкополосной системы связи. Таким образом, воздействие узкополосной системы связи на широкополосную незначительно. В свою очередь, широкополосная система передачи цифровой информации также слабо влияет на узкополосную систему связи. Мощность ШПС, проходящего на выход приемника,  $P_{0\text{ШПС}}F_y = P_{\text{ШПС}}F_y/F_s$ . Поэтому отношение сигнал/помеха на выходе узкополосного приемника будет определяться соотношением (8.39), в котором  $\rho^2 = P_y/P_{\text{ШПС}}$ , а  $B = F_s/F_y$ . Поэтому чем больше отношение (8.39), тем лучше фильтрация ШПС в узкополосной системе связи. Следовательно, чем больше база ШПС, тем выше ЭМС широкополосной и узкополосной системы связи.

ШПСЦИ можно совмещать и с радиотелевизионными системами.

На рисунке 8.35 изображен спектр телевизионного сигнала  $P_{0\text{ТВ}}$ . Программы телевидения в одной территориальной зоне передаются по нескольким

каналам с большими защитными частотными интервалами. Обычно в этих частотных защитных интервалах не допускается работа каких-либо радиотехнических систем, чтобы не создавать помех телевизионным передачам. Однако можно в этих частотных интервалах разместить системы с ШПС так, как это показано на рисунке 8.35. Спектр ШПС расположен вблизи спектра телевизионного сигнала, там, где спектральная плотность последнего резко уменьшается. При этом взаимные помехи и той, и другой системы будут малы. Следует отметить, что если вместо ШПС использовать сигналы с частотной модуляцией, то уровень взаимных помех возрастает, так как сигналы системы связи и телевидения относятся к одинаковому классу и демодулируются частотным детектором.

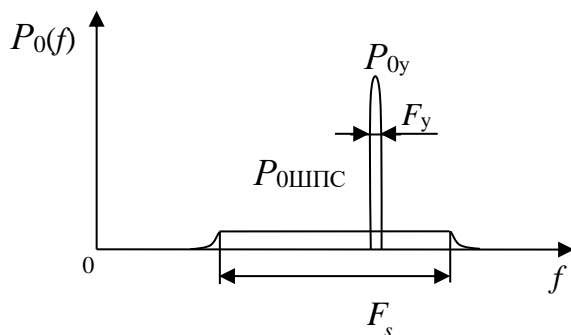


Рисунок 8.34 – Спектры широкополосной СПЦИ и узкополосной систем связи

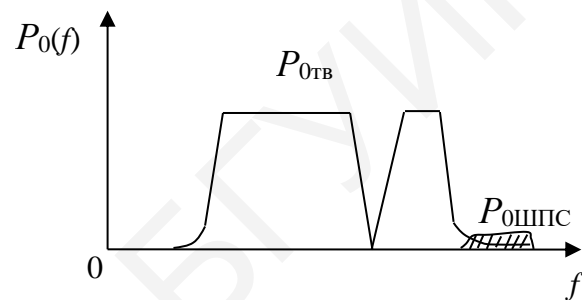


Рисунок 8.35 – Спектры телевизионного сигнала и ШПС

Таким образом, системы связи с ШПС обладают хорошей ЭМС с системами радиосвязи, вещания и телевидения. Ранее было упомянуто, что ШПС обеспечивают высокую эффективность использования радиоспектра в ССПС. Если рассматривать действие систем связи в некотором замкнутом пространстве, то оказывается, что наилучшую ЭМС при ограниченном диапазоне частот обеспечивают ШПС, хотя сами по себе они требуют более широкой полосы, чем традиционные узкополосные системы. В то же время общая полоса частот при использовании ШПС будет меньше. Из рассмотрения основных свойств ШПС следует, что применение ШПС в системах передачи данных позволяет обеспечивать высокую помехоустойчивость относительно мощных помех, скрытность, адресность, работоспособность в общей полосе частот, борьбу с многолучевостью, высокие точности измерений и разрешающие способности, хорошую ЭМС со многими радиотехническими системами.

## 9 МНОГОЧАСТОТНЫЕ СПОСОБЫ МОДУЛЯЦИИ. ТРЕЛЛИС-МОДУЛЯЦИЯ

### 9.1 DMT-модуляция

Многочастотные способы модуляции и треллис-модуляция являются одним из путей повышения качества работы СПЦИ. Из многочастотных способов модуляции на практике наибольшее применение нашли *DMT*- и *OFDM*-способы, которые и рассмотрим более подробно. Формирование сигналов *DMT* (*Discrete Multi Tone*) принципиально иное, чем у представленных в [49]. В отличие от квадратурной амплитудной модуляции (КАМ), в данном случае используется не одна группа частот несущих колебаний. Применительно к конкретике *xDSL*-технологий [12] весь расчетный частотный диапазон делится на несколько участков шириной по 4,3125 кГц. Каждый из этих участков используется для организации независимого канала передачи данных. На этапе вхождения в связь, а именно на этапе проверки качества линии, передатчик, исходя из уровня помех в частотном диапазоне участка, для каждого из отдельных каналов выбирает подходящую схему модуляции. На «чистых» частотных участках с малым уровнем шумов могут быть использованы методы с большими значениями спектральной плотности, например, КАМ-64. Очевидно, что использование такого принципа регулирования скорости передачи данных позволяет наиболее точно согласовывать параметры модулированного сигнала с параметрами линии, по которой он будет передаваться. При передаче данных информация распределяется между независимыми каналами пропорционально их пропускной способности, приемник выполняет операцию демультимплексирования и восстанавливает исходный информационный поток.

Рисунки 9.1 и 9.2 иллюстрируют описанный процесс адаптации.

На рисунке 9.1 сплошной линией обозначена неадаптированная частотная характеристика передаваемого *DMT*-сигнала. Пунктиром выделена кривая зависимости затухания в линии от частоты передаваемого сигнала. Штрихпунктирной линией обозначена частотная помеха, которая постоянно действует на сравнительно небольшом участке в пределах рабочего диапазона частот передатчика. После выполнения операций согласования пропускной способности элементарных каналов с приведенными частотными характеристиками линии зависимость скоростей передачи данных от частотного номера элементарного канала приведена на рисунке 9.2.

Способ *DMT*-модуляции это дальнейшее развитие идеи, составляющей основу КАМ. Этот способ может обеспечить высокую скорость и надежность передачи данных. К дополнительным достоинствам также относятся возможность оперативной и точной адаптации приемопередающих устройств к характеристикам конкретной линии. Не последним положительным фактором выступает практически повсеместное признание этого алгоритма стандартизирующими организациями.

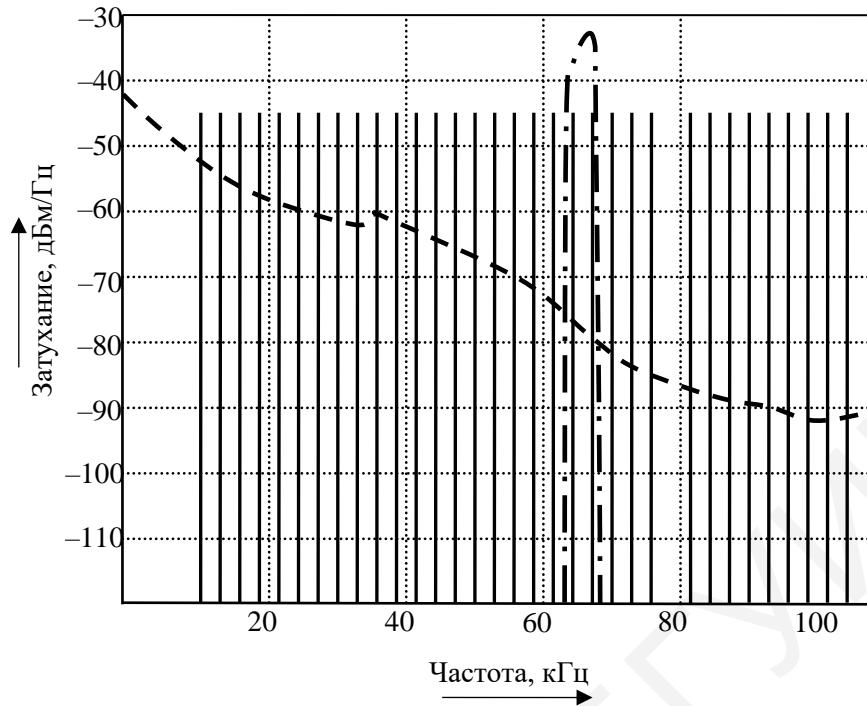


Рисунок 9.1 – Пример условий адаптации *DMT*-передатчика

Скорость, кбит/с

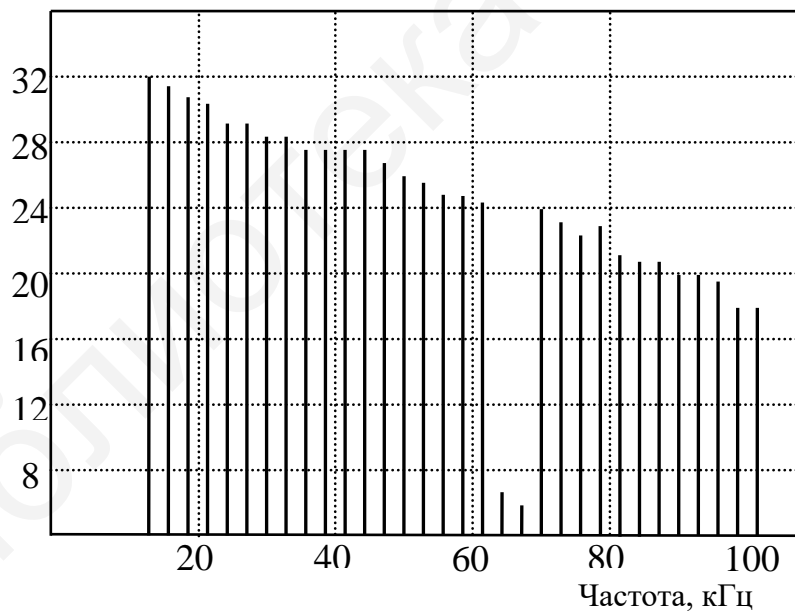


Рисунок 9.2 – Результат адаптации при использовании *DMT*-модуляции

Недостатками *DMT*-модуляции можно считать его громоздкость и недостаточную технологичность.

## 9.2 OFDM-модуляция

Способ *OFDM* (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) является упрощенным вариантом *DMT*. В отличие от *DMT* *OFDM*-модуляция использует единое значение спектральной эффективности для всех частотных каналов. Основные принципы формирования *OFDM*-модулированного сигнала соответствуют принципам формирования *DMT*-сигнала. Единственное, но существенное, отличие этих двух методов заключается в способе управления пропускной способностью отдельных элементарных каналов. Значения пропускной способности элементарных частотных каналов, которые формируются согласно *DMT*, могут отличаться в различных частотных диапазонах. Способ *OFDM* использует одно значение пропускной способности и скорости передачи данных для элементарных каналов всего частотного диапазона.

К достоинствам многочастотных способов модуляции относятся обеспечение высоких скоростей передачи данных и способность нивелировать воздействие на сигнал помех, которые возникают в линии. Несомненным достоинством также является наличие для них стандартов *ITU*. По сложности реализации способ *OFDM* занимает промежуточную позицию между *CAP* [18] и *DMT*, что делает возможным его применение в малосерийных приложениях.

Недостатком способа *OFDM* можно считать невозможность избирательной адаптации пропускной способности элементарных каналов к частотным характеристикам всего частотного канала. Элементарные частотные каналы *OFDM* должны быть разделены технологическими заградительными интервалами. Чем больше будет число элементарных частотных каналов, тем шире будет совокупная длина частотного интервала, который не может быть использован непосредственно для передачи данных. Следствием этого является меньшая эффективность использования полосы пропускания линии.

## 9.3 Треллис-модуляция

Применение многопозиционной КАМ в чистом виде сопряжено с проблемой – недостаточной помехоустойчивостью. Поэтому во всех современных высокоскоростных протоколах КАМ используется совместно с решетчатым кодированием – специальным видом сверточного кодирования. В результате появился новый способ модуляции, называемый **треллис-модуляцией** (*TCM* – *Trellis Coded Modulation*). Выбранная определенным образом комбинация конкретной КАМ и помехоустойчивого кода в отечественной технической литературе носит название **сигнально-кодовой конструкции** (СКК) [36], которая позволяет повысить помехозащищенность передачи информации наряду со снижением требований к отношению сигнал/шум в канале на 3–6 дБ. При этом число сигнальных точек увеличивается вдвое за счет добавления к информационным битам одного избыточного, образованного путем сверточного кодирования. Расширенный таким образом блок битов подвергается все той же КАМ. В процессе

демодуляции принятый сигнал декодируется по алгоритму Витерби. Именно этот алгоритм за счет использования введенной избыточности и знания предыстории процесса приема позволяет по критерию максимального правдоподобия выбрать из сигнального пространства наиболее достоверную эталонную точку.

Выбор способов модуляции и кодирования сводится к поиску такого заполнения сигнального пространства, при котором обеспечивается высокая скорость и высокая помехоустойчивость. Комбинирование различных ансамблей многопозиционных сигналов и помехоустойчивых кодов порождает множество вариантов сигнальных конструкций. Согласованные определенным образом варианты, обеспечивающие улучшение энергетической и частотной эффективности, и являются сигнально-кодowymi конструкциями. Все применяемые сегодня СКК используют сверточное кодирование.

Типичный кодер, применяемый совместно с модулятором ФМ-8, представлен на рисунке 9.3. Он является сверточным кодером с относительной скоростью кода, равной 2/3. Каждым двум информационным битам на входе кодер сопоставляет трехсимвольные двоичные блоки на своем выходе, которые и поступают на модулятор ФМ-8.

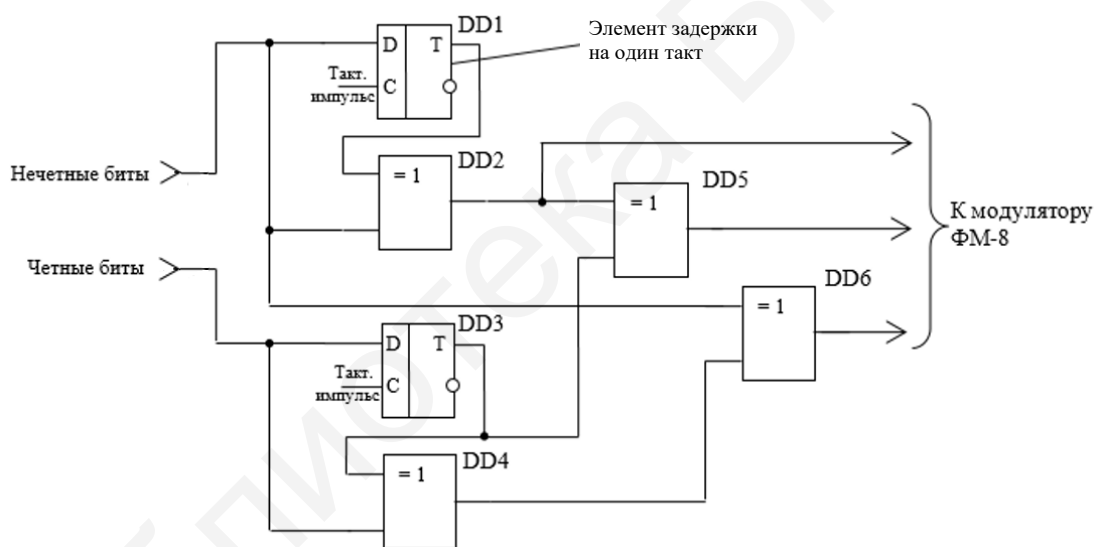


Рисунок 9.3 – Схема сверточного 2/3 кодера

При осуществлении треллис-кодирования в модемах серии V.32 поток данных вначале разбивается на группы, состоящие их четырех последовательно идущих битов. Затем первые два бита каждой группы,  $Q_{1n}$  и  $Q_{2n}$ , подвергаются дифференциальному кодированию и преобразуются в биты  $Y_{1n}$  и  $Y_{2n}$  (рисунок 9.4).

В таблице 9.1 приведены наборы битов, которые применяются при дифференциальном кодировании, используемом вместе с альтернативным треллис-кодированием в модемах серии V.32, которые поддерживают скорость 9600 бит/с.

Далее биты  $Y_{1n}$  и  $Y_{2n}$  подаются на вход блока, выполняющего сверточное кодирование и генерирующего избыточный бит  $Y_{0n}$ . Затем этот бит и четыре информационных бита –  $Y_{1n}$ ,  $Y_{2n}$ ,  $Q_{3n}$  и  $Q_{4n}$  – преобразовываются в передаваемый

сигнал, состояние которого (фаза – амплитуда) соответствует одному из двух наборов координат, приведенных в таблице 9.2.

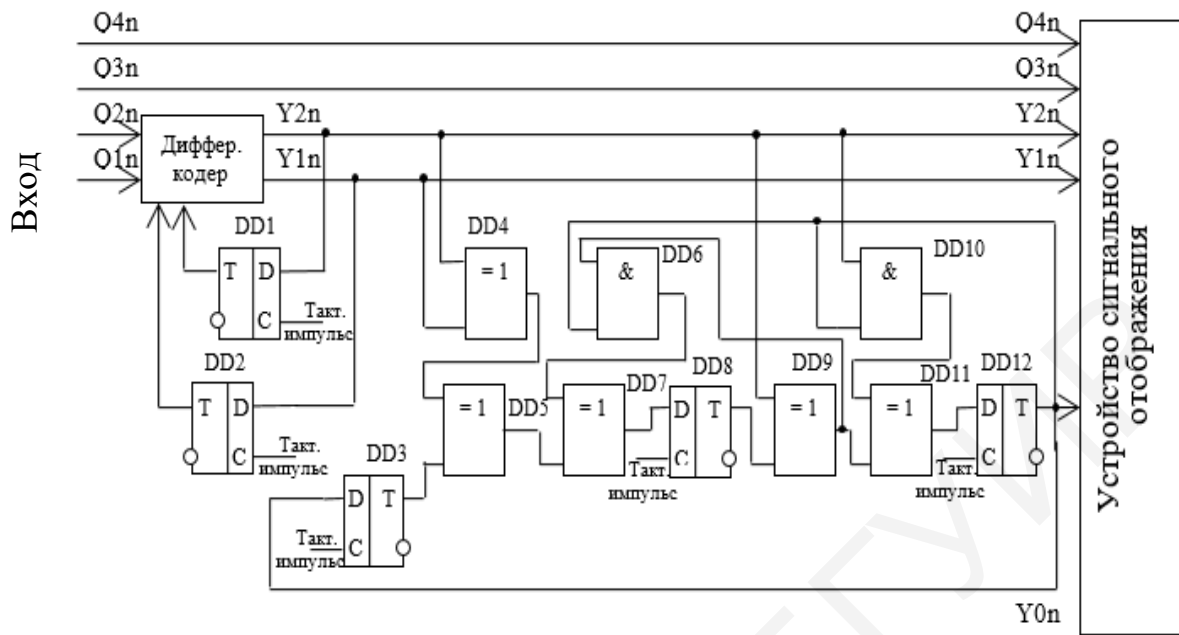


Рисунок 9.4 – Схема кодирования в модемах V.32

Таблица 9.1 – Наборы битов, применяемые при дифференциальном кодировании и альтернативном треллис-кодировании

Биты на входе		Биты предыдущей группы на выходе		Биты на выходе	
$Q_{1n}$	$Q_{2n}$	$Y_{1n-1}$	$Y_{2n-1}$	$Y_{1n}$	$Y_{2n}$
0	0	0	0	0	0
0	0	0	1	0	1
0	0	1	0	1	0
0	0	1	1	1	1
0	1	0	0	0	1
0	1	0	1	0	0
0	1	1	0	1	1
0	1	1	1	1	0
1	0	0	0	1	0
1	0	0	1	1	1
1	0	1	0	0	0
1	0	1	1	0	1
1	1	0	0	1	1
1	1	0	1	1	0
1	1	1	0	0	1
1	1	1	1	0	0



Таблица 9.2 – Два набора состояний сигналов, которые используются в модемах серии V.32

Кодированные биты на входе					Безызбыточное кодирование		Треллис-кодирование	
(Y <sub>0</sub> )	Y <sub>1</sub>	Y <sub>2</sub>	Q <sub>3n</sub>	Q <sub>4n</sub>	действительное	мнимое	действительное	мнимое
0	0	0	0	0	-1	-1	-4	1
	0	0	0	1	-3	-1	0	-3
	0	0	1	0	-1	-3	0	1
	0	0	1	1	-3	-3	4	1
	0	1	0	0	1	-1	4	-1
	0	1	0	1	1	-3	0	3
	0	1	1	0	3	-1	0	-1
	0	1	1	1	3	-3	-4	-1
	1	0	0	0	-1	1	-2	3
	1	0	0	1	-1	3	-2	-1
	1	0	1	0	-3	1	2	3
	1	0	1	1	-3	3	2	-1
	1	1	0	0	1	1	2	-3
	1	1	0	1	3	1	2	1
	1	1	1	0	1	3	-2	-3
	1	1	1	1	3	3	-2	1
1	0	0	0	0	-3	-3	-3	-2
	0	0	0	1	1	-3	1	-2
	0	0	1	0	-3	-3	-3	2
	0	0	1	1	1	-3	1	2
	0	1	0	0	3	-3	3	2
	0	1	0	1	-1	-3	-1	2
	0	1	1	0	3	-3	3	-2
	0	1	1	1	-1	-3	-1	-2
	1	0	0	0	1	-3	1	4
	1	0	0	1	-3	-3	-3	0
	1	0	1	0	1	-3	1	0
	1	0	1	1	1	-3	1	-4
	1	1	0	0	-1	-3	-1	-4
	1	1	0	1	3	-3	3	0
	1	1	1	0	-1	-3	-1	0
	1	1	1	1	-1	-3	-1	4

Такие наборы координат применяются для представления состояния сигналов в модемах серии V.32, работающих со скоростью 9600 бит/с, причем один из наборов применяется при безызбыточном кодировании, а второй – при треллис-

кодировании. Если каждое из возможных состояний сигналов (фаза – амплитуда), используемых при треллис-кодировании представить в виде точки в двухмерной системе координат, получится 32-точечное созвездие, показанное на рисунке 9.5.

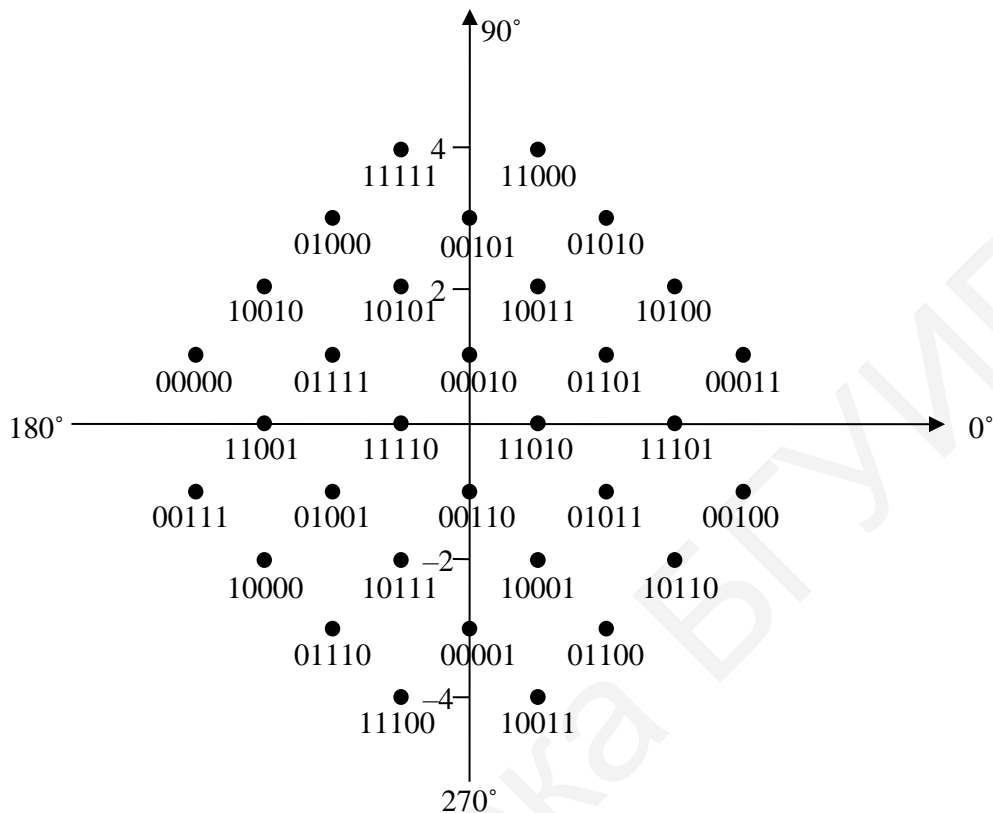


Рисунок 9.5 – Представленные в виде 32-точечного сигнального созвездия состояния сигналов при использовании треллис-модуляции

С помощью дополнительного бита, генерируемого в процессе треллис-кодирования, принимающий модем может обнаружить сигналы, состояния которых не соответствуют сигнальному созвездию, и исправить большинство возникающих при передаче ошибок. А это означает, что в случае выполнения треллис-кодирования количество неисправленных ошибок на порядок меньше, чем при выборе другого метода кодирования. Поэтому почти во всех модемах серии V.32, поддерживающих как треллис-кодирование, так и безызбыточное кодирование, в основном используется первый метод.

#### 9.4 Треллис-кодирование 4D/PAM-5

В технологии 1000Base-T используется сверточный кодер на восемь различных состояний (с тремя элементами задержки), поэтому он называется восьмипозиционным. Кроме того, поскольку символы передаются по всем четырем витым парам кабеля одновременно с использованием пятиуровневого кодирования PAM-5, такое кодирование получило название четырехмерного 4D/PAM-5.

Другим существенным отличием кодера Треллиса, используемого в технологии *1000Base-T*, является алгоритм перехода между различными состояниями кодера. В рассмотренном нами простейшем примере состояние кодера в следующий момент времени определялось исключительно текущим состоянием и входным битом. Так, если текущее состояние «00», а входной бит «1», то следующее состояние, т. е. поле сдвига битов по запоминающим ячейкам, будет соответствовать «10». В реальном восьмипозиционном кодере Треллиса управляющих (входных) битов два, а переходы между различными состояниями определяются по алгоритму наибольшего расстояния между точками сигнального созвездия.

В коде *PAM-5* используется пять уровней для передачи сигналов:  $-2, -1, 0, +1, +2$ . При этом уровням  $+2/-2$  соответствует напряжение  $+1/-1$  В, а уровням  $+1/-1$  – напряжение  $+0,5/-0,5$  В (см. пункт 12.1.10). Учитывая, что по четырем витым парам одновременно передается четыре уровня сигнала и каждый из этих уровней может принимать одно из пяти значений, всего получаем  $5 \cdot 5 \cdot 5 \cdot 5 = 625$  разных комбинаций сигналов. Различные возможные состояния сигнала удобно изображать на так называемой сигнальной плоскости. На этой плоскости каждое возможное состояние сигнала изображается сигнальной точкой, а совокупность всех сигнальных точек называют сигнальным созвездием. Естественно, что изобразить четырехмерное пространство не представляется возможным, поэтому рассмотрим для наглядности двухмерное сигнальное созвездие  $5 \cdot 5$ . Такое созвездие формально может соответствовать двум витым парам. Изобразим вдоль оси  $X$  точки, отвечающие одной витой паре, а вдоль оси  $Y$  – другой. Тогда наше  $2D$ -созвездие будет выглядеть так, как показано на рисунке 9.6.

2,-2 •	2,-1 •	2,0 •	2,1 •	2,2 •
1,-2 •	1,-1 •	1,0 •	1,1 •	1,2 •
0,-2 •	0,-1 •	0,0 •	0,1 •	0,2 •
-1,-2 •	-1,-1 •	-1,0 •	-1,1 •	-1,2 •
-2,-2 •	-2,-1 •	-2,0 •	-2,1 •	-2,2 •

Рисунок 9.6 – Двухмерное сигнальное созвездие  $2D/PAM-5$  для двух витых пар

Обратим внимание, что минимальное расстояние между двумя точками такого созвездия равно единице.

Под воздействием шума и затухания сигнала сигнальное созвездие претерпевает искажения (рисунок 9.7), в результате которых положение каждой сигнальной точки расплывается, а расстояние между ними сокращается. Вследствие этого точки в сигнальном созвездии становятся трудноразличимыми и велика вероятность их перепутывания.

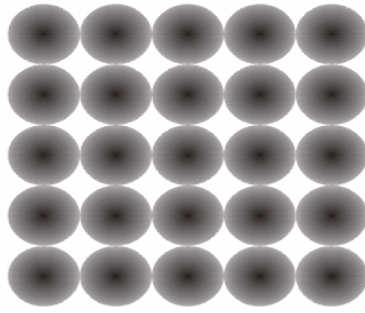


Рисунок 9.7 – Искажение сигнального созвездия в результате действия шума и затухания сигнала

Поэтому одной из задач кодера Треллиса является такое формирование сигнального созвездия, которое обеспечивало бы максимальное расстояние между различными сигнальными точками. Для того чтобы понять, как это делается, обозначим уровни сигналов «-1» и «+1» через  $X$ , а уровни «-2», «0», «+2» через  $Y$ . Тогда исходное созвездие можно изобразить в виде, показанном на рисунке 9.8.

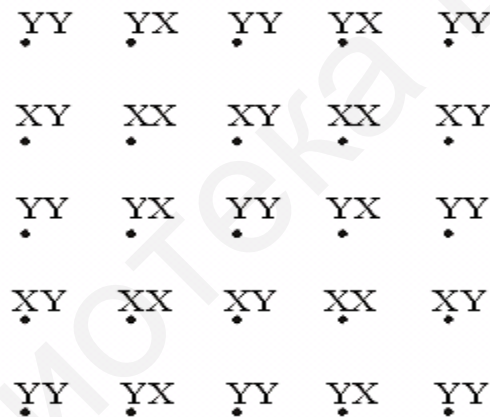


Рисунок 9.8 – Представление исходного созвездия

Разделив это созвездие на два подсозвездия, одно из которых сформировано из точек  $XX$  и  $YY$ , а другое – из точек  $XU$  и  $YX$ , можно увеличить расстояние между сигнальными точками до  $\sqrt{2}$  (рисунок 9.9).

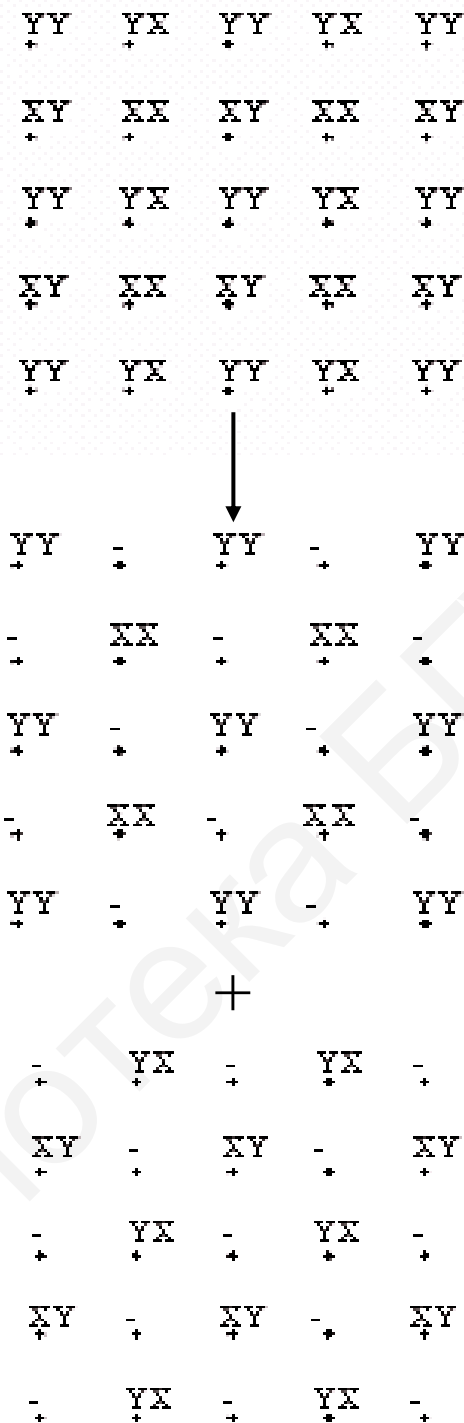


Рисунок 9.9 – Разделение исходного созвездия на два подсозвездия

При использовании двух витых пар задача кодера Треллиса заключается в том, чтобы по одной витой паре посылать только символы, принадлежащие какому-либо одному из сигнальных созвездий, например  $D_0 = XX + YY$ , а по второй витой паре – символы, принадлежащие другому созвездию, например  $D_1 = XY + YX$ . Тогда расстояние между посылаемыми символами станет в два

раза больше, чем было в исходном созвездии. В результате улучшается распознаваемость точек в сигнальном созвездии, т. е. возрастает помехозащищенность.

Приблизительно по такой же схеме работает и реальный треллис-кодер, формирующий символы, посылаемые по четырем витым парам, однако, поскольку каждой точке созвездия отвечают четыре координаты (по одной на каждую пару) и каждая точка может принимать значение  $X$  или  $Y$ , то всего существует 16 различных комбинаций, из которых можно сформировать восемь подсозвездий:

$$\begin{aligned}D_0 &= XXXX + YYYY, \\D_1 &= XXXY + YYYY, \\D_2 &= XXYX + YYYX, \\D_3 &= XYYX + YXXY, \\D_4 &= XYXX + YXYY, \\D_5 &= XYXY + YXYX, \\D_6 &= XYYX + YXXY, \\D_7 &= XYYY + YYYX.\end{aligned}$$

В полученных подсозвездиях минимальное расстояние между точками в два раза больше, чем в исходном созвездии. Кроме того, минимальное расстояние между точками двух разных подсозвездий также равно 2. Именно эти восемь сигнальных созвездий формируют диаграмму состояний треллис-кодера. К примеру, состоянию кодера 000 соответствует комбинация точек из созвездий  $D_0D_2D_4D_6$  в том смысле, что по первой паре передаются точки из созвездия  $D_0$ , по второй паре – из созвездия  $D_2$  и т. д. Следующему возможному состоянию кодера будет соответствовать такая комбинация, при которой минимальное расстояние между посылаемыми символами по каждой паре равно 2.

Использование треллис-кодирования по описанной схеме позволяет снизить соотношение сигнал/шум ( $SNR$ ) на 6 дБ, т. е. значительно увеличить помехоустойчивость при передаче данных.

## 10 СИСТЕМЫ ПЕРЕДАЧИ ЦИФРОВОЙ ИНФОРМАЦИИ С ОБРАТНОЙ СВЯЗЬЮ

Применение обратной связи в СПЦИ позволяет значительно улучшить качество систем, что особо важно, где ограничена мощность источников.

### 10.1 Классификация систем с обратной связью

Системами передачи дискретной информации с обратной связью (ОС) называют системы, в которых передатчик с приемником соединены прямым и обратным каналами связи, и передатчик при вводе избыточности использует информацию о состоянии прямого канала, получаемую по каналу обратной связи.

В зависимости от назначения ОС различают системы с решающей обратной связью (РОС), информационной обратной связью (ИОС) и комбинированной обратной связью (КОС).

В системах с РОС приемник по сигналу, соответствующему комбинации из  $n$  элементов, принимает окончательное решение на выдачу комбинации в приемник информации (ПИ) или на ее стирание и переспрос. Формируемый в приемнике сигнал подтверждения приема комбинации или сигнал переспроса передается по каналу обратной связи передатчику системы. В зависимости от этого последний либо передает новую комбинацию, полученную от датчика информации (ДИ), либо повторяет ранее переданную. Следовательно, основной особенностью системы РОС является то, что в них право решения принадлежит приемнику, а передатчик лишь управляется приемником с помощью сигналов, передаваемых по каналу обратной связи. Канал обратной связи используется в этих системах для передачи решений, принимаемых приемником по комбинациям, поэтому такая ОС и была названа решающей.

В системах с ИОС обратный канал используется для передачи информации о принятой комбинации или о состоянии канала связи. Информация анализируется передатчиком, и по результатам анализа принимается решение о повторении ранее переданных комбинаций или передаче новых комбинаций, получаемых от ДИ. После этого передатчик передает служебные сигналы о принятом решении, а затем и кодовые комбинации.

Системы с комбинированной обратной связью – это системы, в которых решения о повторной передаче или выдаче комбинации в ПИ могут приниматься и в приемнике, и в передатчике, а канал ОС используется как для передачи решений, принятых приемником системы, так и для передачи информации о принятой комбинации или состоянии канала связи.

Системы с ОС также делятся на системы с ограниченным и неограниченным числом повторений.

В системах с ограниченным числом повторений каждая комбинация может повторяться не более  $r$  раз, а в системах с неограниченным числом повторений – до тех пор, пока не будет принято решение о выдаче этой комбинации в приемник информации.

Системы с ОС, в которых используется информация, содержащаяся в забракованных комбинациях, называются системами с памятью. Если же забракованные комбинации отбрасываются, то системы называются системами без памяти.

В зависимости от способа передачи сигнала ОС различают:

- системы со специальным обратным каналом (ОК);
- системы, в которых ОК выделяется методами частотного разделения;
- системы, в которых ОК выделяется методами временного уплотнения;
- системы со структурным разделением, в которых для передачи сигнала

ОС используется специальная кодовая комбинация.

В приемнике любая разрешенная комбинация (кроме выделенной для сигнала ОС) дешифрируется как сигнал подтверждения, а любая неразрешенная комбинация – как сигнал переспроса.

По типу дискретных каналов различают системы, предназначенные для работы по дуплексным каналам, и системы, работающие по полудуплексным каналам.

По способу функционирования системы с обратной связью делятся на следующие классы: с ожиданием сигнала ОС; с безадресным повторением и блокировкой приемника; с адресным повторением.

Системы с ожиданием после передачи кодовой комбинации блоков либо ожидают сигнал обратной связи, либо передают ту же кодовую комбинацию (блок), но передачу следующей кодовой комбинации (блока) начинают только после получения подтверждения по ранее переданной комбинации.

Системы с блокировкой осуществляют передачу непрерывной последовательности кодовых комбинаций (блоков) при отсутствии сигналов ОС по предшествующим  $h$  комбинациям (блокам). После обнаружения ошибок в  $(h + 1)$ -й комбинации выход системы блокируется на время приема  $h$  комбинаций, в запоминающем устройстве приемника стираются  $h$  ранее принятых комбинаций, и посылается сигнал переспроса. Передатчик повторяет передачу  $h$  последних переданных кодовых комбинаций.

Системы с адресным повторением отличает то, что кодовые комбинации с ошибками отмечаются условными номерами, в соответствии с которыми передатчик производит повторную передачу только этих комбинаций.

Из изложенного следует, что системы с ОС являются адаптивными: темп передачи информации по каналам связи автоматически приводится в соответствие с конкретными условиями прохождения сигналов.

Рассмотрим более подробно функционирование СПЦИ с РОС и ИОС.

## **10.2 Система с РОС и ожиданием решающего сигнала (РОС-ОЖ)**

Основная особенность этих систем состоит в том, что передатчик, передавая  $n$ -элементную комбинацию, или ожидает сигнал обратной связи, или повторяет ранее переданную комбинацию. Следующую комбинацию он может передавать лишь после приема сигнала подтверждения по ранее переданной комбинации.



Схема алгоритма и временные диаграммы, с помощью которых поясняется последовательность операций в системе с ожиданием, представлены на рисунках 10.1, 10.2 и 10.3.

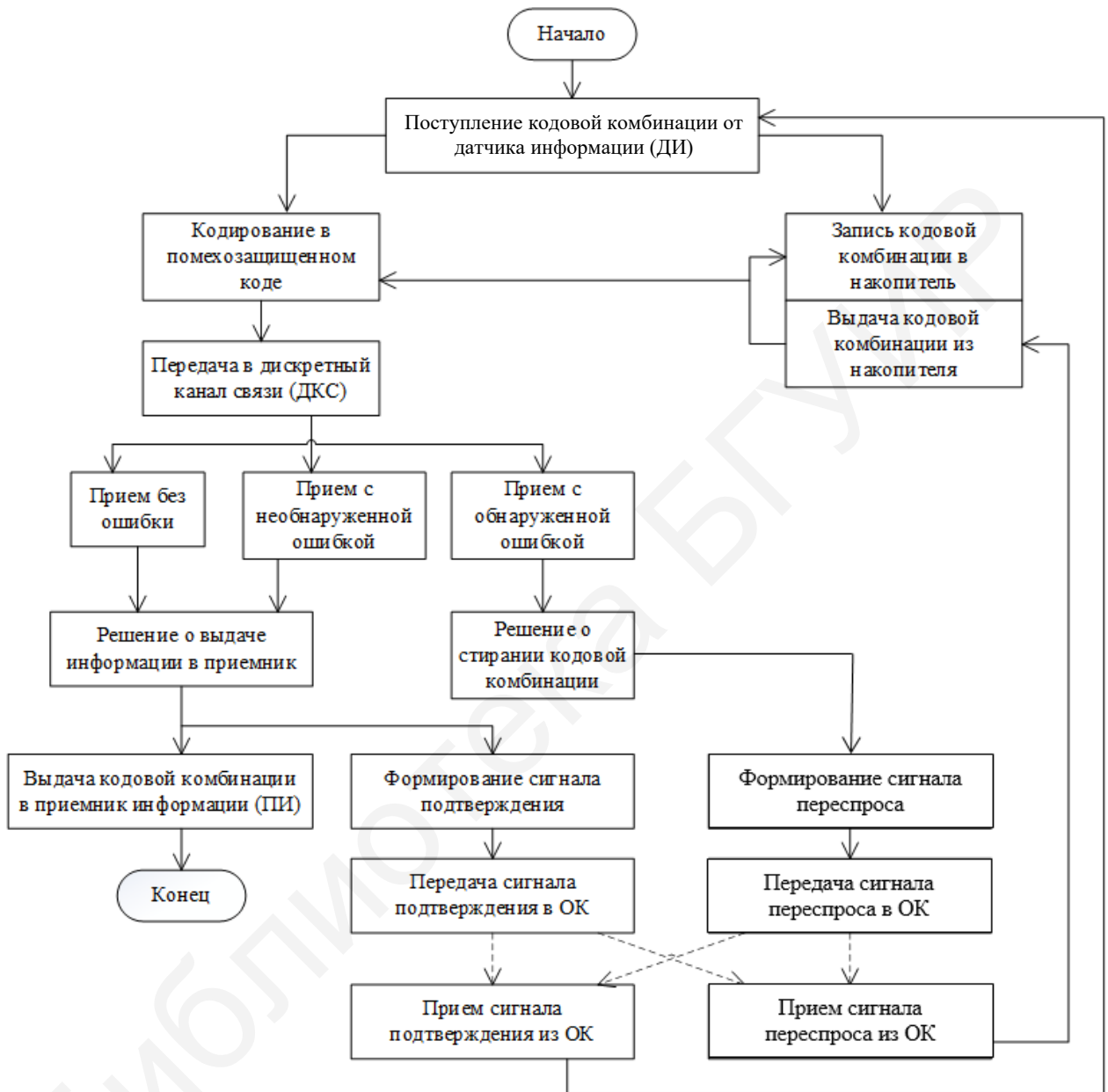


Рисунок 10.1 – Схема алгоритма работы системы СПЦИ с РОС-ОЖ

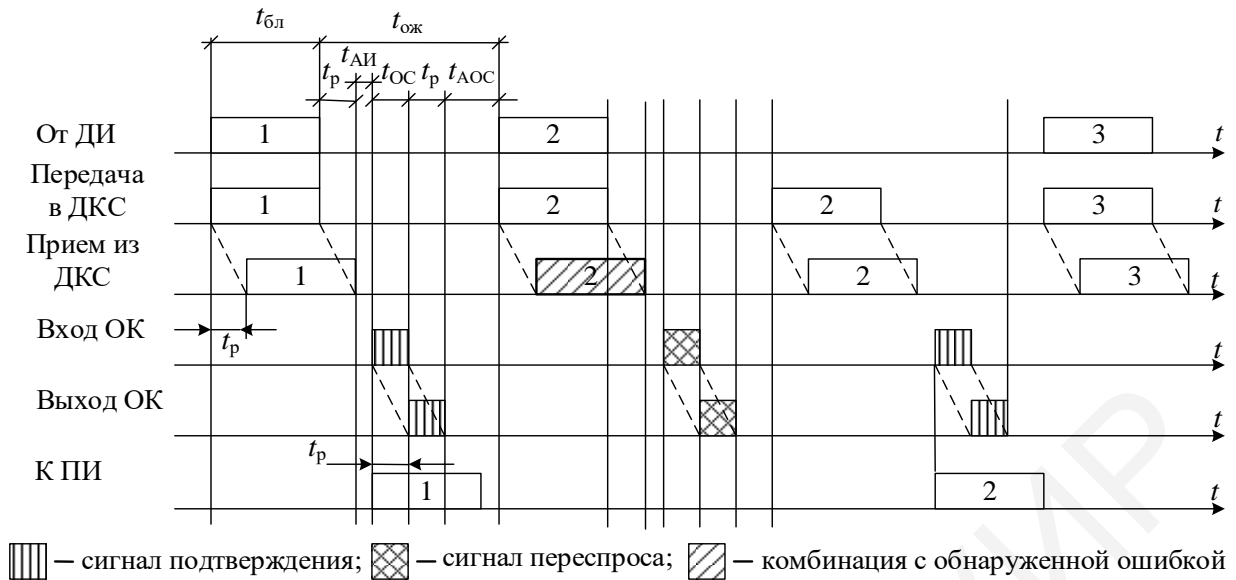


Рисунок 10.2 – Временные диаграммы работы СПЦИ РОС-ОЖ в режиме переспроса блока информации

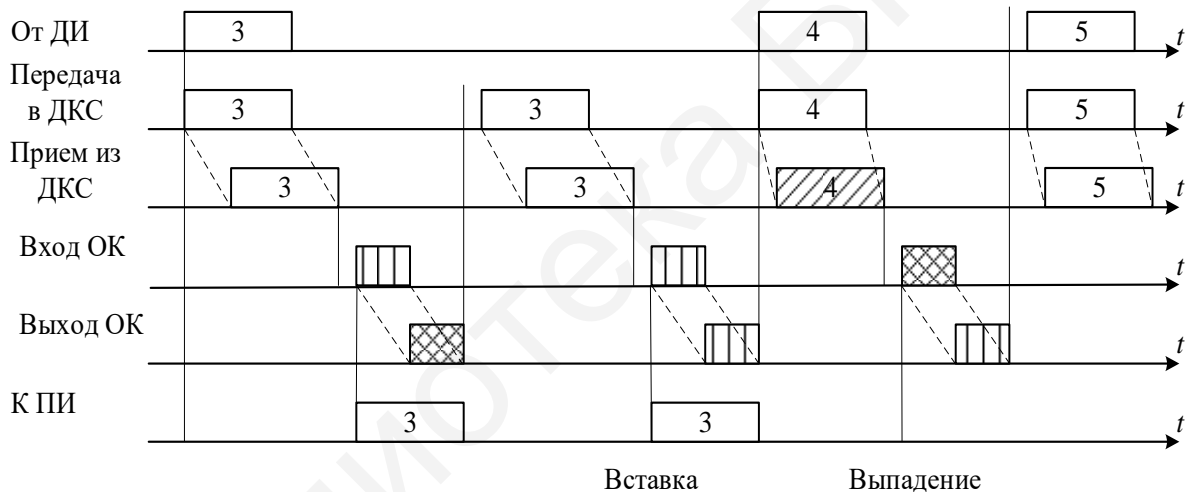


Рисунок 10.3 – Временные диаграммы работы СПЦИ с РОС-ОЖ в режиме вставки и выпадения блоков информации

При поступлении кодовой комбинации с датчика информации производится запись комбинации в накопитель и одновременное кодирование и передача ее в канал связи. Принятая комбинация может быть принята правильно, с необнаруживаемой ошибкой или обнаруживаемой ошибкой. Вероятности этих исходов определяются корректирующим кодом (в общем случае решающим устройством). Дальнейшее поведение системы не определено однозначно, а зависит от результата анализа принятой комбинации устройством обнаружения ошибок. При отсутствии ошибок или при необнаруживаемых ошибках принимается решение о выдаче комбинации в ПИ и одновременно формируется сигнал подтверждения приема, который передается по каналу обратной связи. После приема

сигнала подтверждения передатчик получает от ДИ следующую кодовую комбинацию и передает ее в канал связи. Если кодовая комбинация содержит обнаруживаемую ошибку, то при приеме такой комбинации принимается решение о стирании и формируется сигнал переспроса, который передается по каналу обратной связи. При приеме сигнала переспроса повторно передается комбинация, хранящаяся в накопителе.

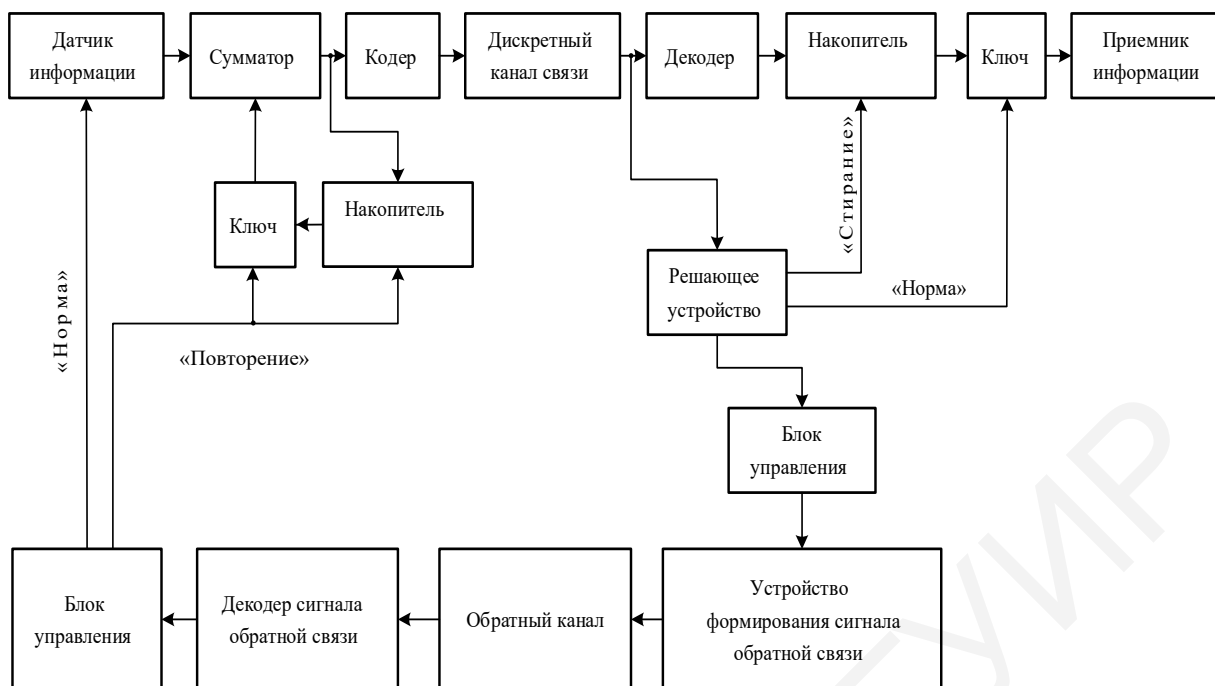
На рисунке 10.2 показан прием без переспроса (блоки 1 и 3) и прием после одного переспроса (блок 2).

Сигналы подтверждения и переспроса, передаваемые по каналу ОС, подвержены воздействию помех. Поэтому возможны такие случаи, когда при передаче сигнала подтверждения будет принят сигнал переспроса и наоборот. В первом случае в ПИ будет выдана одна и та же комбинация, т. е. будет иметь место вставка комбинации, а во втором случае одна из комбинаций, полученных от ДИ, не будет выдана в ПИ, т. е. произойдет выпадение комбинации (см. рисунок 10.3).

На рисунке 10.4 показана структурная схема системы с ожиданием. Поступающая с источника информации (ИИ)  $k$ -элементная комбинация через сумматор (схему ИЛИ) записывается в накопитель и одновременно кодируется с помощью кодирующего устройства (КУ), после чего полученная  $n$ -элементная комбинация подается на вход ДКС. С выхода ДКС эта комбинация поступает на вход решающего устройства (РУ), в качестве которого может использоваться, например, устройство обнаружения ошибок корректирующего кода, устройство анализа сигнала и т. д. В РУ принимается одно из двух решений: либо информационная часть комбинации выдается в ПИ, либо комбинация стирается.

Одновременно с поступлением комбинации в РУ производится ее декодирование (т. е. выделение информационной части) в декодирующем устройстве (ДКУ) и запись полученной  $k$ -элементной комбинации на накопитель. При приеме решения на выдачу комбинации в ПИ в блоке управления формируются управляющие сигналы, с помощью которых  $k$ -элементная комбинация считывается с накопителя и через ключ (схему И) подается на вход приемника информации. Одновременно блок управления (БУ) подает управляющий импульс на вход устройства формирования сигнала обратной связи (УФС), в котором формируется сигнал подтверждения приема комбинации, подаваемой на вход обратного канала (ОК). С выхода ОК сигнал поступает на вход декодера сигнала (ДС) ОС.

Если входящий сигнал дешифрован как сигнал подтверждения, то на вход БУ приемника системы подается соответствующий импульс. БУ производит запрос от ИИ следующей комбинации, которая так же, как и предыдущая, поступает на вход системы и передается в канал связи. Ключ в этом случае закрыт, и ранее переданная комбинация, хранящаяся в накопителях, стирается при поступлении новой.



Рисунке 10.4 – Структурная схема передачи дискретной информации с РОС-ОЖ

При приеме РУ решения на стирание комбинации хранящаяся в приемном накопителе комбинация стирается, а в УФС формируется сигнал переспроса, который передается по ОК. При дешифрировании ДС ОС поступающего на его вход сигнала как сигнала переспроса, на вход БУ поступает соответствующий импульс. БУ осуществляет управление элементами передатчика системы таким образом, что производится повторная передача комбинации, хранящейся в накопителе передатчика.

Скорость передачи  $R$  системы с ожиданием определяется избыточностью применяемого кода, временем ожидания результатов анализа кодовой комбинации, потерей времени на переспросы. В соответствии с временной диаграммой (см. рисунок 10.2) запишем формулу для текущей относительной скорости передачи:

$$R_T = \frac{K}{n + \frac{t_{ож}}{t_0}} \cdot \frac{N_{пр}}{N_{пер}},$$

где  $K$  – число информационных элементов в кодовой комбинации;

$n$  – общее число элементов в кодовой комбинации;

$t_0 = 1/B$ , где  $B$  – скорость модуляции, бод;

$t_{ож}$  – время ожидания результатов анализа кодовой комбинации

( $t_{ож} = 2t_p + t_{ОС} + t_{АИ} + t_{АОС}$ , где  $t_p$  – время распространения сигнала по каналу связи;  $t_{ОС}$  – длительность сигнала ОС;  $t_{АИ}$  – время анализа кодовой комбинации;  $t_{АОС}$  – время анализа сигналов ОС);

$N_{\text{пр}}$  – число комбинаций, принятых и выданных в ПИИ за время  $t$ ;  
 $N_{\text{пер}}$  – число комбинаций, переданных по каналу связи за время  $t$ .  
 Обозначаем

$$N_{\text{пер}} - N_{\text{пр}} = N_{\text{ст}},$$

где  $N_{\text{ст}}$  – число комбинаций, стираемых РУ системы за время  $t$ .

Тогда

$$\frac{N_{\text{пр}}}{N_{\text{пер}}} = \frac{N_{\text{пер}} - N_{\text{ст}}}{N_{\text{пер}}} = 1 - \frac{N_{\text{ст}}}{N_{\text{пер}}}.$$

При достаточно больших значениях  $t$  величина  $N_{\text{ст}} / N_{\text{пер}}$  сходится по вероятности к величине  $P_{\text{ст}}(n)$  – вероятности стирания комбинации решающим устройством системы. Следовательно,

$$R = \frac{K}{n + \frac{t_{\text{ож}}}{t_0}} (1 - P_{\text{ст}}(n)).$$

Вероятность ошибочного приема комбинации для системы с ожиданием равна

$$P_{\text{ош}}(K) = \frac{P_{\text{ош}}(n)}{1 - P_{\text{ст}}(n)},$$

где  $P_{\text{ош}}(n)$  – вероятность выдачи на вход РУ комбинации с ошибкой.

Вероятности вставок и выпадений, определяемые выбранным способом передачи и приема сигналов подтверждения  $\mathfrak{Z}$  и переспроса  $\omega_1$ , равны

$$P_{\text{вст}} \approx P(\omega / \mathfrak{Z}),$$

$$P_{\text{вып}} \approx P_{\text{ст}}(n)P(\mathfrak{Z} / \omega).$$

### 10.3 Автоматический запрос повторной передачи с возвращением на $h$ блоков

При автоматическом запросе повторной передачи (АЗПП) осуществляется непрерывная передача без ожидания подтверждений между блоками. Здесь между передатчиком и приемником необходимо иметь полнодуплексную линию, позволяющую передавать последовательность блоков сообщений, не ожидая получения положительного подтверждения. Фактически положительное подтверждение (ППД) можно даже не передавать. После обнаружения блока, содержащего ошибки, приемная сторона посылает сигнал ошибочного приема (ОП) и отбрасывает этот и все последующие блоки до тех пор, пока ошибочный блок не будет принят без ошибок. При получении ОП в передатчике прерывается передача текущего блока и передаются ошибочный и все последующие блоки.

Здесь также вводится нумерация блоков целыми числами  $l = 0, 1, 2, \dots, 2^k - 1$ , а в структуру блока – поле номеров ( $k$  – количество разрядов в поле номеров).

На рисунке 10.5 изображена временная диаграмма, иллюстрирующая процедуру передачи сообщений в системе с АЗПП с возвращением на  $h$  блоков.

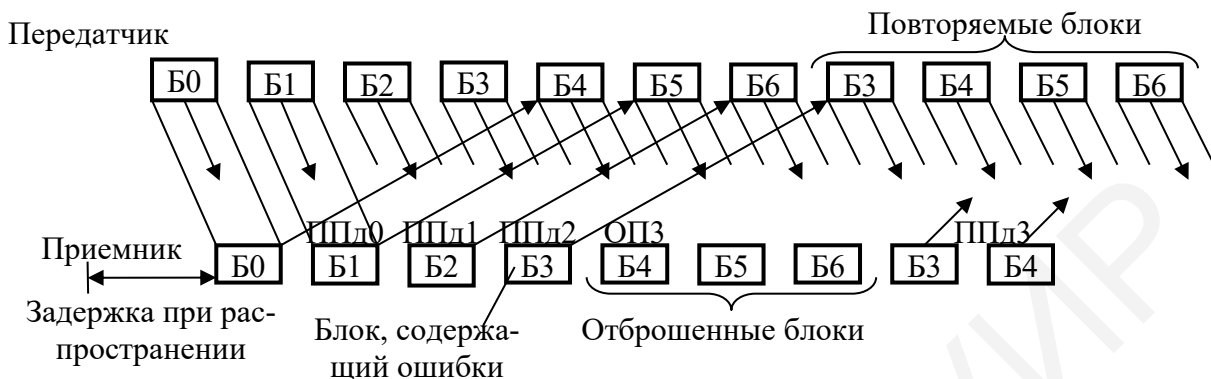


Рисунок 10.5 – Диаграмма передачи сообщений в системе АЗПП с возвращением на  $h$  блоков

Передатчик передаст последовательность блоков с номерами  $B_0, B_1, B_2, \dots, B_6$ . В приемнике обнаруживается блок, содержащий ошибки ( $B_3$ ), посылается ОПЗ передатчику и отбрасываются этот и все последующие блоки  $B_4, B_5, B_6$ , которые уже были переданы передатчиком до получения ОПЗ из-за задержки при распространении. Получив ОПЗ, передатчик повторно передает блоки  $B_3, B_4, B_5, B_6$  и далее последующие блоки  $B_0, B_1, B_2, \dots$ . При обнаружении ошибок в любом последующем блоке эта процедура повторяется, начиная с блока, содержащего ошибки.

АЗПП с возвращением на  $h$  блоков является более эффективным по сравнению с АЗПП с остановом и ожиданием, поскольку здесь исключаются потери времени на ожидание подтверждений. Потери эффективности здесь связаны с отбрасыванием всех блоков, следующих за ошибочным блоком, даже если эти блоки не содержат ошибок.

#### 10.4 Автоматический запрос повторной передачи с селективным повторением

Чтобы исключить потери эффективности, связанные с необходимостью повторной передачи безошибочных блоков, можно использовать процедуру селективного повторения. Здесь, как и в предыдущем варианте, необходима полnodуплексная линия связи.

На рисунке 10.6 изображена временная диаграмма, иллюстрирующая процедуру передачи сообщений в системе с АЗПП и селективным повторением. Передатчик передает последовательность блоков  $B_1, B_2, B_3, \dots$ . В приемнике обнаруживаются ошибки в блоке  $B_3$  и посылается ОПЗ передатчику. Однако до его получения блоки  $B_4, B_5$  и  $B_6$  оказываются уже переданными. При получении

ОПЗ в передатчике прекращается передача и вместо текущего блока Б7 повторно передается блок Б3, а затем передача блоков возобновляется в естественном порядке.

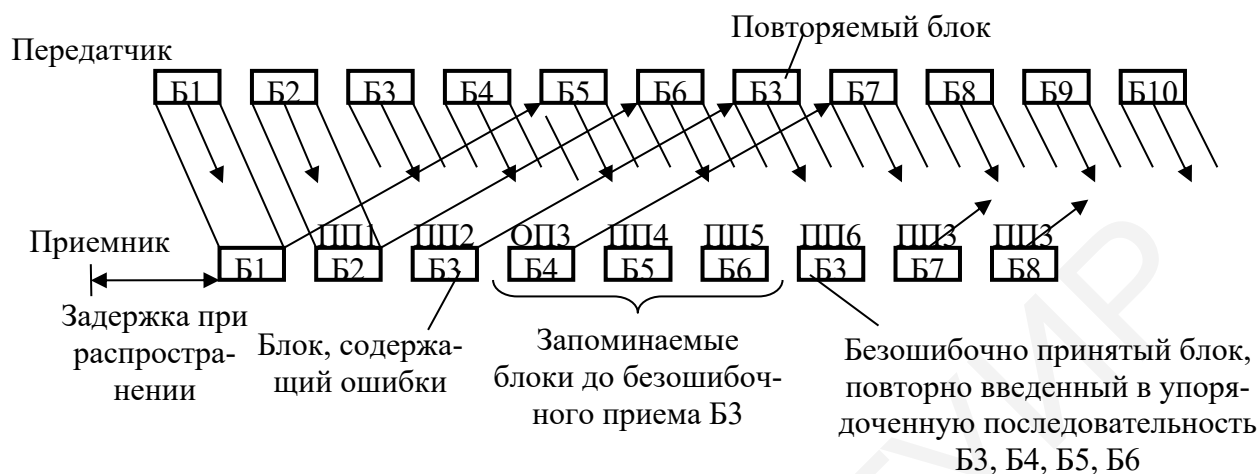


Рисунок 10.6 – Диаграмма передачи сообщений в системе с селективным повторением

Последовательность принятых блоков Б4, Б5, Б6, не содержащих ошибок, запоминается в приемнике до тех пор, пока не будет безошибочно принят блок Б3 и введен в соответствующее место для восстановления естественного порядка следования блоков в последовательности Б3, Б4, Б5, Б6, ... .

Если блок Б3 будет безошибочно принят после первой повторной передачи, то запоминаются блоки Б4, Б5 и Б6. Однако, если в блоке Б3 будут обнаружены ошибки при повторной передаче, то возникает необходимость повторить его передачу еще раз. В этом случае надо запоминать блоки Б4, Б5, Б6, Б7, Б8, Б9. Требование многократных повторных передач приводит к увеличению объема буферного запоминающего устройства. Поскольку теоретически повторные передачи могут быть неограниченными, то при конечном объеме буферного запоминающего устройства возможно его переполнение. В практически используемых системах с АЗПП и селективным повторением для предотвращения этого события предусматривается специальный механизм прерываний.

## 10.5 Системы передачи цифровой информации с ИОС

В системах с ИОС решение на повторение или выдачу в ПИ комбинации (блока) принимается на передатчике по результатам анализа переданной комбинации, а также по информации о комбинации, принятой приемником системы по каналу обратной связи. Возможны различные варианты построения систем с ИОС. Рассмотрим простейший вариант.

На рисунках 10.7 и 10.8 приведены схема алгоритма и временная диаграмма работы системы с информационной обратной связью.

Полученная от ДИ комбинация записывается в накопитель и одновременно передается в канал связи. Принятая комбинация записывается в приемный накопитель. Следует заметить, что при приеме возможны два исхода – прием комбинации  $a_i$ , идентичной переданной, и прием комбинации  $a_j$ , отличающейся от переданной. Принятая комбинация подвергается некоторому преобразованию, а результат преобразования  $f(a_i)$  по обратному каналу посылается передатчику. Примером преобразования может служить линейное кодирование. В этом случае  $f(a_i)$  будет вектором, компоненты которого являются избыточными элементами кодовой комбинации, полученной кодированием  $a_i$  (системы с укороченной ОС).

Известен частный случай, когда  $f(a_i) = a_i$ , т. е. когда по ОК посылается обратно принятая комбинация. Системы, в которых  $f(a_i) = a_i$ , называют системами со сравнением, или системами с обратной проверкой (системами с полной информационной связью).

В передатчике системами из переданной комбинации также формируются  $f(a_i)$ , после чего производится сравнение с принятой из обратного канала  $f(a_i)$ , если они не отличаются, принимается решение о правильности приема  $a_i$ , а если они отличаются, вырабатывается решение о стирании  $a_i$  на приеме и повторной передаче  $a_i$  с накопителя 1. Принятое решение по вспомогательному каналу (или по основному при принятии специальных мер разделения информации и сигналов) передается на приемник. При получении сигнала подтверждения правильности приема комбинации  $a_i$  последняя передается в ПИ, а при приеме сигнала стирания – стирается из приемного накопителя.



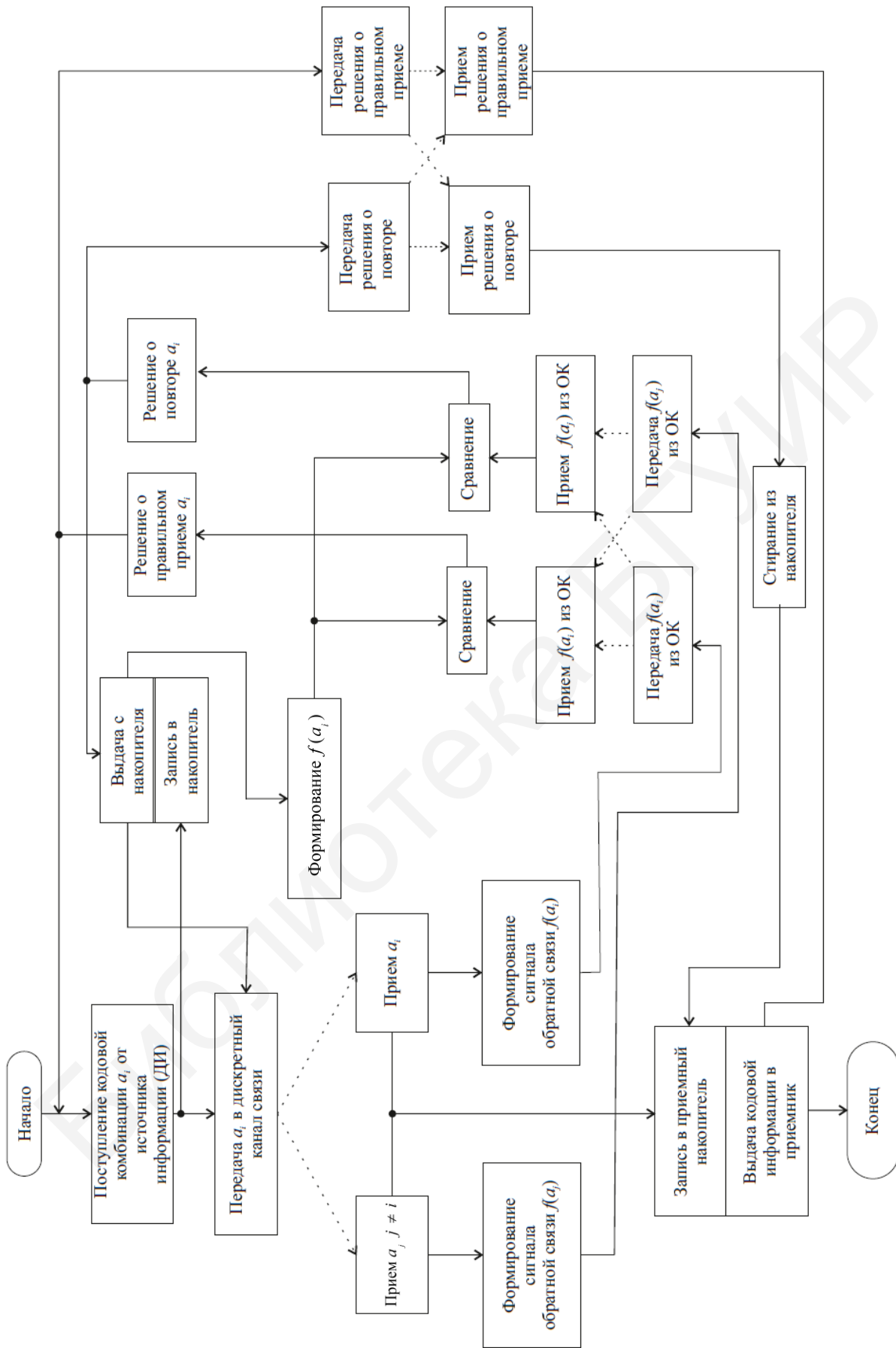


Рисунок 10.7 – Схема алгоритма работы системы с информационной обратной связью

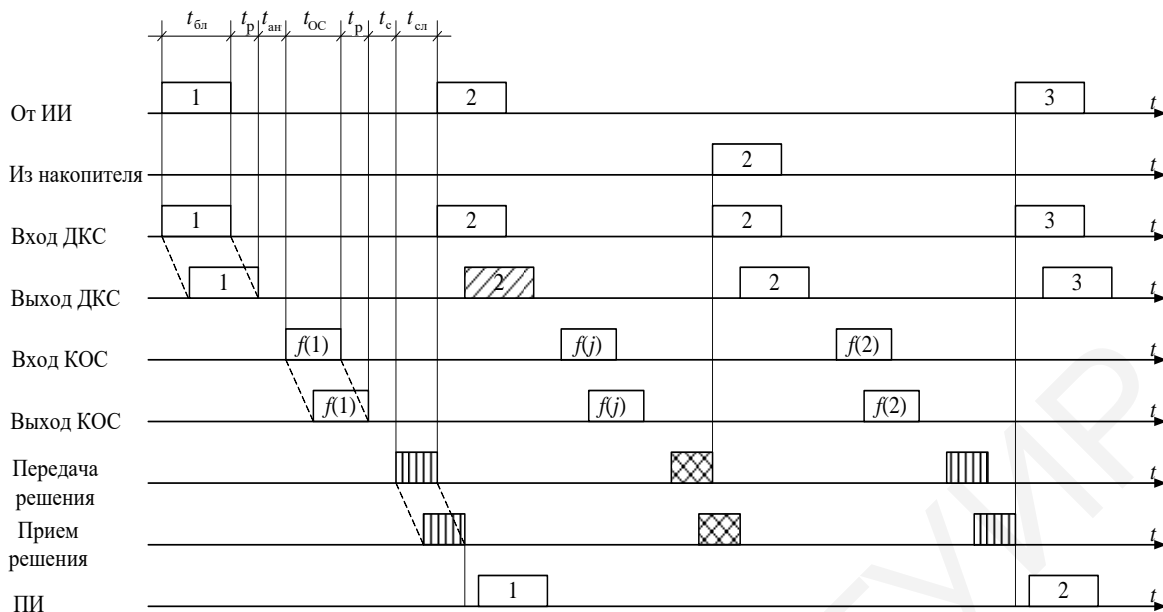


Рисунок 10.8 – Временные диаграммы работы системы передачи дискретной информации с ИОС

Структурная схема системы с ИОС-ОЖ представлена на рисунке 10.9.

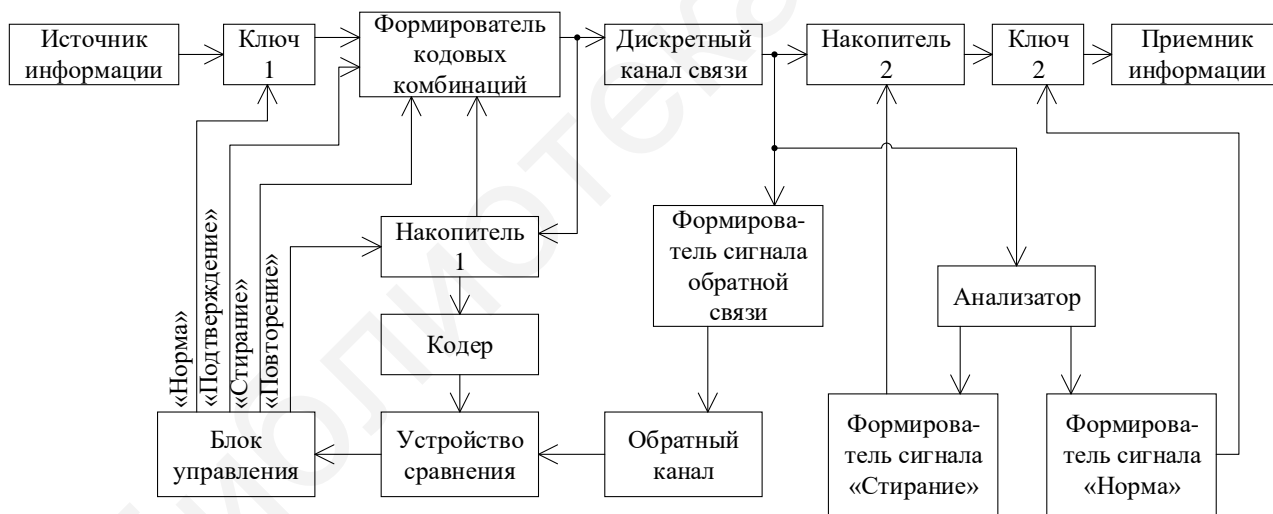


Рисунок 10.9 – Структурная схема системы передачи дискретной информации с ИОС

Система работает следующим образом. По команде готовности блока управления (БУ) передатчика источник информации (ИИ) через ключ 1 (К1) передает в дискретный канал (ДКС) комбинацию из  $K$  разрядов. Эта комбинация одновременно запоминается в накопителе (НК).

На приеме принятая комбинация записывается в накопитель и одновременно поступает в формирователь сигнала обратной связи (ФСОС). Пусть в системе применяется укороченная ОС. Тогда ФСОС формирует  $r$  проверочных разрядов, которые по ОК передаются на передающую сторону.

Принятая на передающей стороне  $r$ -разрядная комбинация поступает на один из входов устройства сравнения (УС). На второй вход УС из кодера передатчика поступает соответствующая кодовая комбинация как результат кодирования комбинации, хранящейся в накопителе. Таким образом, УС сравнивает по разрядно две  $r$ -разрядные комбинации, соответствующие одной и той же информационной  $k$ -разрядной последовательности. Если в результате сравнения окажется, что ошибка не обнаружена, то УС выдает соответствующий сигнал на блок управления, который в свою очередь даст команду формирователю кодовых комбинаций (ФКК) передать в сторону приемника сигнал подтверждения. После этого БУ разрешает ИИ выдать очередную комбинацию для передачи в ДКС и стирает предыдущую в НК1.

Получив подтверждение с выхода анализатора (А), формирователь сигнала «Норма» выдает команду на вывод информационной комбинации, хранящейся в НК2, приемнику информации (ПИ) через К2 и приемник приступает к приему из ДКС следующей комбинации, поступающей вслед за сигналом подтверждения.

Если же при сравнении в УС обнаружится ошибка, то УС дает соответствующий сигнал БУ, который выдает команду ФКК на передачу в сторону приемника служебного сигнала стирания, вслед за которым из НК1 будет повторяться передача предыдущей комбинации. При этом К1 закрывается и блокируется поступление новой комбинации из ИИ. Получив сигнал стирания, А закрывает К2 и стирает хранящуюся в НК2 информацию, записывая туда же комбинацию, поступившую вторично за сигналом стирания. Снова производится формирование сигнала ОС, который передается по ОК. И так будет продолжаться до тех пор, пока в приемник не поступит сигнал подтверждения.

При полной ИОС в приемнике и передатчике отсутствуют кодеры, и по обратному каналу на УС поступает вся информация, принятая приемником. Очевидно, что при полной ИОС обратный канал должен иметь такую же пропускную способность, что и прямой.

Из рисунка 10.8 видно, что время ожидания

$$t_{ож} = 2t_p + t_{ан} + t_{ОС} + t_c + t_{сл},$$

где  $t_{ОС}$  – длительность  $r$ -разрядной комбинации при укороченной ИОС или длительность  $K$ -разрядной комбинации при полной ИОС;

$t_c$  – время сравнения принятой информации из канала обратной связи;

$t_{сл}$  – длительность служебного сигнала, передаваемого по прямому ДКС.

Таким образом, как следует из данного выражения, эффективность использования канала связи в системе с ИОС-ОЖ ухудшается при увеличении длины информационного блока и протяженности линии связи.

## 10.6 Сравнение систем передачи цифровой информации с РОС-ОЖ и ИОС

В системе с РОС по прямому каналу передается информация комбинации длиной  $n$  единичных элементов, а по каналу ОС – служебные комбинации. В системе с ИОС по прямому каналу передаются информационные комбинации длиной  $K$  единичных элементов и команды решения по каналу ОС – проверочные комбинации длиной  $n - K$  или  $K$  единичных элементов. Выберем в качестве сравнения системы с РОС и ИОС, использующие помехоустойчивый код  $(n, K)$ . Если каналы прямого и обратного направлений передачи одинаковы и ошибки в них независимы, то вероятности трансформации проверочных разрядов в обоих каналах одинаковы.

Поэтому обнаруживающая способность кода не зависит от того, где происходит сравнение проверочных разрядов: на передающей (в системе с ИОС) или на приемной (в системе РОС) стороне системы. Следовательно, при равной безошибочной передаче служебных сигналов системы с ИОС и РОС обеспечивают одинаковую вероятность передачи. Отсюда следует, что и среднее число повторных передач (переспросов) в обеих системах совпадает.

Средняя скорость передачи сообщений по прямому каналу в системах с РОС меньше, чем в системах с ИОС, поскольку в первых с каждым сообщением длиной  $K$  дополнительно передается еще  $n - K = r$  проверочных единичных элементов. В системах с ИОС эти проверочные элементы передаются по обратному каналу. Если помехоустойчивость обратных каналов выше, чем прямого, то вероятность передачи в системах с ИОС также выше, чем в системах с РОС. Такое положение может иметь место, например, при передаче информации с искусственного спутника Земли (ИСЗ) на Землю, когда обратный канал может быть организован с помощью мощного передатчика и высокоэффективной антенны. В случае группирующихся ошибок в системах с ИОС часто возникает естественная (за счет разноса во времени передачи по прямому и обратному каналу) декорреляция ошибок в прямом и обратном каналах. В системах с РОС информационные и проверочные символы передаются слитно и такая декорреляция отсутствует. Достоверность передаваемой информации в обоих типах рассматриваемых систем в значительной степени определяется свойствами выбранного кода, обнаруживающего ошибки. При пакетном распределении ошибок достоверность определяется не только свойствами кода, но и временем блокировки. Объясняется это тем, что приемник, обнаруживая первую ошибку пакета, блокируется на  $h$  кодовых комбинаций, благодаря чему часть ошибок этого пакета им не воспринимается. Таким образом, увеличение емкости накопителя передатчика приводит к некоторому увеличению достоверности передачи. Однако при этом снижается пропускная способность системы, так как при запросе приемник блокируется на большее время.

Не выгодны и короткие кодовые комбинации, поскольку для обеспечения заданных корректирующих свойств отношение  $K/n$  в них меньше, чем в длинных

кодовых комбинациях, т. е. больше относительная адаптивность. Поэтому существуют оптимальные значения длин кодов, которые для каналов с определенными характеристиками и заданными скоростями модуляции обеспечивают максимальную скорость передачи информации.

Исследования показали, что при заданной вероятности передачи оптимальная длина кода в системах с ИОС несколько меньше, чем в системах с РОС, что удешевляет реализацию устройств кодирования и декодирования. Однако общая сложность реализации систем с ИОС больше, чем систем с РОС. Поэтому системы с РОС нашли более широкое применение. Системы с ИОС применяют в тех случаях, когда обратный канал может быть без ущерба для других целей эффективно использован для передачи комбинаций. В заключение следует отметить, что при построении систем на микроконтроллерах вопрос о сложности может не ставиться, так как многие задачи при этом решаются программными методами, не усложняя аппаратуру пункта управления (ПУ) и контролируемого пункта (КП).

### 10.7 Сравнение эффективности систем с РОС и исправлением ошибок помехоустойчивым кодом

Для сравнения систем введем коэффициент эффективности, учитывающий как полезный эффект (уменьшение вероятности ошибочного приема), так и затраты на его достижение:

$$K_{\text{эф}} = \log(a/g),$$

где  $a$  – выигрыш в защите от ошибок ( $a = P_{\text{ош.пр}}/P_{\text{ош.кор}}$ , где  $P_{\text{ош.пр}}$  – вероятность ошибки при использовании простого кода;  $P_{\text{ош.кор}}$  – вероятность ошибки при использовании корректирующего кода);

$g$  – избыточность ( $g = g_{\text{и}} + g_{\text{с}}$ , где  $g_{\text{и}}$ ,  $g_{\text{с}}$  – информационная и схемная избыточности соответственно).

Величина  $g_{\text{и}} = R_{\text{изб}}/R_{\text{пр}}$  определяется относительным снижением скорости передачи за счет использования избыточного кода. При этом считается, что полоса канала остается неизменной.

Схемная избыточность

$$g_{\text{с}} = \mu(C_{\text{пд}}/C_0),$$

где  $C_{\text{пд}}$  – объем аппаратуры с применением корректирующего кода;

$C_0$  – объем аппаратуры с применением простого кодирования;

$\mu$  – весовой коэффициент, позволяющий сравнить  $g_{\text{и}}$  и  $g_{\text{с}}$  по технико-экономическим показателям.

Для кодов с исправлением ошибки

$$g_{\text{и}} = R_{\text{изб}}/R_{\text{пр}} = (K + r)/K = 1 + r/K.$$

Объем аппаратуры при использовании такого кода возрастает примерно в 1,5 раза [50]. Итак,  $g_c \approx 1,5$ .

**Пример 10.1.** Сравнить эффективность применения кода Хэмминга (7, 4), обеспечивающего исправление одной ошибки, и системы с РОС. Примем, что ошибки независимы и вероятность искажения элементарного сигнала  $P_1 = 10^{-2}$ .

В случае простого кода

$$P_{\text{ош.пр}} = 1 - (1 - P_1)^K = 0,04,$$

в случае применения кода Хэмминга

$$P_{\text{ош.изб}} = 1 - (1 - P_1)^n - nP_1(1 - P_1)^{n-1} \approx 0,003.$$

Следовательно, выигрыш в защите от ошибок

$$a = 0,04 / 0,003 \approx 13.$$

При этом затраты увеличиваются на

$$g_{\text{и}} = \left(1 + \frac{r}{K}\right) = 1 + \frac{3}{4} = 1,75, g_c = 1,5.$$

Тогда  $g = g_{\text{и}} + g_c = 3,25$ . Отсюда коэффициент эффективности в случае применения кода, исправляющего ошибки,

$$K_{\text{эф.код}} = \log(a/g) = \log(13/3,25) \approx 2.$$

Теперь рассмотрим эффективность применения системы с РОС. В этой системе используются коды с обнаружением ошибок. Будем исходить из того, что ошибочно принятый знак поступит потребителю только в том случае, когда ошибка на приеме не будет обнаружена. Известно, что вероятность обнаружения ошибок корректирующим кодом гораздо выше, чем вероятность их исправления. Даже при независимых ошибках соотношение между этими вероятностями достигает нескольких порядков. Еще выше это соотношение при пакетных ошибках. Поэтому величина  $a$ , определяющая полезный эффект, сильно возрастает по сравнению с кодом, исправляющим ошибки. Естественно, что увеличиваются и затраты как в части дополнительного снижения пропускной способности за счет переспросов, так и за счет увеличения объема аппаратуры. Однако, как правило, выигрыш значительно перекрывает затраты.

При использовании кода (7, 4) в режиме обнаружения ошибок можно показать, что обнаруживаются все одно-, двух-, пяти- и шестикратные ошибки, а также 80 % всех трех- и четырехкратных ошибок. Поэтому при  $P_1 = 10^{-2}$  вероятность необнаруженной ошибки будет равна  $P_{\text{н.ош}} \approx 0,65 \cdot 10^{-5}$ . Тогда  $a = 0,04 / 0,65 \cdot 10^{-5} \approx 6000$ .

Рассмотрим затраты:

$$g_{\text{и}} = \left(1 + \frac{r}{K}\right) \frac{N}{N - N \cdot P_{\text{ош}}},$$

где  $N$  – количество переданных сообщений;  
 $N/(N - N \cdot P_{\text{ош}})$  – количество сообщений, подлежащих переспросу.  
В данном случае  $P_{\text{ош}} = 1 - (1 - P_1)^n = 0,07$ . Следовательно,

$$g_{\text{и}} = \left(1 + \frac{3}{4}\right) \left(\frac{1}{1 - 0,07}\right) = 1,88.$$

В этом случае  $g_{\text{с}} = 2,5$ , откуда  $g = g_{\text{и}} + g_{\text{с}} = 1,88 + 2,5 = 4,38$ .

Тогда

$$K_{\text{эф.код}} = \log(a/g) = \log(6000/4,38) \approx 10,2.$$

Итак, по сравнению с системой связи, использующей для повышения достоверности код с исправлением одиночной ошибки, система с обратной связью дает выигрыш  $K_{\text{эф.ос}}/K_{\text{эф.код}} = 10,2/2 = 5,1$  раза.

## 11 МЕТОДЫ ПЕРЕМЕЖЕНИЯ

Изменение по определенному правилу естественного порядка следования символов в некоторой кодовой последовательности называется процедурой перемежения (*Interleaving*), изменение, обратное перемежению, – процедурой деперемежения (*Deinterleaving*). В результате выполнения процедуры деперемежения восстанавливается естественный порядок следования символов.

Методы перемежения/деперемежения обычно используются для разрушения пакетов ошибок, вызванных замираниями уровня принимаемого сигнала, и, следовательно, уменьшения степени группирования ошибок в последовательности символов, поступающих на вход канального декодера. При перемежении передаваемое кодовое слово формируется из символов различных кодовых слов. Поэтому при деперемежении возникающий пакет ошибок разбивается на отдельные ошибки, принадлежащие различным кодовым словам. Иначе говоря, при деперемежении пакет ошибок трансформируется в последовательность независимых ошибок, для исправления которых, как правило, можно использовать менее мощный код. С увеличением глубины перемежения можно ожидать улучшения характеристик помехоустойчивости, поскольку при этом происходит ослабление корреляции ошибок. Но при этом возрастает задержка в доставке сообщения, связанная с выполнением процедур перемежения/деперемежения. Поэтому приходится принимать компромиссное решение между степенью улучшения характеристик помехоустойчивости и возможной задержкой.

Рассмотрим некоторые эффективные методы перемежения.

### 11.1 Блочное перемежение

При блоковом перемежении кодовые слова длиной  $n$  символов записываются в виде таблицы шириной  $W$  и глубиной  $D$  символов, как показано на рисунке 11.1.

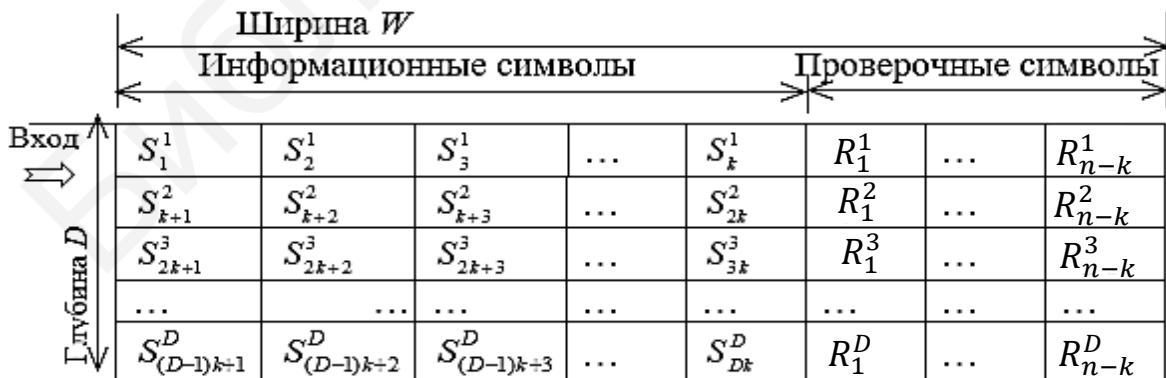


Рисунок 11.1 – Блочный перемежитель



Предположим, что  $W = n$ . Тогда строки таблицы представляют собой кодовые слова, содержащие  $k$  информационных символов и  $(n - k)$  проверочных символов. После заполнения таблицы осуществляется последовательное считывание символов по столбцам и их передача по каналу связи. В приемнике выполняется обратная процедура – последовательная запись символов по столбцам до полного заполнения таблицы. Затем производится считывание символов по строкам таблицы и их декодирование. Такой перемежитель позволяет разрушить пакет ошибок длиной  $L < D$ , в результате чего в каждом кодовом слове будет не более одной ошибки.

Однако периодическая последовательность одиночных ошибок, отстоящих друг от друга на  $D$  символов, будет вызывать полное поражение ошибками некоторого одного слова. Задержка при выполнении процедур перемежения/деперемежения равна  $2WD$  символов. Объем памяти и перемежителя и деперемежителя составляет  $WD$  символов.

Другой возможный вариант выполнения перемежителя изображен на рисунке 11.2.

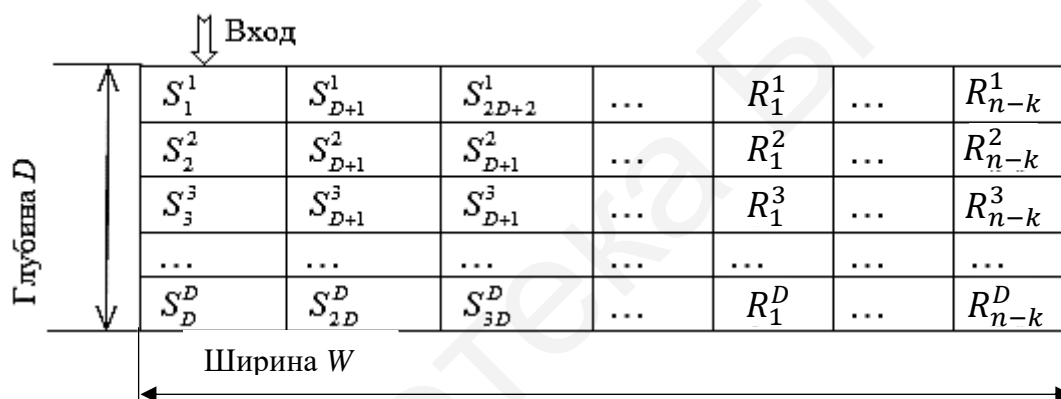


Рисунок 11.2 – Модифицированный блочный перемежитель

Здесь информационные символы последовательно записываются по столбцам. Причем проверочные символы формируются из  $k$  информационных символов, разнесенных друг от друга в исходной последовательности на  $D$  символов. Считывание символов также осуществляется по столбцам. Преимуществом этого метода является передача информационных символов в естественном порядке следования и отсутствие задержки в перемежителе. Общая задержка составляет  $WD$  символов и обусловлена выполнением процедуры деперемежения. Параметры  $D$  и  $W$  перемежителя должны выбираться с таким расчетом, чтобы наиболее вероятные значения длины пакетов ошибок оказались меньше  $D$ .

Однако этот тип перемежителя не обладает устойчивостью по отношению к периодической последовательности одиночных ошибок, разнесенных на  $D$  символов. В этой ситуации все символы в строке оказываются ошибочными, и каналный декодер переполняется.

## 11.2 Межблоковое перемежение

При межблоковом перемежении в качестве входного блока принимается блок из  $NB$  символов, и каждый блок из  $N$  символов распределяется между следующими  $B$  выходными блоками. Пусть  $x$  и  $y$  представляют собой соответственно входной и выходной символы перемежителя. Тогда правило отображения  $m$ -го символа  $i$ -го входного блока в  $(j + Bt)$ -й символ  $(i + j)$ -го выходного блока можно определить следующим образом:

$$y(i + j, j + Bt) = x(i, m)$$

для всех  $i$  и при  $j = m \bmod B$ ,  $t = m \bmod N$ .

Пример межблокового перемежения при  $B = 3$  и  $N = 2$  показан на рисунке 11.3.

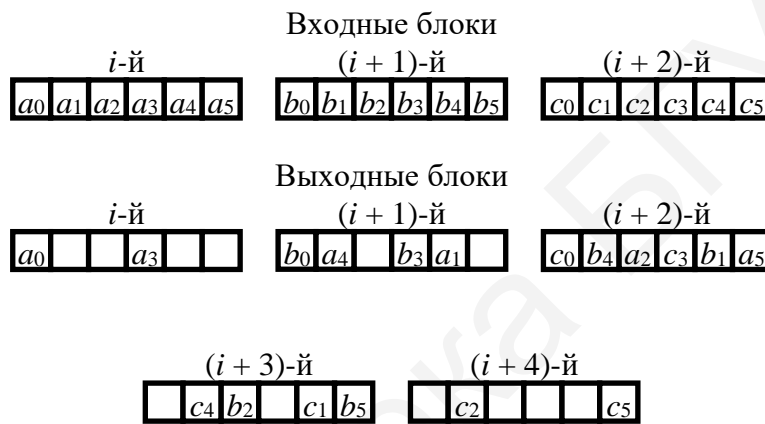


Рисунок 11.3 – Пример межблокового перемежения при  $B = 3$  и  $N = 2$

Здесь символы  $i$ -го,  $(i + 1)$ -го и  $(i + 2)$ -го входных кодовых блоков обозначены соответственно  $a$ ,  $b$ ,  $c$ . Согласно приведенному правилу отображения

$$y(i + j, j + 3t) = x(i, m)$$

для всех  $i$  и при  $j = m \bmod 3$ ,  $t = m \bmod 2$ .

При

$$m = 0 \text{ имеем } y(i, 0) = x(i, 0),$$

$$m = 1 \text{ имеем } y(i + 1, 4) = x(i, 1),$$

$$m = 2 \text{ имеем } y(i + 2, 2) = x(i, 2) \text{ и т. д.}$$

Отметим, что последовательно следующие символы  $i$ -го входного блока отображаются в символах очередных в выходных блоках с нерегулярным смещением позиций  $(j + bt)$  в каждом блоке. Такое нерегулярное смещение позволяет рандомизировать влияние периодической помехи, действующей в канале связи. Для однозначного отображения символов необходимо, чтобы  $B$  и  $N$  не

имели общего делителя. Это ограничивает свободу выбора длины блока из  $BN$  символов. Недостатки такого метода перемежения состоят в том, что здесь выходные символы распределяются в пределах  $B$  блоков и общая задержка составляет  $B^2N$  символов ( $BN$  символов из-за необходимости запоминания  $(B - 1)BN$  входных блоков для выполнения процедуры распределения символов).

### 11.3 Сверточное перемежение

Структурная схема сверточного перемежителя/деперемежителя приведена на рисунке 11.4. Предполагается, что имеется синхронизация мультиплексоров и демультиплексоров передатчика и приемника.

Демультиплексор осуществляет последовательное подключение выхода кодера к различным строкам памяти перемежителя. Мультиплексор соответственно подключает вход декодера к различным строкам памяти деперемежителя. Каждая строка памяти представляет собой регистр сдвига, количество элементов задержки которого указано соответствующим числом, вписанным в прямоугольник. Первый элемент кодированной последовательности записывается в верхнюю строку и сразу же передается по каналу связи. Записывается он также в первую строку памяти деперемежителя, обеспечивающей задержку на  $(B - 1)M$  символов. Второй элемент кодированной последовательности записывается во вторую строку памяти перемежителя, обеспечивающей задержку на  $M$  символов. Таким образом, смежные символы кодированной последовательности оказываются разнесенными на  $M$  символов. Поэтому на них не оказывают влияние пакеты ошибок, длина которых не превышает  $M$ . При приеме второй символ дополнительно задерживается на  $(B - 2)M$  символов, так что общая задержка символов составляет  $(B - 1)M$  символов. Следует отметить, что все символы кодовой последовательности после перемежения и деперемежения имеют одинаковую задержку, поэтому порядок следования символов на выходе кодера и входе декодера сохраняется одним и тем же.

На рисунках 11.4–11.7 показан пример простого сверточного четырехрегистрационного кода ( $M = 1$ ) устройства перемежения, загруженного последовательно кодовых символов. Одновременно представлено синхронизированное устройство восстановления, которое передает обработанные символы на декодер. На рисунке 11.4 показана загрузка символов 1–4, знак «×» означает неизвестное состояние. На рисунке 11.5 показана загрузка символов 5–8. На рисунке 11.6 показаны поступающие в устройство символы 9–12. Теперь устройство восстановления заполнено символами сообщения, но еще не способно ничего передавать на декодер. И наконец, на рисунке 11.7 показаны символы 13–16, поступающие в устройство перемежения, и символы 1–4, переданные на декодер. Процесс продолжается таким образом до тех пор, пока полная последовательность кодового слова не будет передана на декодер в своей исходной форме.

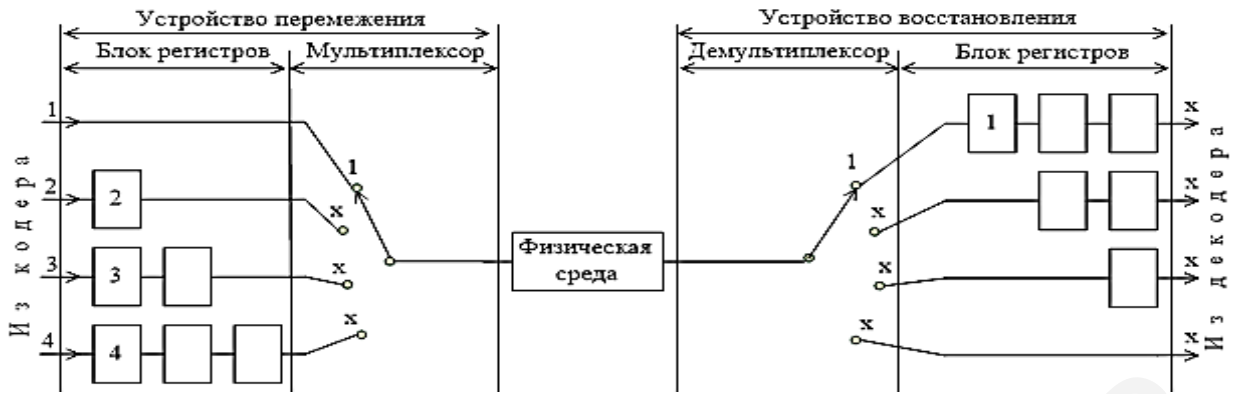


Рисунок 11.4 – Последовательность операций загрузки символов 1–4 при сверточном переключении/депереключении

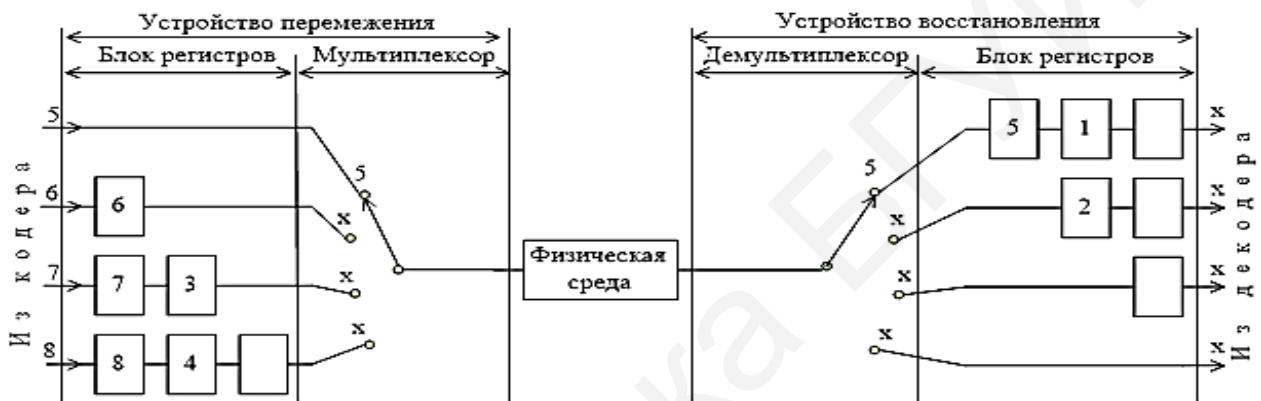


Рисунок 11.5 – Последовательность операций загрузки символов 5–8 при сверточном переключении/депереключении

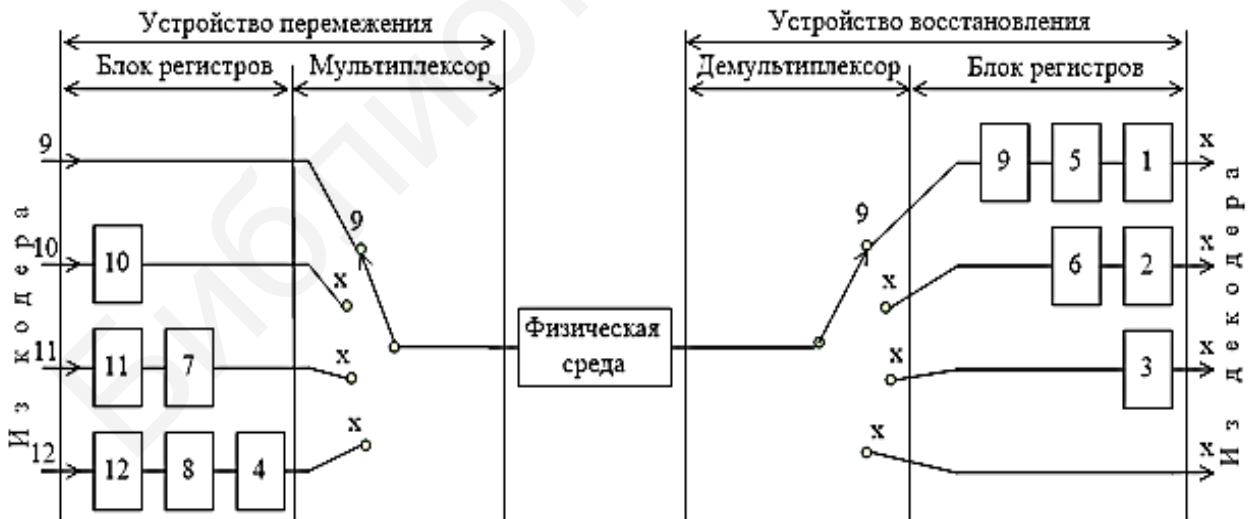


Рисунок 11.6 – Последовательность операций загрузки символов 9–12 при сверточном переключении/депереключении

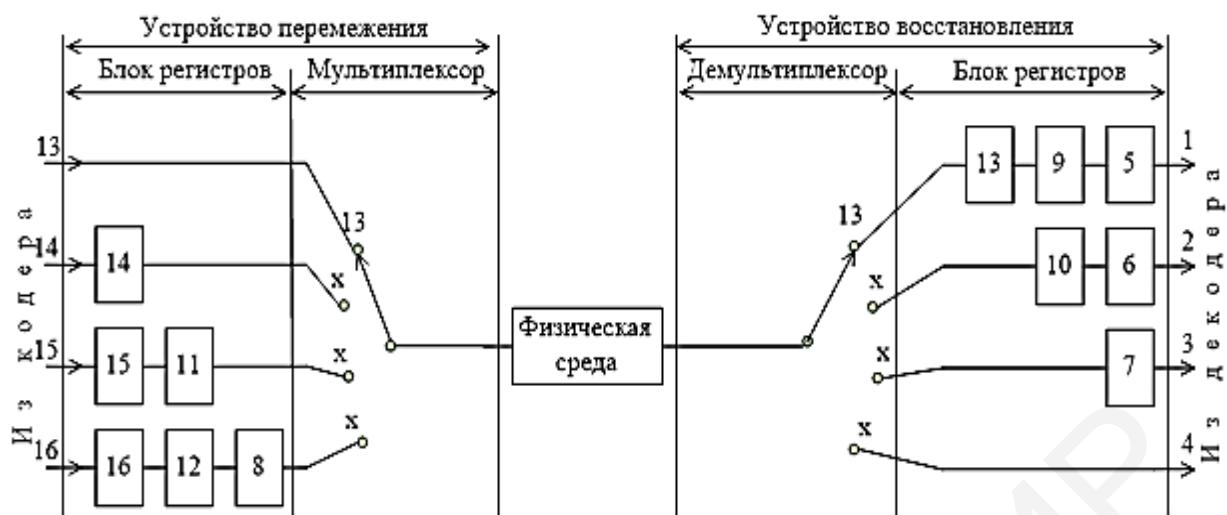


Рисунок 11.7 – Последовательность операций загрузки символов 13–16 при сверточном переключении/депереключении

Библиотека БГУИР

## 12 ФОРМИРОВАНИЕ ТРЕБУЕМОГО ЭНЕРГЕТИЧЕСКОГО СПЕКТРА ДАННЫХ

Передача информации между достаточно удаленными устройствами требует представления ее в виде последовательного потока битов, характеристики которого зависят от особенностей конкретной системы. Физической основой такой системы является линия связи, которая обычно выполняется в виде витой пары проводов, коаксиального кабеля либо оптического кабеля.

В зависимости от расстояния данные, передаваемые по линии, могут однократно или многократно подвергаться ретрансляции с целью восстановления амплитуды и временных характеристик (рисунок 12.1).

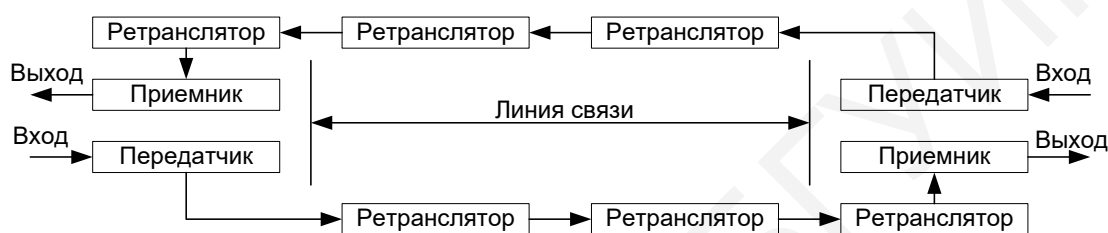


Рисунок 12.1 – Структура типового последовательного канала связи

Алгоритмы работы передатчика, ретранслятора и приемника определяются выбранным кодом, предназначенным для передачи по линии, который называют линейным кодом.

### 12.1 Линейные коды для передачи информации по последовательным каналам связи

Данные пользователя, поступающие от источников информации, уже являются цифровыми и представлены в униполярном или биполярном коде без возврата к нулю – *NRZ (Non Return to Zero)*. При передаче данных на большие расстояния в коде *NRZ* возникают следующие проблемы:

- с течением времени нарастает постоянный ток, блокируемый некоторыми электрическими устройствами цифрового тракта, например, трансформаторами, что приводит к искажению передаваемых импульсов;
- изменение постоянного тока в цепи отрицательно сказывается на функционировании устройств, получающих питание от линии;
- передача длинных серий нулей или единиц приводит к нарушению правильной работы устройств синхронизации;
- отсутствует возможность контроля возникающих ошибок на уровне физического канала.

Перечисленные проблемы решаются при помощи методов линейного кодирования и скремблирования. Параметры получаемого линейного сигнала

должны быть согласованы с характеристикой используемой линии и отвечать ряду следующих требований:

- энергетический спектр линейного сигнала должен быть как можно уже. В нем должна отсутствовать постоянная составляющая, что позволяет повысить верность либо дальность передачи;

- структура линейного сигнала должна обеспечивать возможность выделения тактовой частоты на приемной стороне;

- должна быть обеспечена возможность постоянного контроля за ошибками на уровне физической линии;

- линейный код должен иметь достаточно простую техническую реализацию;

- сигнал должен быть неполярным, т. е. полярность сигнальных проводников не должна иметь значения, в таком случае система передачи не боится ошибок типа «зеркальный прием», или «обратная работа» (инверсия знаков), а также переплюсовки контактов физической линии или используемых разъемов.

Формирование требуемого энергетического спектра может быть осуществлено соответствующим изменением структуры импульсной последовательности и выбором нужной формы импульсов. Например, даже сокращение длительности импульсов в два раза (биимпульсный код с возвратом к нулю, *RZ*) (рисунок 12.2) вдвое уменьшает уровень постоянной составляющей и увеличивает уровень тактовой составляющей в спектре такого сигнала.

Различают неалфавитные (*1B1T*, *1B1Q*) и алфавитные (*mBnB*, *mBnT*, *mBnQ*) коды (*B* – двоичное, *T* – троичное, *Q* – четверичное основание кода). В случае алфавитных кодов кодирующее устройство преобразует каждую группу из *m* символов (исходного алфавита) в новую группу из *n* символов (выходного алфавита), причем таким образом, чтобы примерно уравнивать число нулей и единиц в передаваемой последовательности. Для одного и того же кода (с одинаковым обозначением) может существовать несколько отображений исходного алфавита на выходной. Предельной помехоустойчивостью обладают сигналы, элементы которых равны, но противоположны по полярности. Примеры популярных простых линейных кодов приведены на рисунках 12.2 и 12.3.

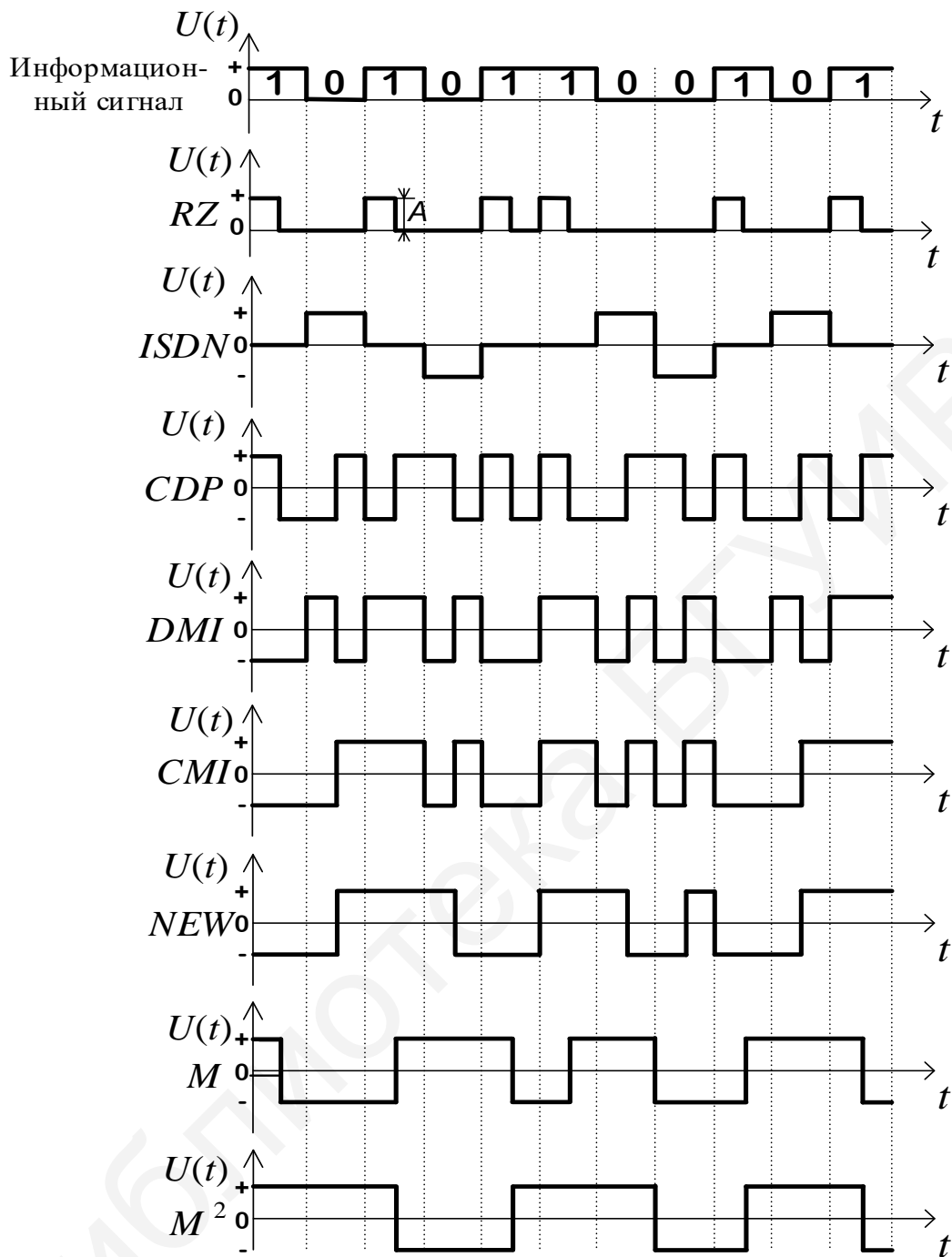
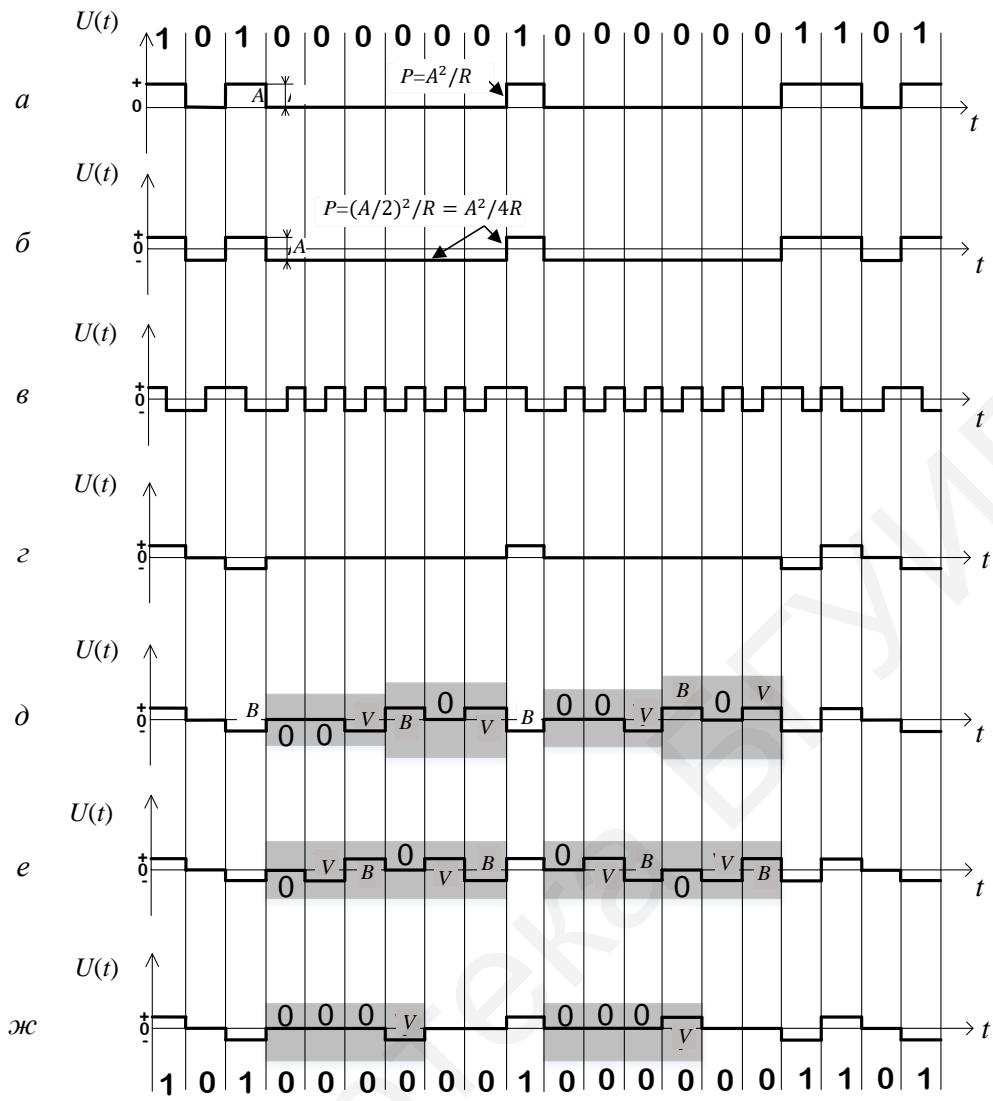


Рисунок 12.2 – Примеры линейных кодов





*a* – униполярный код NRZ; *б* – биполярный код NRZ; *в* – код Манчестер-II; *г* – код AMI; *д* – код BZS; *е* – код B6ZS; *ж* – код HDB3; затемненными прямоугольниками выделены «заготовки»

Рисунок 12.3 – Наиболее распространенные линейные коды

### 12.1.1 Униполярный код NRZ

Простейшим линейным кодом является униполярный код типа NRZ (*Non Return to Zero*), показанный на рисунке 12.3, *a*. В этом коде нули представлены отсутствием импульса (напряжение, близкое нулю), а единицы – наличием импульса (некоторое положительное напряжение). Этот код имеет четыре недостатка:

– средняя мощность, выделяемая на нагрузочном резисторе  $R$  (на рисунке 12.3 не показан), равна  $A^2 / 2R$ , где  $A$  – амплитуда импульса напряжения. Число 2 в знаменателе дроби соответствует равновероятному появлению логического нуля и логической единицы в потоке данных. Результат неутешительный. Резистор  $R$

рассеивает тепловую энергию в два раза интенсивнее, чем при биполярном кодировании (см. рисунок 12.3, б) при той же амплитуде сигнала, равной  $A$ ;

– униполярные сигналы всегда содержат постоянную составляющую и значительную долю низкочастотных компонентов в спектре при передаче длинных последовательностей единиц. Это препятствует передаче сигналов через трансформаторы или конденсаторы;

– ретрансляторы и приемники надежно восстанавливают синхронизирующую временную сетку только тогда, когда паузы между изменениями сигнала не слишком велики. Изменение сигнала после незначительной паузы позволяет всякий раз корректировать «ход часов» ретранслятора или приемника. С увеличением паузы надежность «службы времени» падает. Например, после передачи серии из 10 тыс. нулей приемник, вероятнее всего, не сможет точно определить, находится ли последующая единица на позиции 9999, 10 000 или 10 001. То же относится и к передаче длинных цепочек из логической единицы. Другими словами, при передаче достаточно большой последовательности нулей или единиц приемник (или ретранслятор) теряет синхронизацию с передатчиком (или ретранслятором);

– отсутствует возможность оперативной регистрации ошибок, таких как пропадание или появление лишних импульсов из-за помех.

### 12.1.2 Биполярный код *NRZ*

Биполярный сигнал *NRZ* (см. рисунок 12.3, б) по сравнению с униполярным обладает лучшими энергетическими характеристиками. Единица представлена положительным уровнем напряжения, нуль – отрицательным. Нагрузочный резистор  $R$  в данном случае постоянно рассеивает тепло, так как на нем независимо от передаваемого кода присутствует напряжение  $A/2$  той или иной полярности. Средняя мощность, выделяемая на нагрузочном резисторе, равна  $(A/2)^2 / R = A^2 / 4R$ , т. е. половине средней мощности униполярного сигнала, хотя перепад уровней тот же самый.

Так что первый из отмеченных ранее недостатков униполярного сигнала *NRZ* в какой-то мере удалось устранить. Остальные три недостатка сохраняются. Для их ликвидации необходимо введение избыточности одним из двух способов:

– скорость передачи сигналов по линии выбирается большей, чем скорость передачи информации, без использования дополнительных электрических уровней сигналов;

– скорость передачи сигналов по линии выбирается равной скорости передачи информации, но вводятся дополнительные электрические уровни сигналов.

### 12.1.3 Код Манчестер-П (код *PE*)

Примером кода с избыточностью, введенной согласно только что упомянутому первому способу, является код Манчестер-П. Форма биполярного сигнала при передаче кода Манчестер-П показана на рисунке 12.3, в. Единица кодируется отрицательным перепадом сигнала в середине битового интервала, нуль – положительным перепадом.

С помощью кода Манчестер-П решаются сразу все отмеченные ранее проблемы. Поскольку число положительных и отрицательных импульсов на любом достаточно большом отрезке времени равно (отличается не более чем на один импульс, что не имеет значения), постоянная составляющая равна нулю.

Подстройка часов приемника или ретранслятора производится при передаче каждого бита, т. е. снимается проблема потери синхронизации при передаче длинных цепочек нулей или единиц.

Спектр сигнала содержит только две логические составляющие:  $F$  и  $F/2$ , где  $F$  – скорость передачи информационных битов. Наличие лишь двух (а не трех или более) электрических уровней сигнала позволяет надежно их распознавать (хорошая помехозащищенность).

Критерием ошибки может являться «замораживание» сигнала на одном уровне на время, превышающее время передачи одного информационного бита, поскольку независимо от передаваемого кода сигнал всегда «колеблется» и никогда не «замирает». Но за эти чрезвычайно полезные качества приходится платить расширением полосы пропускания связной аппаратуры. Поэтому код Манчестер-П широко используется там, где частотные ограничения не являются определяющими.

### 12.1.4 Код *AMI*

Второй способ введения избыточности связан с добавлением дополнительных электрических уровней, в простейшем случае – третьего, «нулевого», уровня.

На рисунке 12.3, з представлена форма сигнала с попеременной инверсией знака, так называемого *AMI*-сигнала (*Alternative Mark Inversion*). Нули кодируются отсутствием импульсов, а единицы – попеременно положительными и отрицательными импульсами. Постоянная составляющая сигнала *AMI* равна нулю. Поэтому при передаче длинной последовательности единиц синхронизация не теряется. Обнаруживаются ошибки, нарушающие правильную последовательность знакочередующихся сигналов.

Синхронизация нарушается при передаче длинной последовательности нулей, как и в коде *NRZ*.

### 12.1.5 Коды *BNZS*, *HDB3*

Потеря синхронизации при передаче длинной последовательности нулей предотвращается так: цепочки нулей передатчик заменяет определенными «заготовками», которые представляют собой «отрезки» стандартных временных диаграмм. Коды *AMI*, в которых цепочка из  $N$  нулей заменяется определенной подстановкой, называются *BNZS*-кодами (*Bipolar with N Zeroes Substitution*).

В коде *B3ZS* (см. рисунок 12.3, *д*) каждые три последовательных нуля подменяются либо комбинацией  $B0V$ , либо  $00V$ . Символ  $B$  обозначает импульс, который отвечает правилам кодирования *AMI*, символ  $V$  – импульс, который нарушает правила кодирования *AMI* (совпадает по полярности с предыдущим). Выбор одной из этих двух «заготовок» проводится так, чтобы, во-первых, число импульсов  $B$  между двумя последовательно расположенными импульсами  $V$  было нечетным, и, во-вторых, чтобы полярность импульсов  $V$  чередовалась.

В коде *B6ZS* (см. рисунок 12.3, *е*) каждые шесть последовательных нулей подменяются комбинацией  $0VB0VB$ .

Коды *BNZS* получили широкое распространение в компьютерных сетях США и Канады: линии  $T1$  – 1,544 Мбит/с,  $T1C$  – 3,152 Мбит/с,  $LD-4$  – 274,176 Мбит/с,  $T4$  – 274,176 Мбит/с. В странах Западной Европы широко используется код *HDB3* для работы на скоростях 2,048 и 8,448 Мбит/с. Этот код очень похож на *BNZS*, поскольку максимально допустимое число нулей, стоящих в цепочке, равно трем.

Каждые четыре последовательных нуля подменяются комбинацией  $000V$  либо  $B00V$ . Выбор той или иной комбинации проводится так, чтобы, во-первых, число импульсов  $B$  между двумя последовательными импульсами  $V$  было нечетным, и, во-вторых, чтобы полярность импульсов  $V$  чередовалась (см. рисунок 12.3, *ж*).

Существуют также другие распространенные коды, такие как *CMI*, *PST*, *4B3T* и т. п. Все они являются разновидностями кодов *AMI* и созданы с целью минимизации требований к полосе пропускания каналов связи и увеличения обнаруживающей способности по отношению к ошибкам при передаче информации.

### 12.1.6 *RZ* – *Return to Zero* (возврат к нулю)

Цифровые данные (см. рисунок 12.2) представляются следующим образом:

- биты «0» представляются нулевым напряжением (0 В);
- биты «1» представляются значением  $+U$  в первой половине и нулевым напряжением во второй, т. е. единице соответствует импульс напряжения продолжительностью передачи одного бита данных.

Этот способ имеет два преимущества по сравнению с кодированием *NRZ*:

- средний уровень напряжения в линии составляет  $1/4$  (вместо  $1/2$ );
- при передаче непрерывной последовательности единиц сигнал в линии не остается постоянным.

Однако при использовании кодирования *RZ* полоса сигнала может достигать значений, равных скорости передачи данных (при передаче последовательности единиц).

### 12.1.7 *CDP – Conditional Diphasе*

Данный способ является комбинацией алгоритмов *NRZI* и *PE* и использует следующие представления битов цифрового потока:

- биты «0» представляются переходом напряжения в том же направлении, что и для предшествующего бита (от  $+U$  к  $-U$  или от  $-U$  к  $+U$ );
- биты «1» представляются переходом напряжения в направлении, противоположном предшествующему биту (от  $+U$  к  $-U$  или от  $-U$  к  $+U$ ).

Такой код стандартизован для использования в отечественном стыке С1И (С1-ФЛ-БИ).

Этот способ обеспечивает формирование неполярного сигнала, который занимает достаточно широкую полосу.

Наиболее широкое распространение получили двухуровневые линейные коды с удвоением скорости передачи класса *1B2B* (преобразование группы из одного двухуровневого символа в группу из двух двухуровневых символов), обладающие высокой помехозащищенностью, простотой преобразования и выделения тактовой частоты. Однако частота следования импульсов таких кодов, а следовательно, и требуемая полоса частот передачи вдвое превышает частоту следования исходной двоичной последовательности. К таким кодам кроме перечисленных выше относятся коды *DMI*, *CMI*, *NEW*, код Миллера (*M*) и ряд других менее популярных.

Энергетические характеристики ряда линейных кодов приведены на рисунке 12.4, где  $f_t$  – тактовая частота следования исходных двоичных символов. Эти спектры позволяют судить о частотной эффективности и свойствах синхронизации наиболее популярных линейных кодов.

В последнее время к способам цифровой модуляции (впрочем, как и к аналоговой) предъявляются повышенные требования по эффективности использования задействованной полосы частот. Другими словами, такие способы должны обеспечивать передачу большего количества бит на 1 бод и, следовательно, на 1 Гц используемой полосы. С такой точки зрения наиболее предпочтительно использование алфавитных кодов (*mBnB*, *mBnT*, *mBnQ*) с большими значениями отношения бит/бод ( $m/n$ ), например, *2B1Q*.

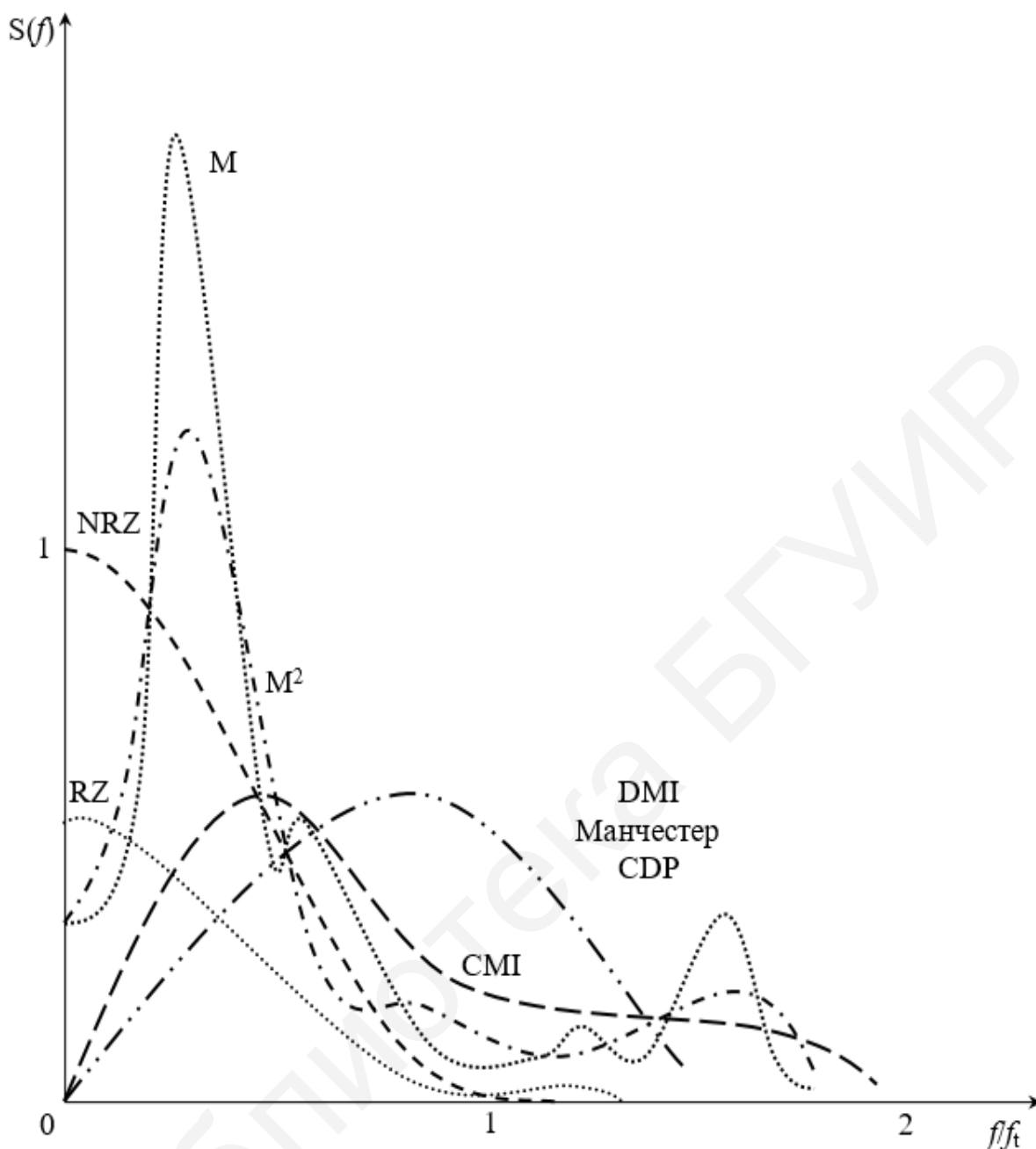


Рисунок 12.4 – Нормированные энергетические спектры линейных сигналов

### 12.1.8 Логический код 4B/5B

Для улучшения потенциальных кодов типа *AMI*, *NRZI* или *2B1Q* используют другие избыточные логические коды. Логическое кодирование должно заменять длинные последовательности битов, приводящие к постоянному потенциалу в среде передачи данных, вкраплениями единиц. Как отмечалось выше, для логического кодирования характерны два метода – избыточные коды и скремблирование. Например, избыточный логический код *4B/5B*, используемый в технологиях *FDDI* и *Fast Ethernet*, заменяет исходные символы длиной 4 бит на символы длиной в 5 бит. Так как результирующие символы содержат избыточные

биты, то общее количество битовых комбинаций в них больше, чем в исходных. Так, в коде  $4B/5B$  результирующие символы могут содержать 32 битовых комбинации, в то время как исходные символы – только 16. Поэтому в результирующем коде можно отобрать 16 таких комбинации, которые не содержат большого количества нулей, а остальные считать **запрещенными кодовыми комбинациями**. Кроме устранения постоянной составляющей и придания коду свойства самосинхронизации, избыточные коды позволяют приемнику распознавать искаженные биты.

Соответствие двоичного кода коду  $4B/5B$  представлено в таблице 12.1.

Таблица 12.1 – Соответствие двоичного кода коду  $4B/5B$

Двоичный код	Код $4B/5B$	Двоичный код	Код $4B/5B$
0000	11110	1000	10010
0001	01001	1001	10011
0010	10100	1010	10110
0011	10101	1011	10111
0100	01010	1100	11010
0101	01011	1101	11011
0110	01110	1110	11100
1111	01111	1111	11101

Код  $4B/5B$  передается по линии с помощью физического кодирования по одному из методов потенциального кодирования, чувствительному только к длинным последовательностям нулей. Символы кода  $4B/5B$  длиной 5 бит гарантируют, что при любом их сочетании на линии не могут встретиться более трех нулей подряд. Буква  $B$  в названии кода означает, что элементарный сигнал имеет два состояния (от англ. *binary* – двоичный). Существуют коды и с тремя состояниями сигнала, например, в коде  $8B/6T$  для кодирования 8 бит исходной информации используется код из шести сигналов, каждый из которых имеет три состояния. Избыточность кода  $8B/6T$  выше, чем у кода  $4B/5B$ , так как на 256 исходных кодов приходится  $3^6 = 729$  результирующих.

Использование для перекодировки таблицы, аналогичной таблице 12.1, является простой операцией, поэтому это не усложняет сетевые адаптеры и интерфейсные блоки коммутаторов и маршрутизаторов.

Для обеспечения заданной пропускной способности линии передатчик, использующий избыточный код, должен работать с повышенной тактовой частотой. Так, для передачи кодов  $4B/5B$  со скоростью 100 Мбит/с необходима тактовая частота передатчика 125 МГц. При этом спектр сигнала на линии расширяется по сравнению со случаем, когда по линии передается чистый, неизбыточный код. Тем не менее спектр избыточного потенциального кода оказывается уже

спектра манчестерского кода, что оправдывает дополнительный этап логического кодирования, а также работу приемника и передатчика на повышенной тактовой частоте.

### 12.1.9 Трехуровневое кодирование сигнала с гарантированным изменением уровней между соседними битовыми интервалами

Как следует из ранее сказанного, для надежного восстановления синхросигнала приемником желательно так закодировать данные, чтобы сигнал в линии изменялся как можно чаще, в идеальном случае – в каждом битовом интервале. Должно быть одно из таких решений с использованием трехуровневого кодирования сигнала. Между двумя проводами линии может присутствовать отрицательное, нулевое или положительное напряжение, или  $U = -1$ ,  $U = 0$ ,  $U = +1$ . Данное решение интересно тем, что созданы гарантии изменения уровня сигнала при переходе от одного битового интервала к другому независимо от вида передаваемой последовательности битов, что подтверждается временной диаграммой (рисунок 12.5).

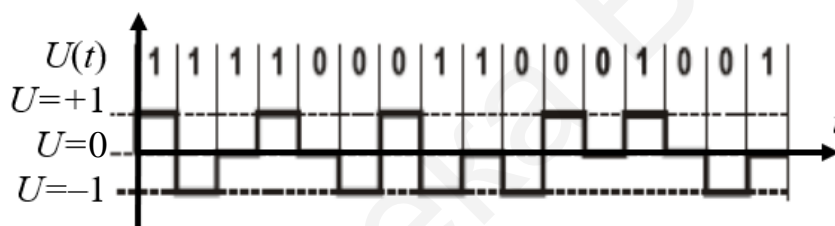


Рисунок 12.5 – Временная диаграмма сигнала в линии

В этой диаграмме встречаются все сочетания соседних битов (00, 01, 10, 11) и их однородные цепочки (1111 и 000). Тем не менее сигнал всегда изменяется при переходе от одного битового интервала к другому. На первый взгляд, неясно, каким образом достигнут столь примечательный результат. Переходы передатчика между тремя возможными состояниями можно проследить по диаграмме, приведенной на рисунке 12.6.



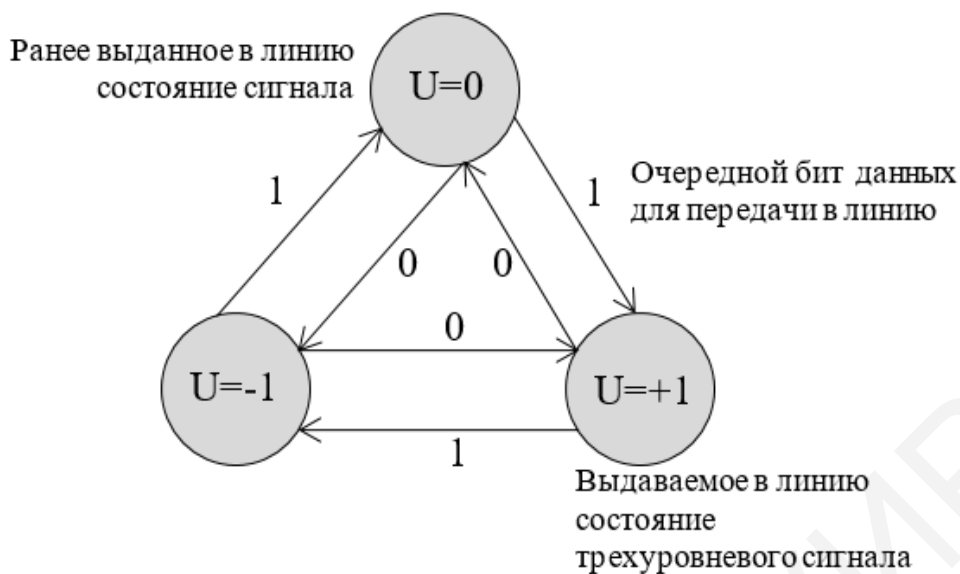


Рисунок 12.6 – Диаграмма состояний передатчика

Передатчик может находиться в трех состояниях, выделенных кружками. Эти состояния обозначены в соответствии с рисунком 12.5.

Стрелками обозначены переходы из одного состояния в другое. Цифра 0 или 1 около стрелки соответствует значению очередного бита данных. Из рисунка 12.6 следует, что при передаче цепочки битов 111 ... 1 траектория переходов по диаграмме соответствует движению по часовой стрелке, а при передаче цепочки 000 ... 0 – движению в обратном направлении. Передача случайных данных сопровождается «блужданием» между тремя состояниями. Существенно, что не бывает ситуаций, при которых одно и то же состояние повторяется в соседних тактах.

Декодирование сигналов в приемнике поясняется той же диаграммой, что и предыдущая, но с несколько иной интерпретацией событий (рисунок 12.7).

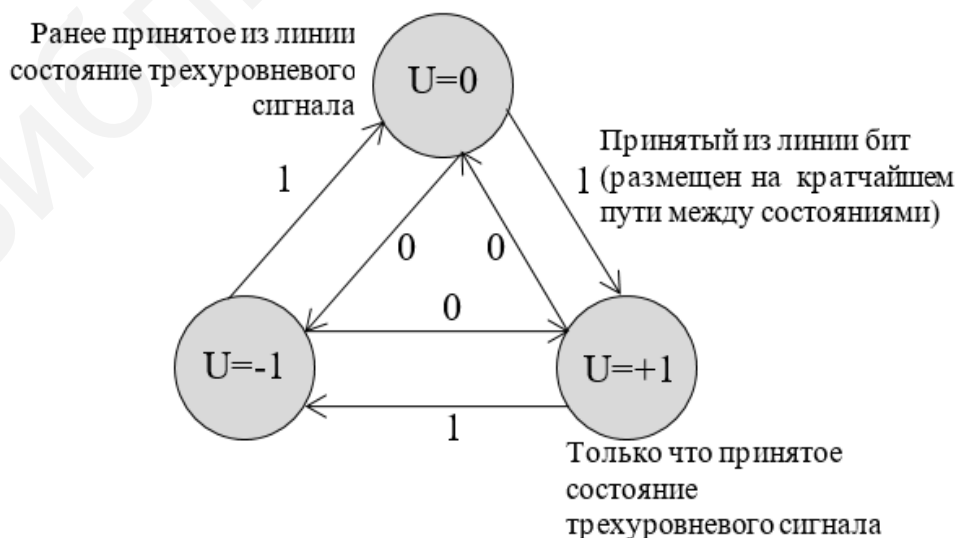


Рисунок 12.7 – Диаграмма состояний приемника

Предположим, что ранее принятое и текущее состояния трехуровневого сигнала соответствуют показанным на рисунке 12.7. Непосредственный переход между этими состояниями возможен только по одному пути, который соответствует приему единичного бита.

Особенность этой схемы кодирования/декодирования состоит в том, что при передаче цепочки битов вида 010101 ... все импульсы будут иметь одинаковую полярность, зависящую от предыстории. Это означает, что в сигнале появится постоянная составляющая, что для многих систем недопустимо. Чтобы избежать этого, можно применить скремблирование данных на входе передатчика и их дескремблирование на выходе приемника. Напомним, что применение этих операций позволяет получить псевдослучайный поток битов, в котором устранены нежелательные закономерности их чередования.

### 12.1.10 Пятиуровневое кодирование PAM-5

Разобравшись с тем, какие коды используются для представления данных, и рассмотрев методы улучшения самосинхронизирующих и спектральных свойств этих кодов, попробуем выяснить, достаточно ли этих мер, чтобы обеспечить передачу данных на скорости 1000 Мбит/с с использованием четырехпарного кабеля 5-й категории.

Как уже отмечалось, манчестерское кодирование обладает хорошими самосинхронизирующими свойствами и в этом смысле не требует каких-либо доработок, однако максимальная частота основной гармоники численно равна скорости передачи данных, т. е. количеству переданных битов в секунду. Этого достаточно для передачи данных со скоростью 10 Мбит/с, так как кабель 3-й категории (а в стандарте 10Base-T может использоваться такой кабель) ограничен частотами в 16 МГц. Однако манчестерское кодирование не годится для передачи данных со скоростью 100 Мбит/с и выше.

Использование кода NRZI после дополнительной доработки с помощью избыточного блочного кода 4B/5B и скремблирования, а также трехпозиционного кода MLT-3 (с целью уменьшения максимальной частоты основной гармоники) позволяет передавать данные со скоростью 100 Мбит/с по кабелю 5-й категории. Действительно, при использовании кода MLT-3 максимальная частота основной гармоники численно равна одной четвертой от скорости передачи данных, т. е. при скорости передачи 100 Мбит/с частота основной гармоники не превосходит 25 МГц, что вполне достаточно для кабеля 5-й категории. Однако такой способ не годится для передачи данных на скорости 1000 Мбит/с.

Поэтому в стандарте 1000Base-T используется принципиально иной способ кодирования. Для уменьшения тактовой частоты до величин, позволяющих передавать данные по витым парам 5-й категории, данные в линии представляются в так называемом коде PAM-5 (рисунок 12.8). В нем передаваемый сигнал имеет набор из пяти фиксированных уровней: -2, -1, 0, +1, +2. Четыре из них используются для кодирования информационных битов, а пятый предназначен



Обычно скремблирование осуществляется непосредственно перед модуляцией. Скремблирование (от англ. *to scramble* – перемешивать) производится на передающей стороне с помощью устройства – **скремблера**, реализующего логическую операцию суммирования по модулю 2 исходного и преобразующего псевдослучайного двоичных сигналов. Например, скремблер может реализовать соотношение

$$B_i = A_i \oplus B_{i-3} \oplus B_{i-5},$$

где  $B_i$  – двоичная цифра результирующего кода, полученная на  $i$ -м такте работы скремблера;

$A_i$  – двоичная цифра исходного кода, поступающая на  $i$ -м такте на вход скремблера;

$B_{i-3}$  и  $B_{i-5}$  – двоичные цифры результирующего кода, полученные на предыдущих тактах работы скремблера, соответственно на 3 и на 5 тактов ранее текущего такта;

$\oplus$  – операция исключающего ИЛИ (сложение по mod2).

Например, для исходной последовательности 110110000001 скремблер даст следующий результирующий код:

$B_1 = A_1 = 1$  (первые три цифры результирующего кода будут совпадать с исходным, так как на вход еще не поступили необходимые цифры),

$$B_2 = A_2 = 1,$$

$$B_3 = A_3 = 0,$$

$$B_4 = A_4 \oplus B_1 = 1 \oplus 1 = 0,$$

$$B_5 = A_5 \oplus B_2 = 1 \oplus 1 = 0,$$

$$B_6 = A_6 \oplus B_3 \oplus B_1 = 0 \oplus 0 \oplus 1 = 1,$$

$$B_7 = A_7 \oplus B_4 \oplus B_2 = 0 \oplus 0 \oplus 1 = 1,$$

$$B_8 = A_8 \oplus B_5 \oplus B_3 = 0 \oplus 0 \oplus 0 = 0,$$

$$B_9 = A_9 \oplus B_6 \oplus B_4 = 0 \oplus 1 \oplus 0 = 1,$$

$$B_{10} = A_{10} \oplus B_7 \oplus B_5 = 0 \oplus 1 \oplus 0 = 1,$$

$$B_{11} = A_{11} \oplus B_8 \oplus B_6 = 0 \oplus 0 \oplus 1 = 1,$$

$$B_{12} = A_{12} \oplus B_9 \oplus B_7 = 1 \oplus 1 \oplus 1 = 1.$$

Таким образом, на выходе скремблера появится последовательность 110001101111, в которой нет шести нулей подряд, присутствовавших в исходном

коде. На приемной стороне осуществляется обратная операция – дескремблирование устройством, называемым **дескремблером**. Дескремблер выделяет из принятой исходную последовательность на основании обратного соотношения:

$$C_i = B_i \oplus B_{i-3} \oplus B_{i-5} = (A_i \oplus B_{i-3} \oplus B_{i-5}) \oplus B_{i-3} \oplus B_{i-5} = A_i.$$

Различные алгоритмы скремблирования отличаются количеством слагаемых, которые определяют цифру результирующего кода, и сдвигом между слагаемыми. Основной частью скремблера является генератор псевдослучайной последовательности (ПСП) в виде линейного  $n$ -каскадного регистра с обратными связями, формирующий последовательность максимальной длины  $2^n - 1$ .

Различают два основных типа скремблирования: самосинхронизирующееся (СС) и с установкой (аддитивное).

### 12.2.1 Самосинхронизирующиеся скремблер и дескремблер

Особенностью СС скремблера (рисунок 12.9) является то, что он управляется скремблированной последовательностью, т. е. той, которая передается в канал. Поэтому при данном виде скремблирования не требуется специальная установка состояний скремблера и дескремблера; скремблированная последовательность записывается в регистры сдвига скремблера и дескремблера, устанавливая их в идентичное состояние. При потере синхронизма между скремблером и дескремблером время восстановления синхронизма не превышает числа тактов, равного числу ячеек регистра скремблера.

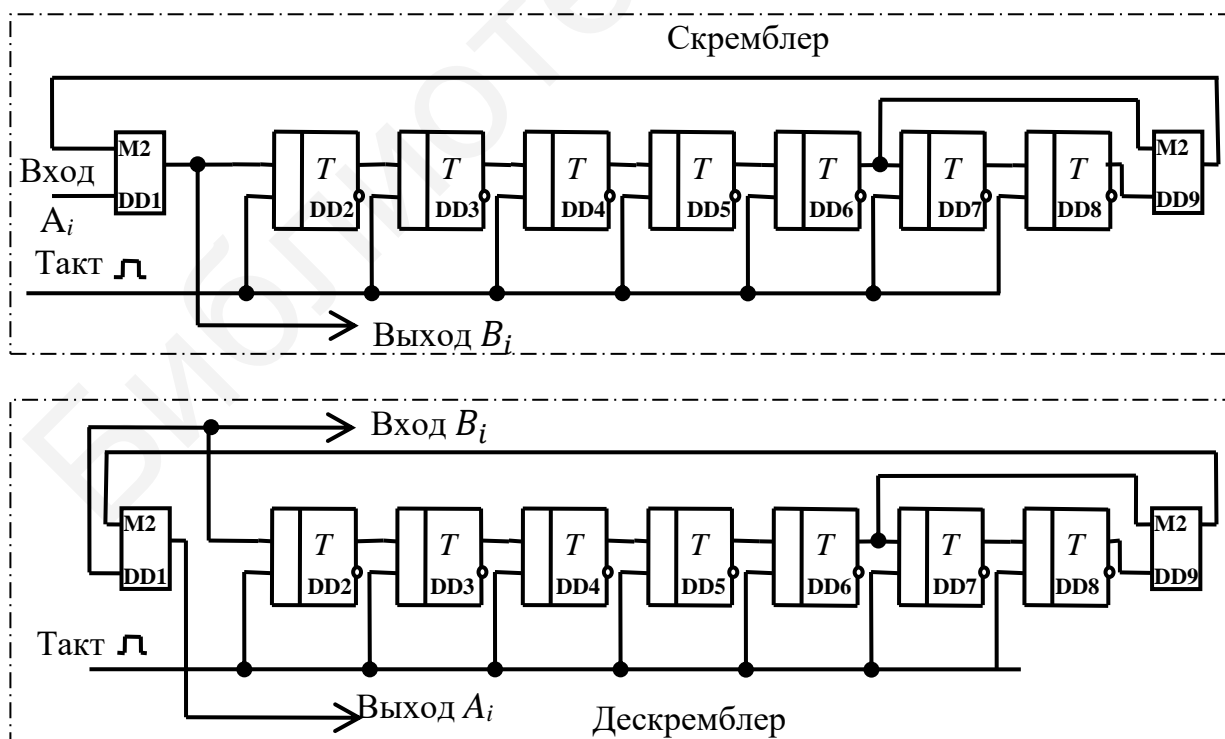


Рисунок 12.9 – Функциональная схема самосинхронизирующихся скремблера и дескремблера

На приемном конце выделение исходной последовательности происходит путем сложения по модулю 2 принятой скремблированной последовательности с ПСП регистра. Например, для схемы (см. рисунок 12.9) входная последовательность  $A_i$  с помощью скремблера в соответствии с соотношением  $B_i = A_i \oplus (B_{i-5} \oplus B_{i-7})$  преобразуется в посылаемую двоичную последовательность  $B_i$ . В приемнике из этой последовательности таким же регистром сдвига, как на передаче, формируется последовательность  $A_i = (B_{i-5} \oplus B_{i-7}) \oplus B_i$ . Эта последовательность на выходе дескремблера идентична первоначальной последовательности.

Как следует из принципа действия схемы, при одной ошибке в последовательности  $B_i$  ошибочными получаются также последующие пятый и седьмой символы (в данном примере). В общем случае влияние ошибочно принятого бита будет сказываться  $(A + 1)$  раз, где  $A$  – число обратных связей. Таким образом, СС скремблер обладает свойством размножения ошибок. Данный недостаток ограничивает число обратных связей в регистре сдвига, практически это число не превышает двух. Вторым недостатком СС скремблера связан с возможностью появления на его выходе при определенных условиях так называемых критических ситуаций, когда выходная последовательность приобретает периодический характер с периодом, меньшим длины ПСП. Чтобы предотвратить это, в скремблере и дескремблере согласно рекомендациям *ITU-T* предусматриваются специальные дополнительные схемы контроля, которые выявляют наличие периодичности элементов на входе и нарушают ее.

### 12.2.2 Аддитивные скремблер и дескремблер

Недостатки, присущие СС скремблеру, практически отсутствуют при аддитивном (АД) скремблировании (рисунок 12.10), однако здесь **требуется** предварительная идентичная установка состояний регистров скремблера и дескремблера. В скремблере с установкой (АД скремблере) производится суммирование входного сигнала и ПСП, но результирующий сигнал не поступает на вход регистра. В дескремблере скремблированный сигнал также не проходит через регистр сдвига, поэтому размножения ошибок не происходит.

Суммируемые в скремблере последовательности независимы, поэтому их период всегда равен наименьшему общему кратному длительности периодов входной последовательности и ПСП, и критическое состояние отсутствует. Отсутствие эффекта размножения ошибок и необходимости в специальной логике защиты от нежелательных ситуаций делают способ аддитивного скремблирования предпочтительнее, если не учитывать затраты на решение задачи фазирования скремблера и дескремблера. В качестве сигнала предварительной установки используют сигнал цикловой синхронизации.

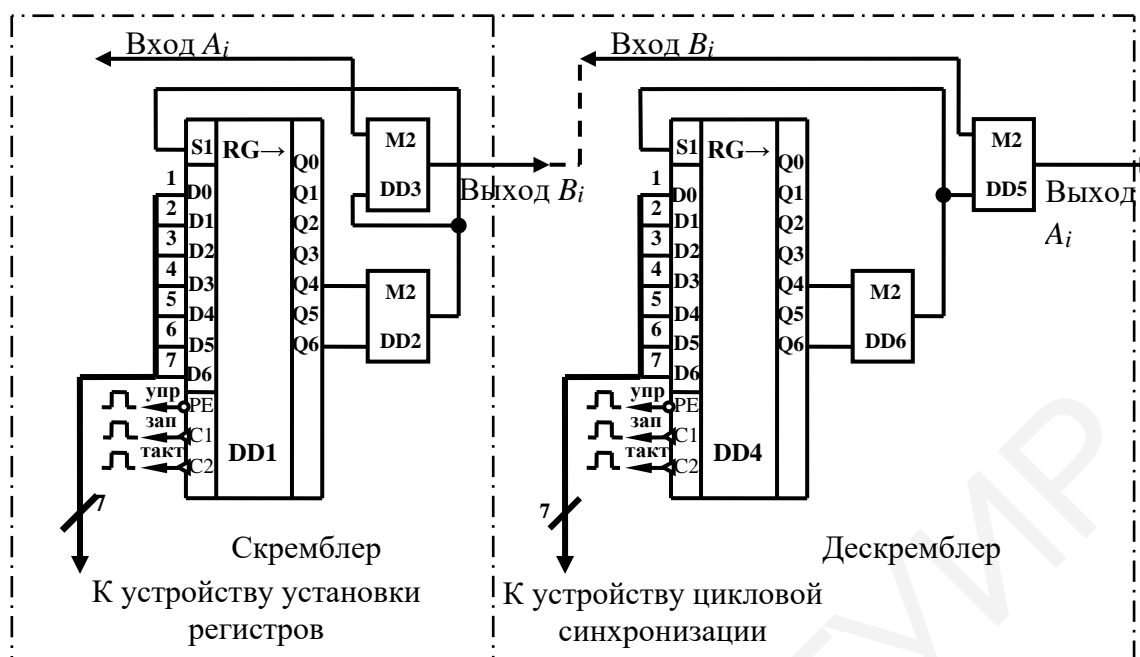


Рисунок 12.10 – Функциональная схема аддитивных скремблера и дескремблера

### 12.2.3 Синхронизация аддитивных скремблера и дескремблера

В системе передачи данных, показанной на рисунке 12.11, применены изолированные генераторы псевдослучайных битовых последовательностей. Их синхронизация осуществляется с использованием аппаратных и программных средств приемной стороны.

К этим средствам относятся мультиплексор  $MUX$  и программно-управляемый выход приемника данных, на котором формируется сигнал  $F$ . При нормальной работе системы приемник данных постоянно поддерживает на выходе сигнал  $F = 0$ . На выход мультиплексора транслируется сигнал  $Z2$ , генератор псевдослучайной битовой последовательности на основе регистра  $RG2$  изолирован от внешних воздействий. Поэтому схема эквивалентна рассмотренной ранее (см. рисунок 12.10).

Предположим теперь, что в исходном состоянии дескремблер не синхронизирован со скремблером. Такая ситуация может возникнуть, например, после включения напряжения питания аппаратуры приемной стороны, после сбоя тактового генератора дескремблера из-за воздействия помех на линию связи или по иным причинам. В отсутствие синхронизации между скремблером и дескремблером содержимое регистров  $RG1$  и  $RG2$  не совпадает, поток принимаемых данных  $RD$  ошибочен и не совпадает с потоком передаваемых данных  $SD$ .

При обнаружении устойчивого хаотического потока данных  $RD$  (в котором нет обусловленного протоколом разделения на кадры и т. п.) приемник формирует сигнал  $F = 1$ . Вследствие этого на вход регистра  $RG2$  транслируется сигнал скремблированных данных  $SCRD$ , как в схеме на рисунке 12.9.

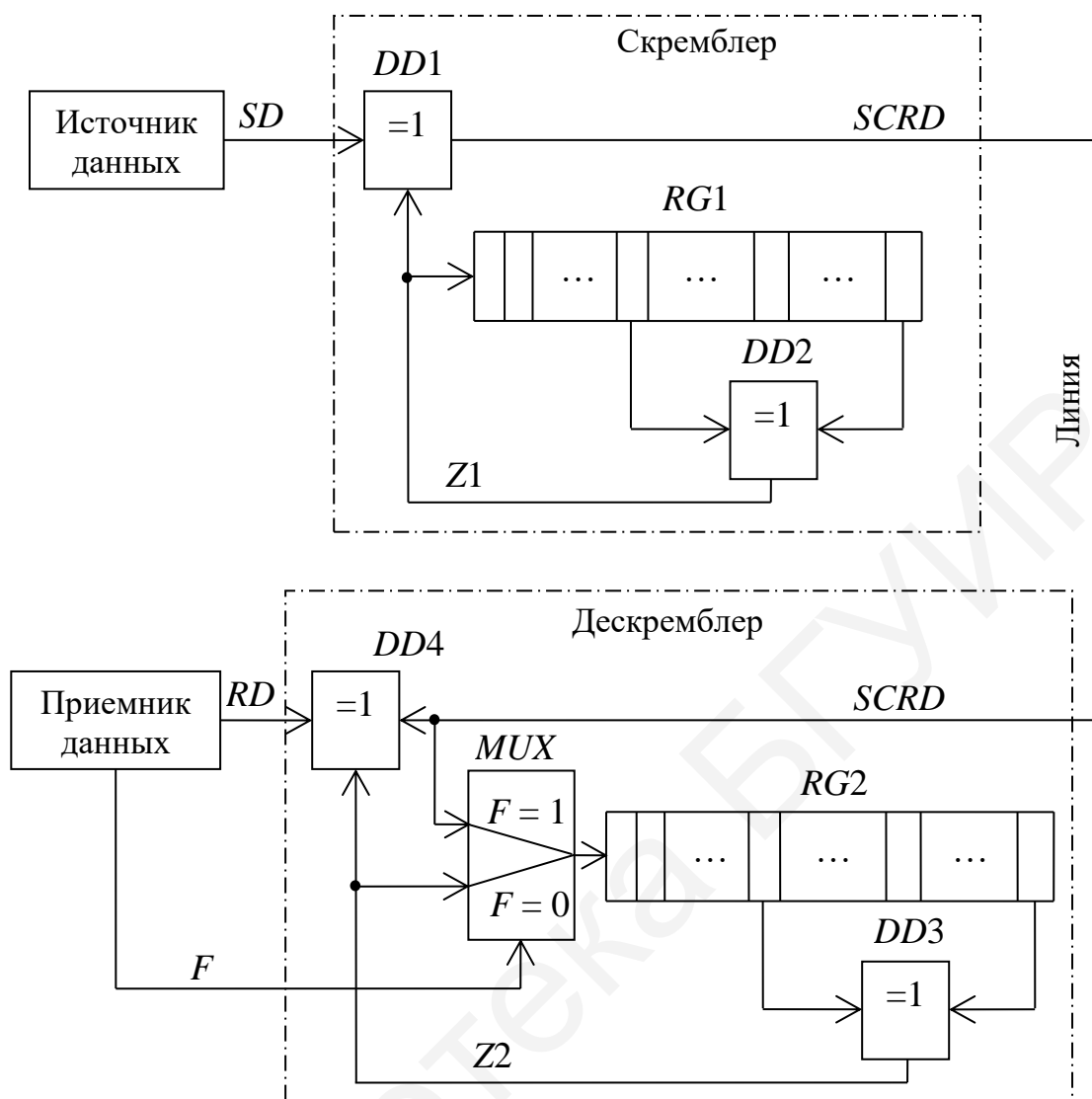


Рисунок 12.11 – Средства синхронизации аддитивных скремблера и дескремблера

Протокол обмена предусматривает пересылку данных в виде последовательности кадров. Группы обычных кадров перемежаются со служебными кадрами. Например, после группы из 63 обычных кадров следует один служебный. Он, в частности, содержит синхронизирующую последовательность из нулевых битов. При выдаче этих битов ( $SD = 0$ ) в скремблер элемент 1 выполняет функцию повторителя сигнала  $Z1$ . Поэтому в данном случае скремблированный сигнал  $SCRD$  представляет собой фрагмент «истинной» псевдослучайной битовой последовательности, в том смысле, что она не смешана с потоком произвольных данных и порождается только генератором скремблера.

Эта последовательность загружается в регистр  $RG2$ , так как  $F = 1$ . После того как содержимое регистров  $RG1$  и  $RG2$  оказывается одинаковым, сигнал  $Z2$  начинает повторять сигнал  $Z1$ . Синхронизация достигнута. После заполнения регистра  $RG2$  на вход приемника данных подается непрерывная последователь-



ность логических нулей, так как  $RD = SD$ . После уверенного обнаружения последовательности логических нулей приемник формирует сигнал  $F = 0$  и тем самым переключает генератор дескремблера в режим изолированной работы. Теперь синхронизация не только достигнута, но и «сохранена». Для гарантии окончания процесса установления синхронизации источник данных еще некоторое время продолжает выдачу последовательности логических нулей, а затем приступает к передаче данных согласно принятому в системе протоколу.

Библиотека БГУИР

## 13 СИНХРОНИЗАЦИЯ В СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧИ ЦИФРОВОЙ ИНФОРМАЦИИ

### 13.1 Основные режимы обмена данными между источником и приемником информации

При передаче данных между двумя взаимодействующими объектами возможны три вида связи:

– *симплексный* – используется, когда передача данных должна осуществляться только в одном направлении, например, в системах контроля, в которых информация с датчиков передается в управляющий компьютер через регулярные промежутки времени;

– *полудуплексный* – применяется, когда два взаимодействующих объекта хотят обмениваться информацией поочередно, т. е. канал используется поочередно для передачи данных в обоих направлениях. Ясно, что в таком режиме каждый объект должен иметь возможность переключаться от состояния передачи к состоянию приема;

– *дуплексный* – используется для обмена данными между двумя взаимодействующими объектами (устройствами) в обоих направлениях одновременно, например, когда пропускная способность канала позволяет потоку данных осуществляться в обоих направлениях независимо.

При обмене данными на физическом уровне единицей информации является бит, поэтому средства физического уровня всегда поддерживают побитовую синхронизацию между приемником и передатчиком. Чтобы приемник мог правильно декодировать и интерпретировать получаемый набор битов, он должен знать:

– скорость передачи битов, определяемую интервалом времени, выделяемым на один битовый разряд;

– начало и конец каждого элемента (символа или байта);

– начало и конец каждого полного блока сообщения или кадра.

Эти три фактора называют соответственно побитовой или тактовой синхронизацией, побайтной или посимвольной синхронизацией и поблочной или покадровой синхронизацией.

Канальный уровень оперирует кадрами данных и обеспечивает синхронизацию между приемником и передатчиком на уровне кадров. В обязанности приемника входит распознавание начала первого байта кадра, границ полей кадра и признака окончания кадра. Обычно достаточно обеспечить синхронизацию на указанных двух уровнях – битовом и кадровом, чтобы передатчик и приемник обеспечили устойчивый обмен информацией. Однако при плохом качестве линии связи (как правило, это относится к телефонным коммутируемым каналам) для удешевления аппаратуры и повышения надежности передачи данных вводят дополнительные средства синхронизации на уровне байтов. Такой режим работы называется **асинхронным**, или **старт-стопным**. Использование такого режима работы обусловлено наличием устройств, которые генерируют байты данных в

случайные моменты времени. Так работает клавиатура дисплея или другого терминального устройства, с которого человек вводит данные для обработки их компьютером.

В асинхронном режиме каждый байт данных сопровождается специальными сигналами «старт» – стартовый бит и «стоп» – стоповый(ые) бит(ы) (рисунок 13.1).

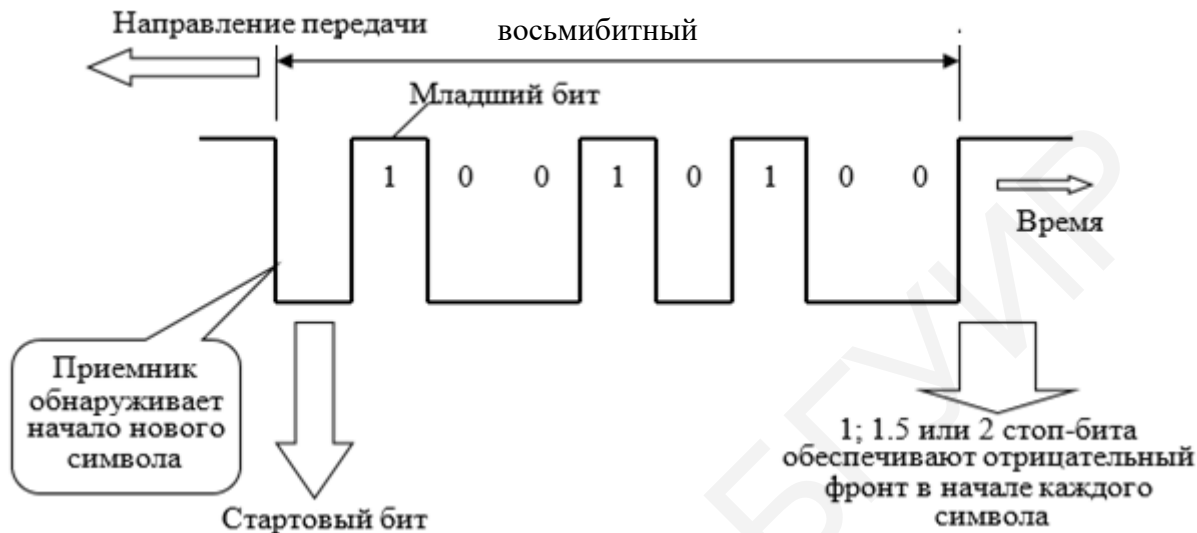


Рисунок 13.1 – Асинхронная передача

Назначение этих сигналов состоит в том, чтобы, во-первых, известить приемник о приходе данных и, во-вторых, чтобы дать приемнику достаточно времени для выполнения некоторых функций, связанных с синхронизацией, до поступления следующего байта. Сигнал «старт» имеет продолжительность тактового интервала, а сигнал «стоп» может длиться один, полтора или два такта, поэтому говорят, что используется один, полтора или два бита в качестве стопового сигнала, хотя эти сигналы не несут информации. Асинхронным данный режим называют потому, что каждый байт может быть несколько смещен во времени относительно побитовых тактов предыдущего байта. Такая асинхронность передачи байт не влияет на корректность принимаемых данных, так как в начале каждого байта происходит дополнительная синхронизация приемника с источником за счет стартового бита. Более «свободные» временные допуски определяют низкую стоимость оборудования асинхронной системы. При синхронном режиме (рисунок 13.2) передачи старт-стопные биты между каждой парой байт отсутствуют и весь блок или кадр данных передается как одна цепочка битов без каких-либо задержек между восьмибитными элементами. Чтобы приемник обеспечивал различные уровни синхронизации, необходимо выполнение следующих требований:

- передаваемая цепочка битов должна быть закодирована так, чтобы приемник мог осуществлять побитовую синхронизацию;
- каждому кадру должен предшествовать один или более зарезервированных байтов или символов, благодаря чему приемник может надежно разделить

полученную цепочку битов по границам байтов или символов (побайтная или посимвольная синхронизация);

– содержимое каждого кадра обрамляется парой зарезервированных байтов или символов.

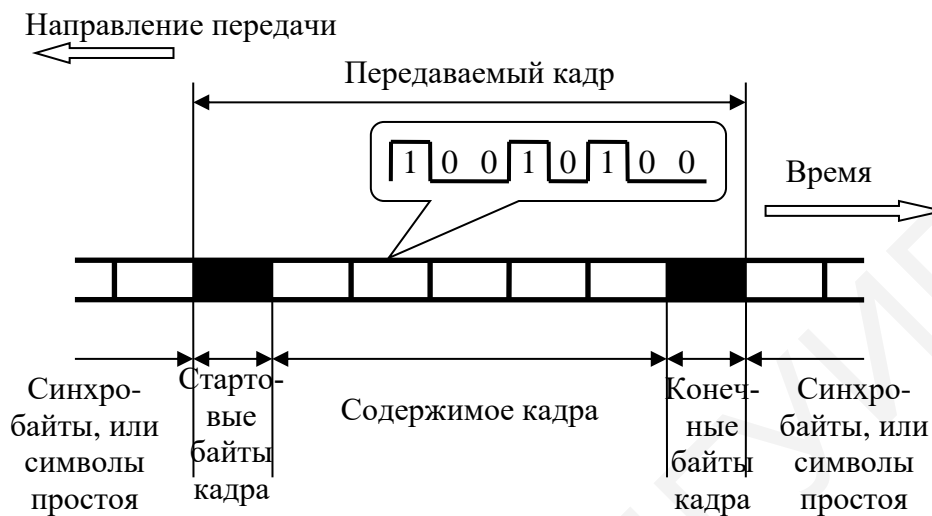


Рисунок 13.2 – Синхронная передача

Благодаря последнему требованию приемник оповещается о поступлении кадра данных и об окончании кадра (см. рисунок 13.2). При наличии промежутков времени между передачей двух последовательных кадров в этот период либо непрерывно передаются синхробайты бездействия (простоя), что позволяет приемнику поддерживать побитовую или побайтовую синхронизацию, либо каждому кадру предшествует один или несколько специальных синхронизирующих байтов или символов, например, 01111110, что позволяет приемнику вновь войти в байтовый синхронизм с передатчиком.

Для обеспечения побитовой синхронизации используют самосинхронизирующиеся коды.

### 13.2 Тактовая синхронизация

Под тактовой синхронизацией будем понимать процесс принудительного установления соответствия между периодами входящих импульсов и мгновениями их регистрации.

Необходимость тактовой синхронизации можно показать на следующем примере.

При фиксированном коэффициенте нестабильности генератора  $k_i = \Delta f / f_i$ , где  $f_i$  – номинальная частота абсолютно стабильного генератора, стробирующий импульс будет изменять свое местоположение в ту или иную сторону. Следовательно, через время  $t = 1/\Delta f = 1/(k_i f_i)$  он может переместиться в середину соседнего импульса, т. е. на целый период регистрации. В телеграфных аппаратах

частота  $f_i$  генераторов берется равной скорости дискретной модуляции  $B$ . Следовательно, можно принять  $t = 1/(f_i B)$ . С учетом наличия двух генераторов (на передаче и на приеме), в худшем случае имеющими отклонение частот от  $f_i$  в разные стороны, получим  $t = 1/(2f_i B)$ .

Смещение стробирующего импульса от идеального положения снижает исправляющую способность. Значит, это смещение возможно лишь в допустимых пределах ( $\varepsilon_{\text{доп}} = \Delta t_{\text{доп}}/t_0$ ) и время, в течение которого строб достигнет границы установленной зоны (время поддержания синхронизма),  $T_{\text{ПС}} = \frac{\varepsilon_{\text{доп}}}{(2k_n B)}$ .

Например, если задаться  $\varepsilon_{\text{доп}} = 0,4$  и значением коэффициента нестабильности генераторов  $k_n = 10^{-5}$ , то при скорости дискретной модуляции  $B = 50$  бод время поддержания синхронизма составит 400 с (6 мин 40 с). Если при тех же начальных условиях скорость дискретной модуляции увеличить до 2 400 бод, то время поддержания синхронизма  $T_{\text{ПС}}$  составит всего 8,33 с. Из этого следует, что меры по поддержанию синхронизма необходимы.

К устройствам синхронизации дискретных систем связи предъявляются следующие требования: незначительное время вхождения в синхронизм при первоначальном включении; малая погрешность в работе на каналах с высоким уровнем помех; устойчивая работа при перерывах связи; простота построения.

На практике наибольшее применение нашли схемы тактовой синхронизации на основе генераторов с фазовой автоподстройкой частоты и на основе сдвиговых регистров.

### 13.2.1 Выделение синхросигнала и данных схемами на основе генераторов с фазовой автоподстройкой частоты

Генератор с фазовой автоподстройкой частоты (рисунок 13.3) [24] содержит фазовый компаратор  $PD$ , инвертор, генераторы одинаковых по величине токов  $I_1, I_2$ , ключи на транзисторах  $VT_1$  и  $VT_2$ , фильтр низких частот и синхрогенератор  $VCO$ , управляемый напряжением. Сигнал  $DIN$  в коде  $NRZ$  (см. пункт 12.1.1) поступает из линии на вход фазового компаратора. Этот сигнал не должен оставаться в неизменном состоянии (логического нуля или единицы) на протяжении более или менее длительного интервала времени. Например, при проектировании системы передачи данных может быть заранее известно, что максимальная длительность неизменного состояния сигнала не должна превышать двадцати битовых интервалов. (Напомним, что для обеспечения гарантированного изменения состояния сигнала в любом заранее заданном интервале времени применяют скремблирование этого сигнала перед его выдачей в линию, см. подраздел 12.2).

Фазовый компаратор сопоставляет сигнал  $DIN$  с синхросигналом  $CLK$  от генератора  $VCO$ . При правильном фазовом соотношении этих сигналов на выходе данных фазового компаратора формируется сигнал  $DOUT$ , соответствующий

щий данным в линии, при этом границы его битовых интервалов задаются отрицательными фронтами сигнала  $CLK$ . Чтобы достичь, а затем и поддерживать правильное фазовое соотношение между сигналами  $DIN$  и  $CLK$ , фазовый компаратор непрерывно отслеживает ошибку взаимного расположения фронтов этих сигналов и формирует управляющие сигналы ускорения  $UP$  и замедления  $DOWN$  темпа работы генератора  $VCO$ .

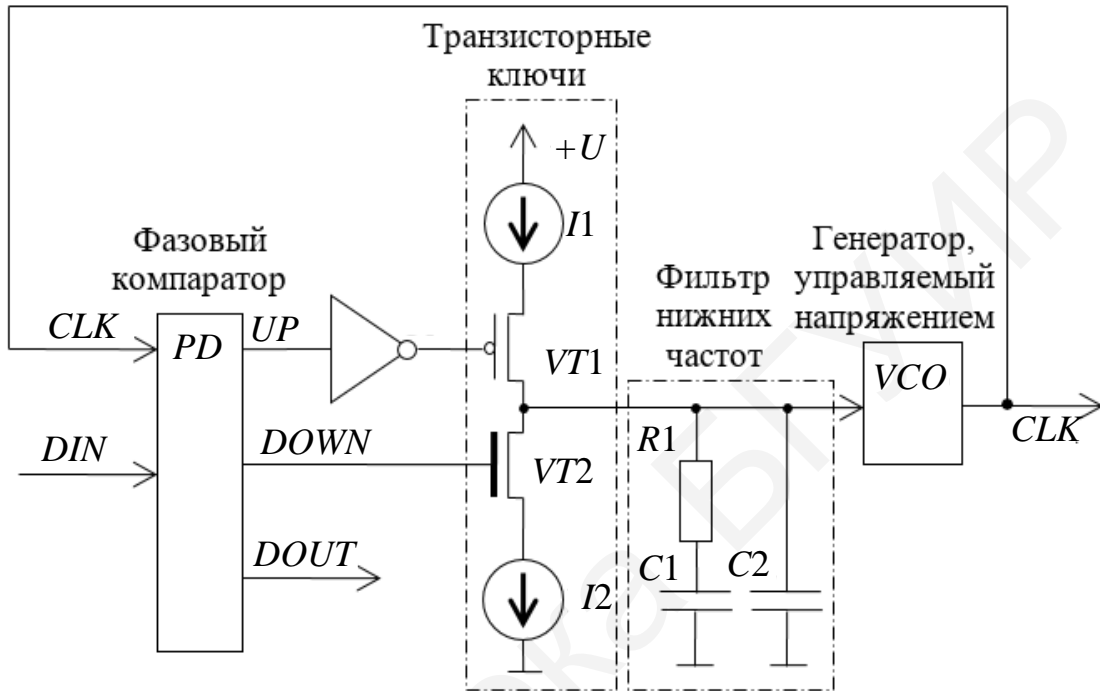


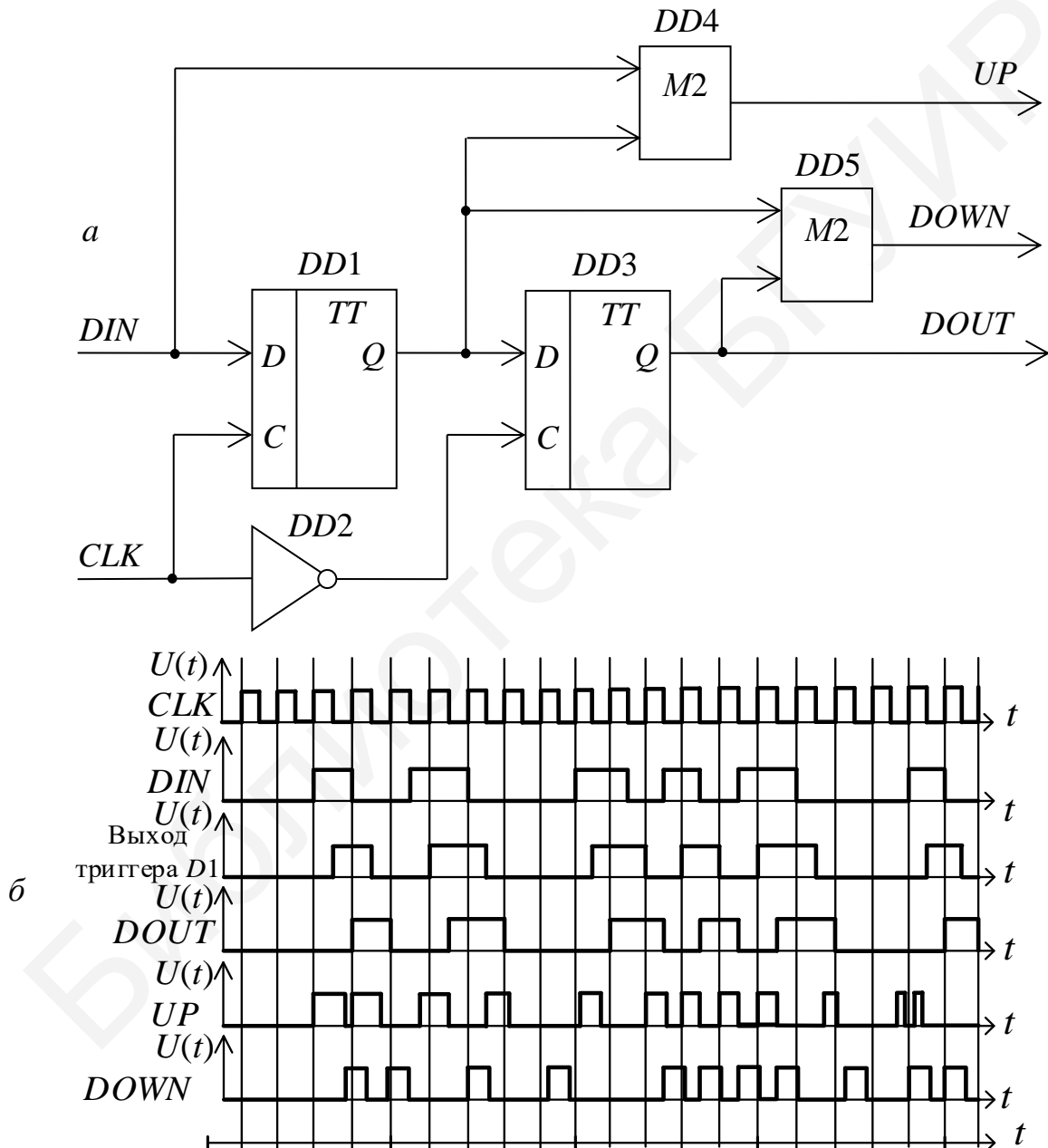
Рисунок 13.3 – Схема генератора с фазовой автоподстройкой частоты

Генератор  $VCO$  при номинальном управляющем напряжении, примерно равном  $U/2$ , формирует синхросигнал номинальной (ожидаемой) частоты. Повышение и понижение напряжения на управляющем входе генератора приводит к незначительному повышению и снижению частоты. Это позволяет подстраивать фазу синхросигнала в нужном направлении.

Сигналы  $UP$  и  $DOWN$  (см. рисунок 13.3) управляют транзисторными ключами, регулируя поступление токов  $I1$  и  $I2$  на вход фильтра низких частот. При  $UP = 0$ ,  $DOWN = 0$  транзисторы  $VT1$  и  $VT2$  выключены, источники тока изолированы от фильтра и генератора  $VCO$ , напряжение на входе этого генератора остается постоянным либо незначительно изменяется из-за выравнивания напряжений на конденсаторах фильтра, если исходно эти напряжения не совпадали. При  $DOWN = 0$  и поступлении серии импульсов  $UP = 1$ , транзистор  $VT1$  включается по каждому импульсу, транзистор  $VT2$  постоянно выключен, импульсы тока  $I1$  заряжают конденсаторы фильтра, напряжение на входе генератора  $VCO$  повышается, частота сигнала  $CLK$  незначительно возрастает. При  $UP = 0$  и поступлении серии импульсов  $DOWN = 1$  ситуация противоположная – транзистор  $VT2$  открывается по каждому импульсу, транзистор  $VT1$  постоянно закрыт, импульсы тока  $I2$  разряжают конденсаторы, частота сигнала  $CLK$  незначительно снижается.

При  $UP = 1$ ,  $DOWN = 1$  оба транзистора включены и, поскольку  $I_1 = I_2$ , токи практически компенсируются и напряжение на входе генератора  $VCO$  почти не изменяется. В реальных условиях работы генератора (см. рисунок 13.3) импульсы  $UP$  и  $DOWN$  в основном чередуются во времени и чаще всего не перекрываются. Благодаря фильтру низких частот импульсные воздействия на частоту генератора  $VCO$  со стороны фазового компаратора усредняются. Заметный вклад в процесс регулирования частоты сигнала  $CLK$  может внести только усредненное по времени устойчивое расхождение этих воздействий.

Рассмотрим вариант схемы фазового компаратора  $PD$  (рисунок 13.4).



$a$  – функциональная схема;  $б$  – временные диаграммы

Рисунок 13.4 – Фазовый компаратор  $PD$

Схема содержит последовательно включенные  $D$ -триггеры  $D1$ ,  $D3$ , инвертор  $D2$  и элементы «Исключающее ИЛИ»  $D4$  и  $D5$ . Входные данные  $DIN$  принимаются в триггер  $D1$  по положительным фронтам сигнала  $CLK$  и переписываются в триггер  $D3$  по отрицательным фронтам этого сигнала. Элементы  $D4$  и  $D5$  формируют положительные импульсы  $UP$  и  $DOWN$  (сигналы логической единицы) в периоды несовпадений сигналов на входах и выходах соответствующих триггеров  $D1$  и  $D3$ . С увеличением этих периодов возрастает длительность соответствующих импульсов (фактически применена широтно-импульсная модуляция).

Таким образом, сигналы  $UP$  и  $DOWN$  отражают фазовые соотношения между тремя сигналами –  $DIN$  и двумя его производными, полученными с использованием положительного и отрицательного фронтов сигнала  $CLK$ . При правильном соотношении сигналов  $DIN$  и  $CLK$  сигналы  $UP$  и  $DOWN$  вносят одинаковые, но противоположные вклады в процессы ускорения и замедления работы генератора  $VCO$ , поэтому частота и фаза синхросигнала остается неизменной. При смещении фазы синхросигнала длительность и число импульсов  $UP$  или  $DOWN$  возрастает, что приводит к компенсации смещения.

Контур фазовой автоподстройки частоты представляет собой достаточно «тонкий инструмент». Этот контур должен иметь очень узкую полосу захвата – порядка долей герца. Иными словами, для вхождения устройства в синхронизм с линейным сигналом нужно, чтобы исходная частота генератора  $G$  почти не отличалась от входной частоты. В противном случае на входах фазового компаратора будут наблюдаться случайные фазовые соотношения между сигналами, что не позволит выбрать нужное направление коррекции частоты. Из этого следует, что генератор  $G$  должен быть высокостабилизированным, но это противоречит требованию его хорошей управляемости со стороны фазового компаратора.

Чтобы устранить данное противоречие, применяют схемы с двумя контурами автоподстройки. Одна из таких схем приведена на рисунке 13.5 [24].

Первый контур предназначен для предварительной настройки генератора  $G$  на номинальную частоту синхросигнала. После завершения такой настройки вместо первого контура включается второй, аналогичный рассмотренному ранее (см. рисунок 13.3).

В данном примере частота генератора  $G$  регулируется кодом с выхода 12-разрядного двоичного счетчика  $CT$ . При нормальной работе устройства код на выходе счетчика примерно соответствует середине диапазона счета и может изменяться в незначительных пределах. Содержимое счетчика увеличивается или уменьшается на единицу младшего разряда при поступлении импульса на вход «+1» или «-1». В отсутствие импульсов код в счетчике остается неизменным. Импульсы вырабатываются либо частотным, либо фазовым компаратором в зависимости от того, какой контур активизирован. При  $SEL = 0$  включен первый контур, при  $SEL = 1$  – второй.

Кварцевый генератор формирует на первом входе частотного компаратора сигнал частотой  $V/N$ , где  $V$  – скорость передачи данных по линии,  $N > 2$  – целое



число. Сигнал той же частоты поступает на второй вход этого компаратора. Снижение сравниваемых частот позволяет упростить схему частотного компаратора и снизить потребляемую им мощность.

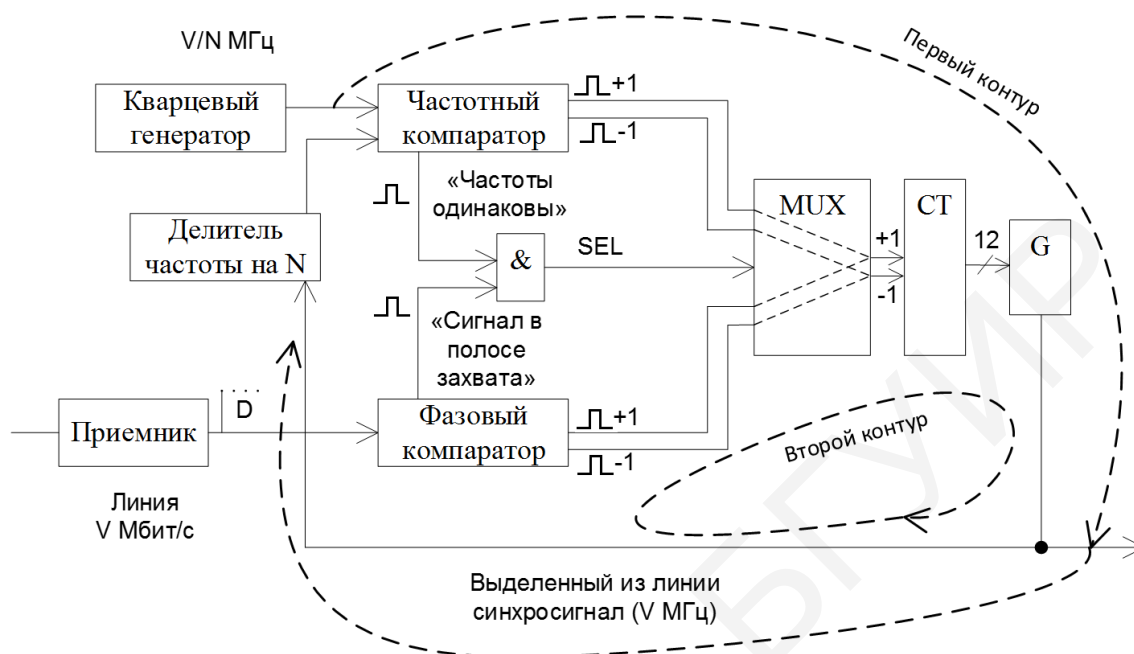


Рисунок 13.5 – Двухконтурная схема выделения синхросигнала из линии связи

Предположим, что в исходном состоянии в линии присутствует полезный сигнал, но синхронизация не установлена, генератор  $G$  формирует сигнал, имеющий заметное отклонение (например, на 2 Гц) от нужной частоты. В этой ситуации оба компаратора обнаруживают неблагоприятные сочетания сигналов на входах, логический элемент «И» получает от обоих компараторов сигналы логического нуля. Так как  $SEL = 0$ , мультиплексор  $MUX$  транслирует на входы счетчика  $CT$  сигналы с выходов частотного компаратора. Частотный компаратор определяет знак и величину частотной ошибки и формирует последовательность импульсов на одном из выходов. Код в счетчике  $CT$  изменяется в направлении уменьшения ошибки. В конечном счете ошибка уменьшается до допустимых пределов, частотный компаратор формирует сигнал «Частоты одинаковы». Одновременно с этим или с небольшой задержкой фазовый компаратор формирует признак «Сигнал в полосе захвата», означающий, что фазовый компаратор выявил закономерность между моментами изменения сигналов на обоих входах и поэтому способен корректировать ее в нужном направлении.

В результате совпадения указанных условий формируется сигнал  $SEL = 1$ , мультиплексор переключается на трансляцию сигналов с фазового компаратора. Далее осуществляется точная подстройка генератора, при которой выходной сигнал привязывается к входному по фазе. Это позволяет выделять данные с помощью  $D$ -триггера, как было показано ранее (см. рисунок 13.4).

### 13.2.2 Выделение синхросигнала и данных схемой на основе сдвиговых регистров

Схема, показанная на рисунке 13.6 [24], предназначена для выделения синхросигнала *SYNC* и данных *DOUT* из сигнала *DIN*, поступающего через приемник из линии. Для начала предположим, что линейный сигнал представлен кодом *NRZ* (см. рисунок 12.2). При этом допустим, что в коде *NRZ* максимальное число следующих подряд логических нулей или логических единиц не превышает, например, шести.

Схема построена на основе двух сдвиговых регистров. Первый регистр *D1* состоит из восьми включенных в «кольцо» *D*-триггеров с общими входами *C* синхронизации и объединенными входами *LOAD* управления асинхронной загрузкой. Циклический сдвиг кода в регистре *D1* выполняется в отсутствие сигнала *LOAD* ( $LOAD = 0$ ) по положительному фронту синхросигнала *CLK* от кварцевого генератора *G*. При наличии сигнала  $LOAD = 1$  регистр *D1* устанавливается в состояние 00111100 независимо от состояния сигнала *CLK*.

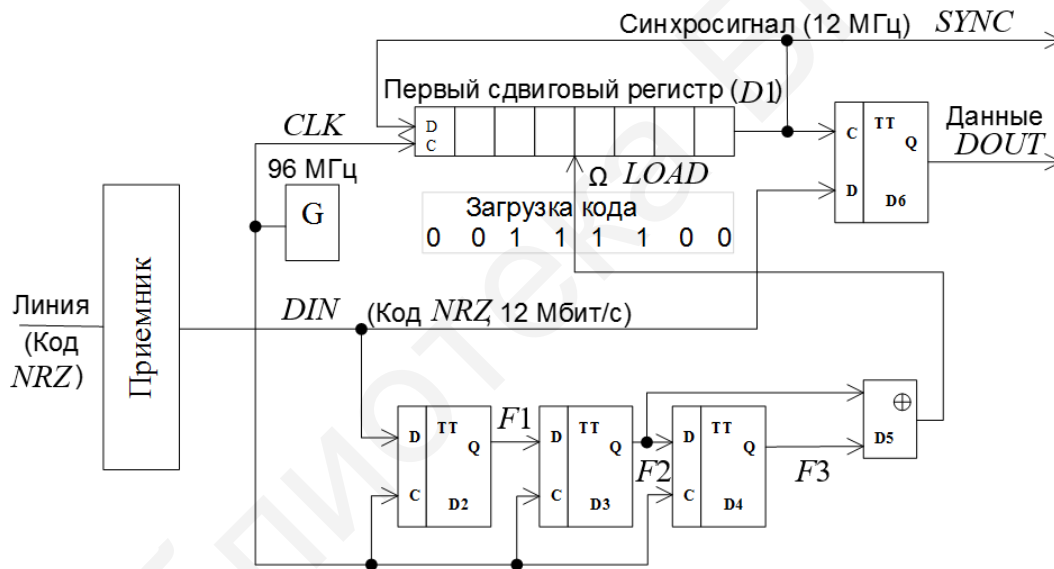


Рисунок 13.6 – Схема выделения синхросигнала и данных из линии связи

Частота сигнала *CLK* в данном примере в восемь раз (по числу разрядов регистра *D1*) превышает скорость передачи данных по линии. Сдвиговый регистр *D1* фактически выполняет функцию делителя частоты на восемь, так как в нем в идеальной ситуации непрерывно циркулирует код 00111100: в течение четырех тактов сдвига  $SYNC = 1$ , затем в течение следующих четырех тактов  $SYNC = 0$  и т. д. При этом фаза сигнала *SYNC* привязана к сигналу *LOAD*, который, в свою очередь, формируется при любом изменении состояния входного сигнала *DIN*.

Второй сдвиговый регистр выполнен на триггерах *D2–D4* с объединенными входами *C* синхронизации. Логический элемент «Исключающее ИЛИ» *D5*

формирует сигнал логической единицы при несовпадении сигналов на его входах. Рассмотрим процесс выделения синхросигналов и данных из сигнала *DIN* (рисунок 13.7).

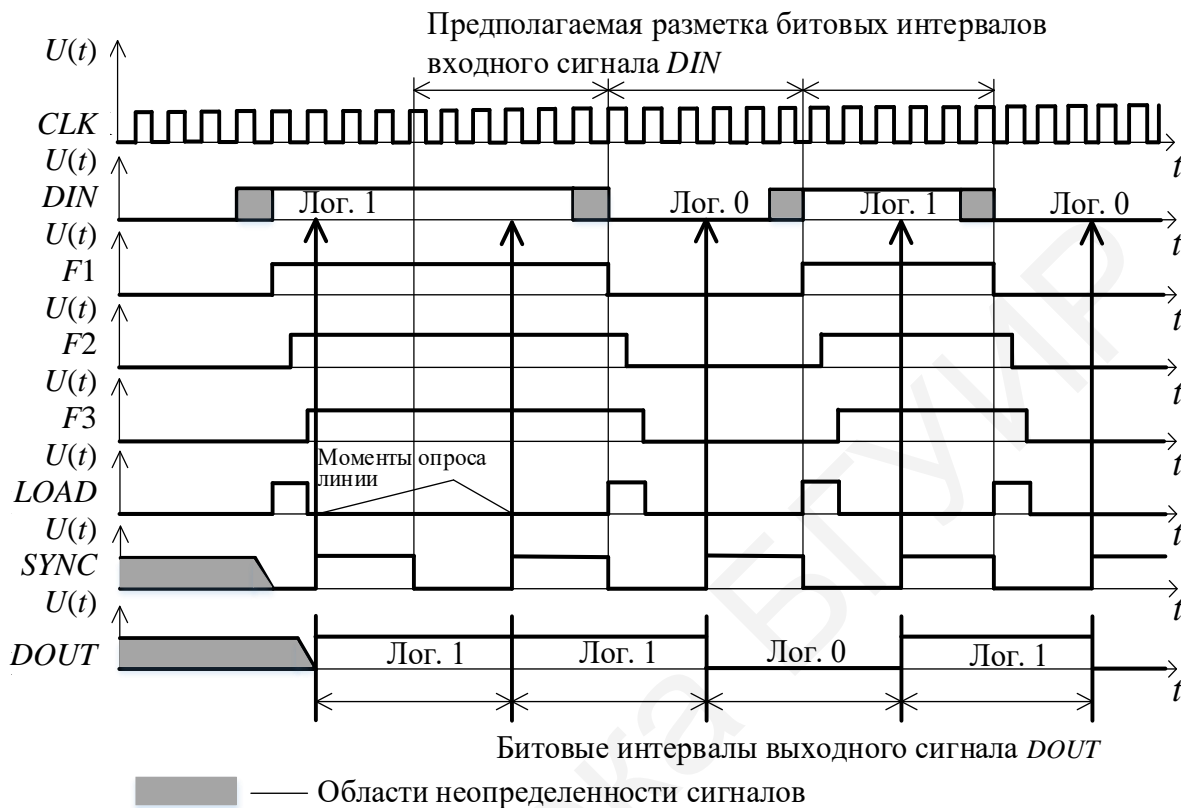


Рисунок 13.7 – Временные диаграммы выделения синхросигналов и данных из линии связи

В исходном состоянии, когда нет изменений сигнала *DIN* (или когда эти изменения были слишком давно), сигналы *SYNC* и *DOUT* не определены. Изменение сигнала *DIN* (в данном примере переход из нулевого в единичное состояние) регистрируется по ближайшему положительному фронту сигнала *CLK*. Это проявляется в том, что в триггере *D2* фиксируется сигнал  $F1=1$ .

Отметим, что в результате неблагоприятного сочетания сигналов на входах этого триггера, а именно, когда в момент поступления положительного фронта сигнала *CLK* сигнал *DIN* нестабилен, триггер *D2* может сформировать кратковременный ложный сигнал. Иными словами, этот триггер может начать процесс «защелкивания», но не завершить его. Однако кратковременный ложный сигнал не будет распространяться в последующие каскады сдвигового регистра благодаря общей цепи синхронизации. Полноценное защелкивание сигнала логической единицы в триггере *D1* окажется возможным только в следующем такте.

Сигнал  $F1=1$  в двух последующих тактах продвигается к выходу второго сдвигового регистра. При этом в период неравнозначности сигналов *F2* и *F3* формируется сигнал загрузки сдвигового регистра *D1*  $LOAD = 1$ , синхросигнал *SYNC* принимает нулевое значение. Через два такта после окончания сигнала

$LOAD = 1$  формируется положительный фронт сигнала  $SYNC$ , гарантирующий правильную регистрацию бита данных  $DOUT$  в триггере  $D6$ . Начиная с этого момента, достигаются нужные соотношения между выходными и входными сигналами. Подстройку фазы тактовых импульсов приемника можно производить путем удлинения или укорачивания регистра сдвига.

### 13.2.3 Узел тактовой синхронизации с инерционным управлением

Схема такого устройства синхронизации приведена на рисунке 13.8 [33].

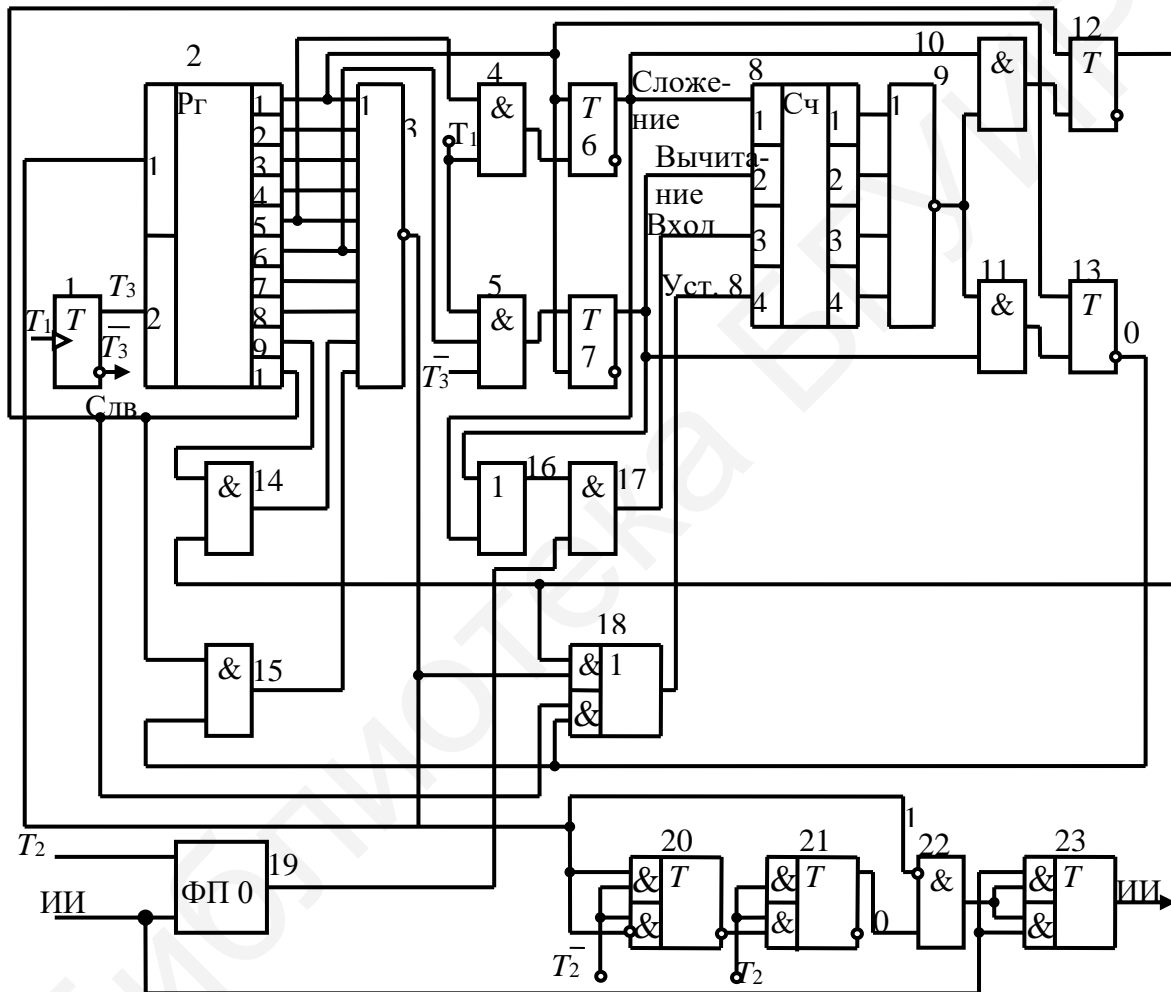


Рисунок 13.8 – Функциональная схема синхронизации по тактам

Регулирование фазы выполняется без непосредственного воздействия на генератор тактовых импульсов, для чего в состав формирователя тактовых импульсов включается кольцевой десятитактный регистр сдвига, разделяющий тактовый импульс на десять не пересекающихся во времени интервалов. Фаза тактовых импульсов приемника изменяется искусственным укорочением регистра сдвига при отставании тактовых импульсов приемника от поступающих из канала связи импульсов или удлинением регистра сдвига в противном случае.

В устройстве имеется схема фиксации моментов перехода через нуль сигналов, приходящих из канала связи, – схема выделения фронтов. Фазовый дискриминатор определяет положение принятого импульса по отношению к тактовому импульсу приемника. Для характеристики фазовых соотношений импульсов различают зону отставания, зону опережения и зону синхронного приема. Последняя расположена посередине тактового импульса приемной части. Коррекция фазы тактовых импульсов приемника необходима, если фронты принимаемых импульсов попадают в зону опережения или отставания. Для обеспечения достаточной помехоустойчивости синхронизации фазовое рассогласование интегрируется реверсивным счетчиком. Коррекция фазы производится только в том случае, если счетчиком зафиксировано определенное число импульсов рассогласования.

Кроме коррекции фазы в устройстве осуществляется поэлементный прием информационных сигналов методом стробирования.

Устройство состоит из следующих элементов: регистра 2; схемы регулировки цикла регистра (триггеры 12, 13; схемы И14, 15); схемы ввода 1 в регистр (схема ИЛИ–НЕ3); фазового дискриминатора (схема ИЛИ16; схемы И4, 5, 17; триггеры 6, 7); интегратора (счетчик 8; схема ИЛИ–НЕ9); схемы фиксации перехода через нуль информационных сигналов (ФПО 19); схемы стробирования импульсов (схемы И22; триггеры 20, 21, 23).

От генератора тактовых сигналов постоянно поступают тактовые импульсы  $T_1$  со скважностью два и частотой  $f = 20\nu$  (где  $\nu$  – частота модуляции). Счетным триггером 1 формируются тактовые сигналы  $T_3$  и  $\overline{T_3}$  с частотой  $f_1 = 10\nu$ . Сигналы  $T_3$  продвигают единицу в регистре сдвига 2. Запись единицы в первую ячейку регистра сдвига осуществляется от схемы ИЛИ–НЕ3. Сигнал на выходе этой схемы возникает при отсутствии единицы на всех ее входах. Изменение цикла регистра производится с помощью триггеров 12 и 13 и схем И14 и 15. В исходном состоянии (при отсутствии расхождения фаз) на схему И15 от триггера 13 поступает сигнал «0», исключая влияние десятой ячейки распределителя, на работу схемы ИЛИ–НЕ3, а на схему И14 поступает сигнал «1» от триггера 12, в результате чего выход девятой ячейки регистра оказывается подключенным ко входу схемы ИЛИ–НЕ3.

Таким образом, если коррекция фазы не производится, сигнал на выходе схемы ИЛИ–НЕ3 появляется одновременно с сигналом от десятой ячейки регистра, а запись единицы в первую ячейку происходит следующим сигналом  $T_3$ . В этом случае цикл регистра равен десяти тактам  $T_3$ . Временная диаграмма для этого случая приведена на рисунке 13.9, а.

Из информационных импульсов ИИ с помощью тактовых импульсов высокой частоты (96 кГц)  $T_2$  схема ФПО формирует короткие импульсы длительностью от одного до двух периодов сигнала  $T_2$ , совпадающие по фронту с моментом перехода через нуль информационных посылок.

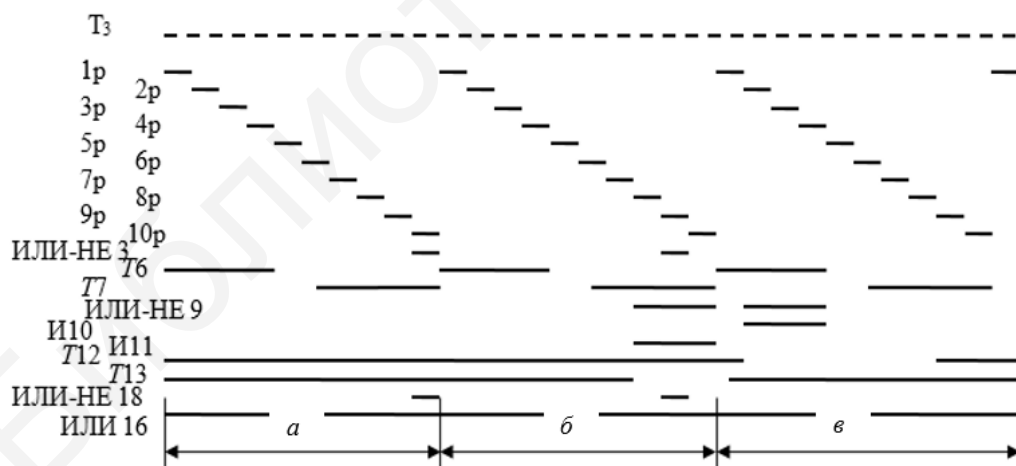
Фазовый дискриминатор постоянно контролирует попадание этих сигналов в одну из трех зон. В зоне отставания триггер 6 находится в состоянии «1». Он взводится по сигналу первой ячейки регистра 2 и сбрасывается от схемы И4

по совпадению сигнала  $T_1$  и импульса от пятой ячейки регистра. В зоне опережения триггер 7 находится в состоянии «1». Он взводится от схемы И5 по совпадению тактовых сигналов  $T_1$ ,  $\overline{T_3}$  и импульса от шестой ячейки регистра. Таким образом, ширина зоны синхронного приема составляет  $1,5T_3$ , а зоны отставания и опережения – по  $4,25T_3$ . Выходные сигналы ИЛИ–НЕ3 по частоте соответствуют частоте модуляции сигналов в линии связи  $\nu$ .

Сигналы от триггеров 6 и 7 через схему ИЛИ16 поступают на схему И17, разрешая прохождение импульсов от ФПО на четырехразрядный двоичный счетчик 8. Если единица поступает от триггера 6, счетчик 8 работает на сложение. Если же единица поступает от триггера 7, счетчик 8 работает на вычитание, причем за один цикл регистра в счетчик может быть введен только один импульс.

Предварительно в счетчик 8 записывается число 8. Схема ИЛИ–НЕ9 срабатывает при нулевом состоянии счетчика, т. е. когда разность числа «отстающих и опережающих» импульсов будет равна 8. Если зафиксировано отставание, то сигнал на выходе схемы ИЛИ–НЕ9 совпадает с сигналом «1» на выходе триггера 6, в результате чего сигналом от схемы И10 сбрасывается триггер 12. Сигнал «0» с этого триггера поступает на схему И14, при этом запрещается поступление сигнала с девятой ячейки регистра на схему ИЛИ–НЕ3. Схема ИЛИ–НЕ3 срабатывает одновременно с девятой ячейкой регистра, т. е. цикл регистра уменьшается на один такт  $T_3$  (см. рисунок 13.9, б).

Если зафиксировано опережение, то сигнал на выходе схемы ИЛИ–НЕ9 совпадает с сигналом «1» от триггера 7, и через схему И11 сбрасывается триггер 13. Схемой И15 подключается к входу схемы ИЛИ–НЕ3 выход десятой ячейки регистра. Цикл регистра удлиняется на один такт  $T_3$  (см. рисунок 13.9, в).



$a$  – коррекция отсутствует;  $б$  – коррекция при отставании;  
 $в$  – коррекция при опережении

Рисунок 13.9 – Временная диаграмма работы устройства синхронизации

Выходной сигнал схемы ИЛИ–НЕ3 через схему И–ИЛИ18 вводит число 8 в реверсивный счетчик. Установка триггера 12 в исходное состояние производится от десятой ячейки регистра, а триггера 13 – по сигналу первой ячейки

регистра (см. рисунок 13.9). Поэлементный прием методом стробирования осуществляется с помощью триггера 23, на вход которого поступают информационные сигналы ИИ и короткие стробирующие импульсы длительностью полпериода  $T_2$ . Стробирующие импульсы формируются с помощью триггеров 20 и 21 и схемы И22.

На рисунке 13.10 приведена схема алгоритма, поясняющая функционирование устройства.

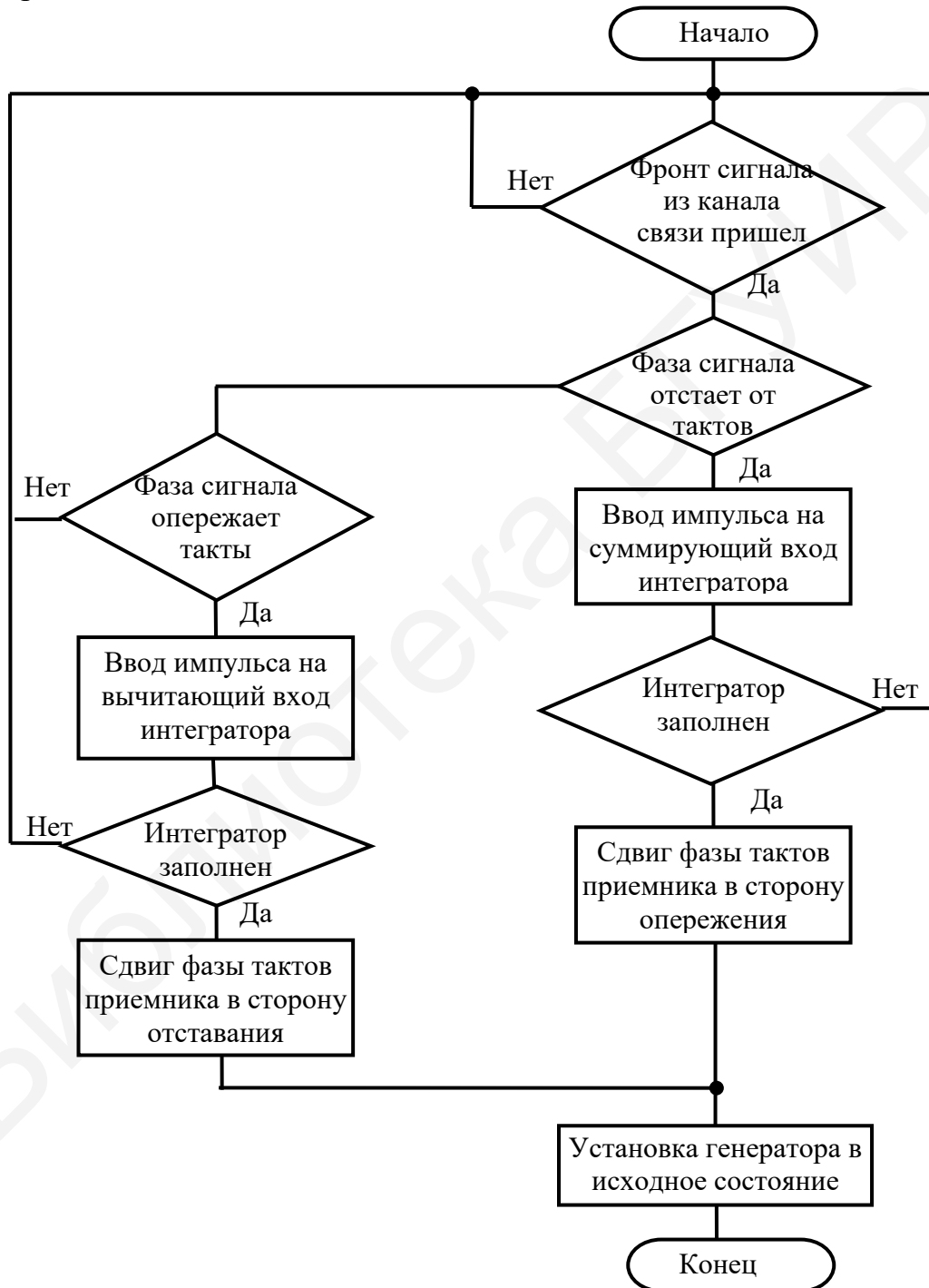


Рисунок 13.10 – Схема алгоритма функционирования устройства синхронизации

### 13.3 Посимвольная синхронизация

Выполнение **тактовой синхронизации**, как следует из подраздела 13.2, является обязательным условием передачи и успешного приема данных. Несмотря на то что передатчик и приемник имеют генераторы тактовых импульсов одинаковой частоты, для декодирования данных приемник должен тем или иным образом определить (выделить) тактовую частоту передатчика более точно. Рассмотрим последовательность передаваемых по линии битов. В случае, соответствующем рисунку 13.11, *а*, приемник перенастраивает свой тактовый генератор на использование перехода с единицы на нуль для определения стартового бита (т. е. настраивается на синхронизацию по заднему фронту), а затем определяет середину интервала времени прохождения бита.

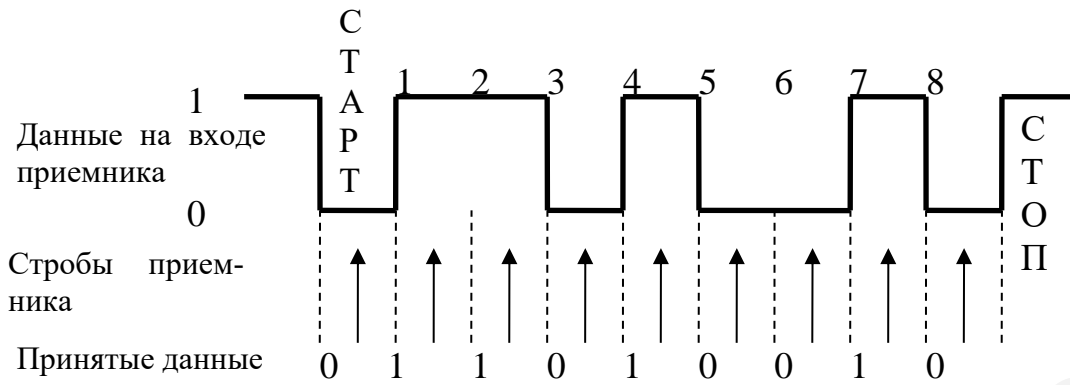
Из рисунка 13.11, *б* видно, что, хотя тактовый генератор приемника имеет немного большую частоту, это не приводит к возникновению ошибки, поскольку строб попадает в интервал времени прохождения бита.

На рисунке 13.11, *в* представлена еще одна ситуация. Здесь частота тактового генератора приемника настолько меньше тактовой частоты передатчика, что во время прохождения четвертого бита строб не генерируется вообще. Таким образом, на выходе возникает ошибка. Для предотвращения возникновения ошибки система передачи должна обеспечивать синхронизацию приемника.

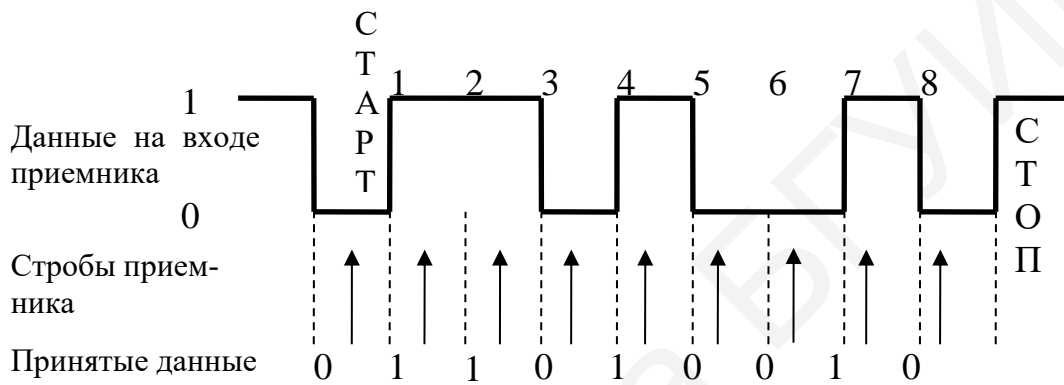
Следующим этапом после тактовой синхронизации является **посимвольная синхронизация**. Она используется при асинхронной передаче. Каждый символ задается битами (флагами) начала и конца передачи. Можно сказать, что на рисунке 13.11 представлен случай посимвольной синхронизации, так как символы, получаемые приемником, имеют флаги начала и конца (стартовый и стоповый биты).

На рисунке 13.12 приведена структурная схема приема синхронного потока данных, закодированных 8-разрядными числами. Здесь применяется тактовый генератор с частотой в 16 раз больше, чем частота передачи символов входящего потока данных. Такая частота используется для как можно более точного определения перехода с единицы на нуль (стартового бита). Схема определения момента перехода с единицы на нуль отпирает схему обнаружения стартового бита. Подсчитываются восемь тактов генератора (половина длительности бита), и затем линия проверяется на присутствие логического нуля. Если проверка дает отрицательный результат, то предполагается, что переход с единицы на нуль произошел из-за помех в линии, схема обнаружения стартового бита запирается, и никаких дальнейших действий не производится.

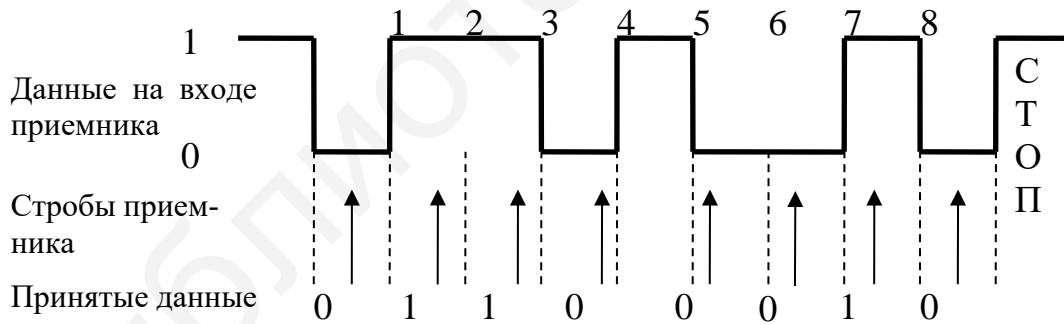




*a*



*б*



*в*

- a* – строб попадает в середину интервала времени прохождения каждого бита;
- б* – генератор тактовой частоты приемника имеет несколько бóльшую частоту;
- в* – генератор тактовой частоты приемника имеет слишком низкую частоту

Рисунок 13.11 – Асинхронная передача данных

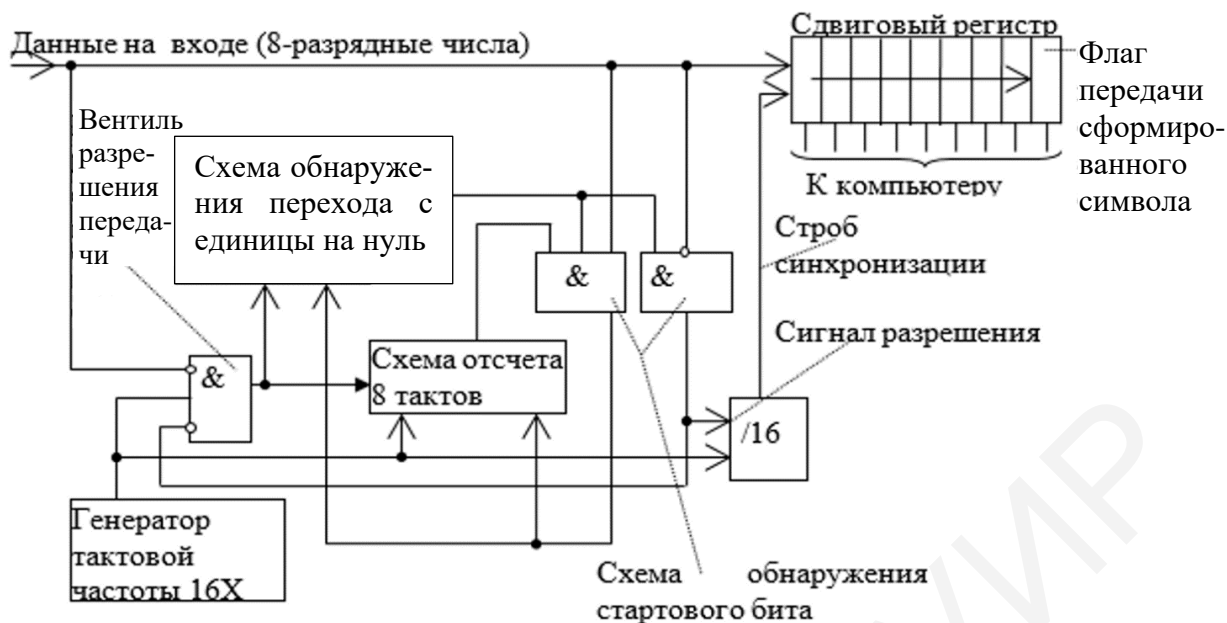


Рисунок 13.12 – Схема асинхронного приемника

Если на линии по-прежнему находится напряжение логического нуля, значит, по ней передается правильный стартовый бит. Запускается счетчик, который делит частоту тактового генератора на 16 для генерации синхриомпульсов, производящих смещение содержимого сдвигового регистра на один бит при приеме нового бита. Отсчет проводится строго в середине интервала длительности бита. Смещение синхриомпульсов относительно середины интервала длительности бита можно уменьшить путем увеличения частоты тактового генератора в 32 или даже в 64 раза по сравнению с частотой следования импульсов. Однако при использовании более высоких частот синхронизации требуется соответственно увеличить емкость счетчиков схемы. В сдвиговый регистр для преобразования из последовательного кода в параллельный поступает группа из 8 бит. Затем компьютеру или контроллеру посылается соответствующий флаг, сигнализирующий о том, что символ принят. Получив флаг, компьютер посылает сдвиговому регистру разрешение на пересылку хранящихся в нем 8 бит для обработки.

При использовании только сдвигового регистра возникает следующая проблема. Так как символы поступают в сдвиговый регистр непрерывно, компьютер должен считать полученный символ за очень короткое время – время прихода стоповых битов. В этом случае простым решением является применение дополнительного (буферного) регистра для временного хранения информации. Данные из сдвигового регистра поступают в буферный регистр. Когда набор из 8 бит, составляющих символ, будет сформирован, установится флаг присутствия символа буферного регистра. После этого он будет готов к передаче символа в компьютер, а сдвиговый регистр – к приему нового символа.

### 13.4 Кадровая синхронизация

Как уже отмечалось, передаваемые по транспортным системам данные объединяются в логически законченные структурные единицы: кадры, пакеты, ячейки и т. п. Поэтому приемник данных должен распознавать не только передаваемые биты, но и построенные из них кадры или иные информационные посылки. В этом смысле можно говорить о синхронизации приемника с передатчиком на уровне передачи таких посылок.

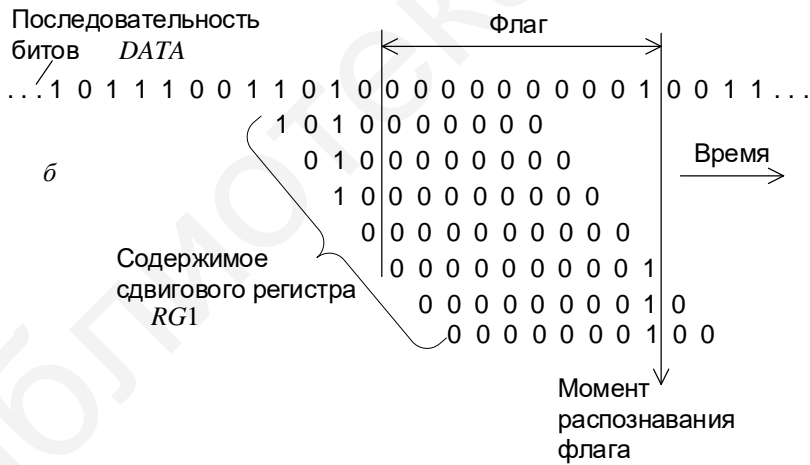
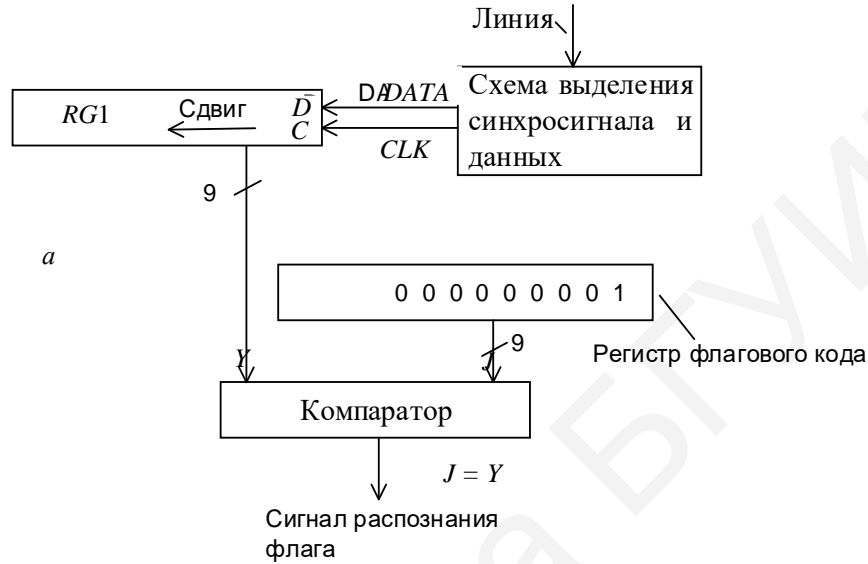
Устройства кадровой синхронизации должны удовлетворять ряду требований: быстро входить в синхронизм при первоначальном включении и возобновлении работы после потери синхронизации; иметь высокую помехоустойчивость; незначительно снижать пропускную способность из-за необходимости передавать синхрокод (СК).

Обычно кадр начинается с синхрокода – уникальной комбинации битов (например, 01111110), которая не встречается в его оставшейся части. Чтобы достичь такой уникальности, оставшаяся часть кадра (область данных) перед выдачей в линию анализируется и при необходимости «разбавляется» вставкой служебных нулевых битов в имеющиеся длинные цепочки единиц (эта процедура называется битстаффингом). В данном примере СК содержит шесть единиц, поэтому после каждых пяти единиц, следующих вплотную друг за другом в области данных, всегда (независимо от значения последующего бита) вставляется нулевой (служебный) бит. Тем самым исключается возможность последующего обнаружения удаленным устройством группы из шести или более следующих друг за другом единиц в области данных, что могло бы привести к ложному опознанию СК. СК при передаче не подвергается битстаффингу и поэтому сохраняет уникальность, что позволяет распознать его удаленным приемником.

После получения кадра, переданного по линии связи, и обнаружения начала области данных выполняется операция, обратная битстаффингу. Нулевой бит, следующий за каждой группой из пяти единиц в области данных, справедливо расценивается приемником как служебный и безусловно вычеркивается. Поэтому, в частности, длинные цепочки единиц смыкаются, полученное поле данных кадра обретает первоначальный вид. Из-за применения битстаффинга длина передаваемых по линии кадров непостоянна: например, кадр, содержащий в поле данных сплошные нули, передается по линии без изменения, а кадр со сплошными единицами в поле данных требует значительного разбавления нулями. (При постоянной длине кадра непостоянным окажется число размещенных в нем байтов данных.) Таким образом, избыточность потока передаваемых по линии данных обусловлена как применением многоразрядного флага, так и битстаффингом.

### 13.4.1 Распознавание многоразрядного флага в битовых потоках данных

Схема, приведенная на рисунке 13.13, *а*, предназначена для распознавания 9-разрядного флагового кода (флага) во входном потоке данных. В данном примере флаг выбран равным 000000001. Он предварительно загружается в 9-разрядный регистр *RG2*.



*а* – схема на основе многоразрядного компаратора;  
*б* – прохождение кода через сдвиговый регистр *RG1*

Рисунок 13.13 – Распознавание флага в битовом потоке данных

Из поступающего по линии сигнала выделяются синхросигнал *CLK* и данные *DATA* (код *NRZ*). Под действием синхросигнала данные загружаются в сдвиговый регистр *RG1* и последовательно продвигаются в нем, как показано на рисунке 13.13, *б*. При совпадении кодов в регистрах *RG1* и *RG2* срабатывает компаратор, на его выходе формируется сигнал распознавания флага. Длительность

этого сигнала равна одному периоду (такту) синхросигнала  $CLK$ . В моменты изменения данных в регистре  $RG1$  на выходе компаратора могут наблюдаться ложные срабатывания, поэтому для фиксации истинного значения выходного сигнала ( $Y = J$ ) его следует принять на триггер (триггер на рисунке не показан). Синхронизация этого триггера может осуществляться задержанным (на время, превышающее задержку компаратора) сигналом  $CLK$  либо непосредственно этим сигналом. В последнем случае результат сравнения кодов будет запаздывать на один такт.

### 13.4.2 Использование раздробленного СК начала кадра

Вновь вернемся к вопросу синхронизации приемника с передатчиком. Напомним, что поток передаваемых по линии связи битов состоит из структурных единиц (например, кадров). Идея построения «обычного» кадра поясняется рисунком 13.14. Кадр представляет собой группу битов с границами  $p$  и  $q$ . СК размещен в начале кадра, представлен уникальным кодом и имеет фиксированную длину, его границы –  $a$  и  $b$ . За флагом следуют слова  $b - c$ ,  $c - d$ ,  $d - e$  и т. д.

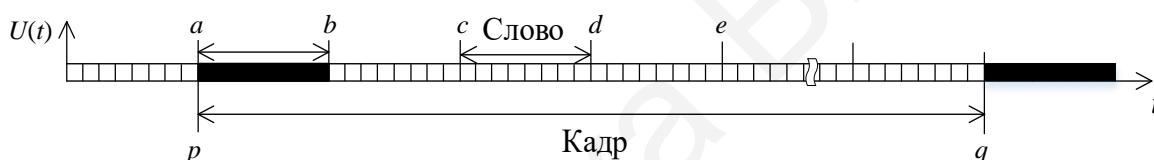


Рисунок 13.14 – Пример структуры кадра

В общем случае длину флага можно сократить до одного бита, при этом битстаффинг не нужен. Здесь мы приведем родственное, но более общее решение, в котором многоразрядный флаг существует, но в виде разобренных битов. Такое решение позволяет быстро устанавливать синхронизацию между устройствами и сохранять ориентиры (биты флага) при частичном повреждении кадра из-за помех в линии.

Рассмотрим предлагаемую структуру кадра (рисунки 13.15 и 13.16).

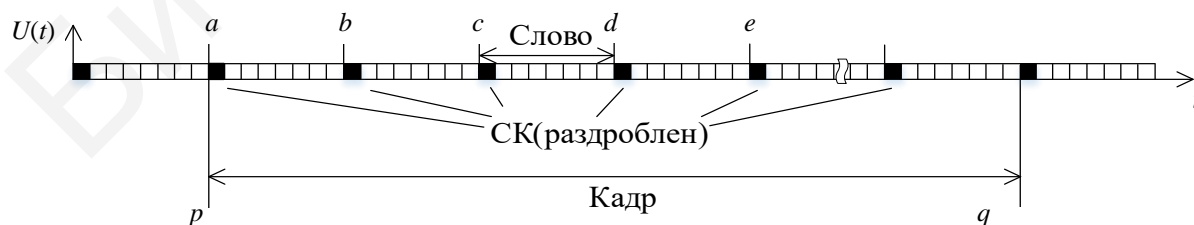


Рисунок 13.15 – Структура кадра с раздробленным на отдельные биты флагом

В отличие от традиционной структуры кадра (см. рисунок 13.14), в данном случае флаг фиксированной длины раздроблен на отдельные биты. Эти биты дополнительно служат метками начала слов кадра. В то же время совокупность

флаговых битов позволяет достаточно надежно распознать кадр как целое. Длина слова фиксирована, битстаффинг не нужен.

Приемник распознает флаг с использованием вероятностных оценок. При анализе входного потока битов он выявляет в нем устойчивые закономерности. Проще говоря, приемник как бы просматривает поток, показанный на рисунке 13.16, сквозь непрозрачную маску, в которой вырезаны отверстия, соответствующие серым квадратикам на рисунке. Маска может накрывать, например, 10 кадров, так что при 4-разрядном флаге в прорези маски попадает цепочка из  $10 \times 4 = 40$  бит.

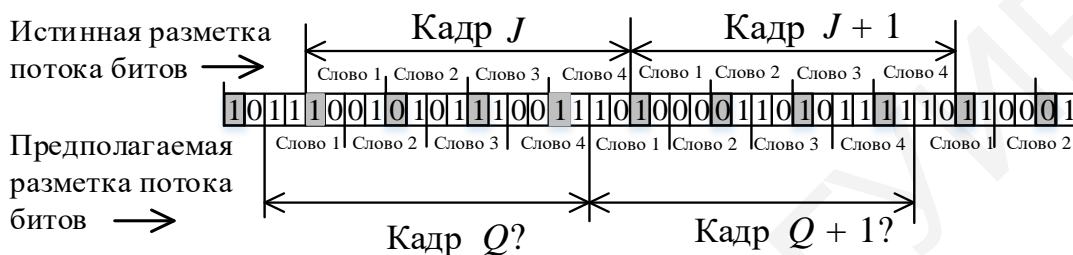


Рисунок 13.16 – Упрощенный пример разметки потока битов на кадры и слова. Синхрокодовые биты (рассредоточенные коды  $1011_2$ ) выделены серым фоном

Шаг за шагом, перемещая маску вдоль исследуемого потока, не позже чем через три шага увидим сквозь ее отверстия правильную синхрокодовую комбинацию битов, повторенную 10 раз, что с высокой вероятностью подтверждает факт обнаружения исходной разметки кадров. (Как видим, число шагов поиска невелико, что способствует быстрому установлению синхронизации приемника с передатчиком.) В отсутствие ошибок передачи вероятность ложного обнаружения искомой цепочки из 40 бит в случайном потоке данных уменьшается по мере дальнейшего перемещения маски.

### 13.4.3 Распознавание и восстановление искаженных кадров при передаче данных по радиоканалу

В системе мобильной телефонной связи (рисунок 13.17) предусмотрена одновременная передача «оцифрованных» речевых и иных данных по радиоканалу. Данные, не относящиеся к передаче речи, пересылаются в паузах между словами и фразами. Дальнейшее описание относится именно к таким данным.

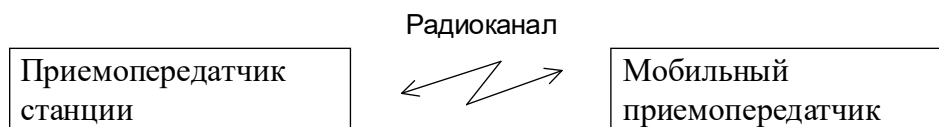


Рисунок 13.17 – Фрагмент системы мобильной телефонной связи

Потоки данных состоят из последовательностей кадров. Кадр первоначально формируется в памяти передающего устройства и представляет собой группу байтов, в которой первый и два последних служебные, а остальные содержат полезные данные, объединенные в сообщение (рисунок 13.18).



Рисунок 13.18 – Структура кадра до его выдачи в радиоканал

Биты  $Q$  первого байта задают порядковый номер кадра, биты  $L$  определяют длину сообщения. Если все биты  $L$  нулевые, то сообщение не содержит ни одного байта. Такой *ACK*-кадр (от англ. *Acknowledge* – ответ) рассматривается как подтверждение успешного приема кадра, содержащего сообщение (ответный кадр пересылается в противоположном направлении по отношению к кадру, несущему сообщение). Два последних байта представляют собой контрольную сумму (16-разрядный циклический код *CRC*) всех предшествующих байтов кадра.

Дальнейшая подготовка кадра к выдаче в радиоканал состоит в его дроблении на отдельные асинхронные посылки. При этом каждый байт преобразуется в две посылки, как показано на рисунке 13.19.

Преобразование состоит в следующем. Сначала байт  $D1–D8$  делится на два полубайта:  $D1–D4$  и  $D5–D8$ . Им присваиваются 4-разрядные порядковые номера:  $N1–N4$  и  $M1–M4$ . Эти номера «склеиваются» с соответствующими полубайтами, в результате образуются два байта:  $N1–N4 D1–D4$  и  $M1–M4 D5–D8$ .

На заключительной стадии преобразования к обоим байтам добавляются стартовые биты  $ST$ , биты  $P$  контроля по четности (нечетности) и стоповые биты  $SP$ .

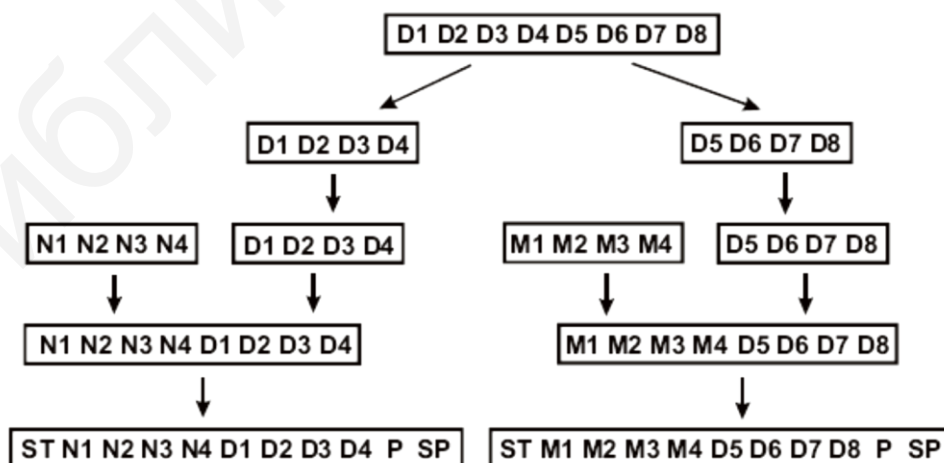


Рисунок 13.19 – Преобразование байта в две старт-стоповые посылки

В результате преобразования исходный кадр дробится на множество посылок (их число равно удвоенному числу байтов кадра). Они выдаются в радиоканал в паузах между «всплесками» передачи речевой информации. Поэтому поток данных неравномерен и может содержать как следующие друг за другом вплотную, так и разрозненные группы посылок или отдельные посылки. В процессе передачи по радиоканалу часть посылок может быть потеряна из-за возможных замираний сигнала или действия помех. Приемник может также получать ложные посылки, которые вклинились в неравномерный поток правильных. Чтобы обеспечить надежный обмен данными в условиях замираний сигнала и действия помех, предлагаются три простые, но примечательные идеи.

*Идея 1. Проверка правильности порядка следования посылок слежением за динамикой изменения номеров полубайтов.* Как было показано, каждая посылка содержит полубайт данных и предшествующий ему 4-разрядный номер этого полубайта. В отсутствие ошибок приемник должен регистрировать некоторую заранее заданную последовательность номеров полубайтов, например такую: ... 0, 1, 2, 3, ..., F, 0, ... (использована шестнадцатеричная форма записи чисел). Если получена последовательность ... 0, 1, 2, 7, 3, 4, 5, 6, ..., то можно сделать вывод о том, что посылка с порядковым номером 7 нарушает динамику изменения номеров и явно лишняя. Поэтому приемник просто отбрасывает ее. Аналогично в последовательности ... 0, 1, 2, 4, 5, 6, ... недостает цифры 3. Это означает, что соответствующая посылка потеряна по пути к приемнику. Поэтому передача ошибочного кадра повторяется в связи с неполучением подтверждения правильного приема данных.

*Идея 2. Расширение диапазона нумерации посылок при ограниченной разрядности номеров.* С помощью 4-разрядного двоичного кода можно отображать числа в диапазоне 0–F16. Поэтому на первый взгляд представляется естественной простая последовательная нумерация посылок: ... 0, 1, 2, ..., 9, A, B, C, D, E, F, 0, 1, 2, ... . Однако такая нумерация повторяется с периодом, равным 16, а кадр может быть представлен десятками и сотнями посылок. Действительно, можно построить достаточно большой кадр, если принять условие, что длина сообщения (см. код LLLL на рисунке 13.18) выражается не в отдельных байтах, а в более крупных единицах, например, в группах из четырех байтов.

Можно ли с помощью 4-разрядных кодов пронумеровать сотню или более посылок так, чтобы приемник мог уверенно определять положение любой из них относительно начала кадра? На первый взгляд, ответ на этот вопрос может быть только отрицательным. Но решение есть, и в этом мы сейчас убедимся.

**Пример 13.1.** Предположим, что составляющие кадр посылки пронумерованы с помощью такой последовательности номеров:

0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, A, B, C, D, E, F, 0, 3, 6, 9, C, F, 2, 5, 8, B, E, 1, 4, 7, A,  
D, 0, 5, A, F, 4, 9, ..., 0, 7, E, 5, C, ... .

Первые 16 посылок пронумерованы в обычном порядке, начиная с нулевого номера. Следующие 16 посылок также нумеруются, начиная с нуля, но номер наращивается с шагом, равным трем. Следующие 16 посылок нумеруются с нуля с шагом 5, следующие – с шагом 7, затем с шагами 9, 11, 13 и 15. В этом



примере в качестве шагов выбраны восемь последовательно возрастающих чисел, не превышающих 15 и не имеющих общего делителя с числом 16, т. е. нечетные числа. Таким образом, получена *уникальная* последовательность из  $16 \cdot 8 = 128$  *неуникальных* номеров. Эту последовательность можно продолжить, применив какие-либо заранее учтенные в протоколе обмена дополнительные правила ее формирования. Например, можно повторить последовательность, поменяв местами номера, размещенные в первых и последних пяти позициях каждой группы из 16 посылок и т. д. Иными словами, возможности построения такого рода уникальных последовательностей номеров практически безграничны.

Приемник просматривает полученную последовательность и проверяет ее правильность. Как уже было показано, зная вид последовательности, можно выявить и отбросить лишние номера и соответствующие посылки, если они есть, и зафиксировать пропущенные номера посылок. Так как последовательность уникальна, то можно отыскать ее начало и конец, т. е. идентифицировать первую и последнюю посылки кадра.

Отметим, что рассмотренная идея применима также и к нумерации кадров – наличие трех битов *QQQ* для указания номера кадра вовсе не означает, что соответствующий диапазон составляет только восемь номеров.

*Идея 3. Усовершенствованное мажоритарное восстановление ошибочных байтов кадра.* Если приемник получил все посылки, относящиеся к кадру, то он реконструирует байты в последовательности, обратной той, которая была приведена на рисунке 13.19. Для этого он отбрасывает служебные биты *ST*, *P* и *SP* выбранной пары посылок, затем уничтожает их номера *N1–N4* и *M1–M4* и склеивает полубайты. В результате формируется первоначальный байт *D1–D8*.

После формирования всех байтов кадра приемник проверяет его контрольную сумму (см. рисунок 13.18). Если контрольная сумма правильная, то приемник посылает уведомление об этом источнику кадра. (Напомним, что в качестве уведомления используется кадр с нулевым кодом *LLLLL* длины сообщения).

Если контрольная сумма неправильная или в кадре отсутствуют некоторые байты, то приемник не посылает уведомление, сохраняет имеющуюся информацию о кадре и ожидает поступления копии ошибочного кадра. При поступлении копии проверяется ее контрольная сумма. Если она правильная, то посылается уведомление об этом, в противном случае приемник сопоставляет две ошибочные версии кадра и пытается собрать из них один полноценный кадр. Если это удалось сделать и контрольная сумма правильная, то посылается уведомление, иначе приемник ждет поступления новой копии и т. д.

При наличии нескольких копий кадра применяется обычный метод мажоритарного выбора, при котором используется «голосование по большинству». Например, если два одноименных байта из трех совпадают, то их значение принимается в качестве истинного. Если все три байта разные, то голосование переносится на уровень битов. Это позволяет в некоторых ситуациях, когда одиночные ошибки распределены по разным битам, восстановить правильный байт. Но если, например, из пяти одноименных байтов два совпадают между собой, но отличаются от трех других, которые, в свою очередь, не совпадают друг с другом в

любых сочетаниях, то эти совпадающие байты принимаются в качестве истинных, хотя, строго говоря, они – в меньшинстве. Конечно, окончательное решение об отсутствии ошибок в кадре принимается после проверки его контрольной суммы.

### 13.4.4 Поиск синхрокода в потоке данных, передаваемых по волоконно-оптической линии связи

Задача состоит в обнаружении синхрокодовой комбинации битов во входном потоке данных. Но специфика ее решения обусловлена очень высокой скоростью передачи данных, при которой длительность битового интервала составляет доли наносекунды.

Устройство для распознавания СК комбинации битов (рисунок 13.20) содержит оптический разветвитель (рисунок 13.21), двенадцать оптических линий задержки, два фотоприемника, дифференциальный усилитель и компаратор. В данном примере СК представлен 13-разрядным кодом 1111100110101. При обнаружении СК формируется сигнал  $S = 1$ .

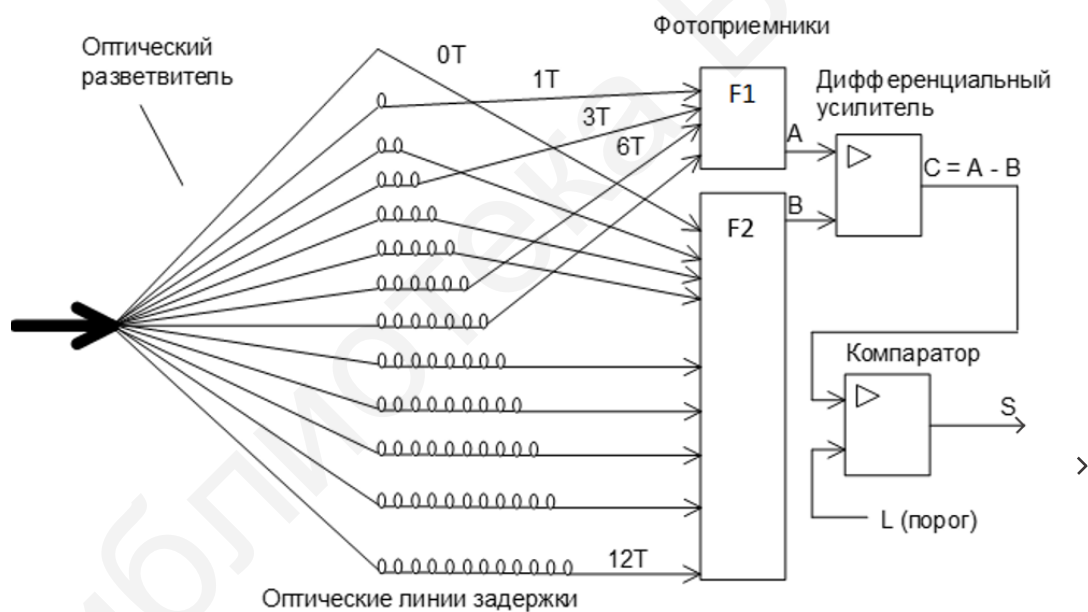


Рисунок 13.20 – Схема устройства для распознавания СК комбинации битов во входном потоке данных  $D$ , поступающем по волоконно-оптической линии связи

Данные  $D$  передаются по волоконно-оптической линии связи в виде световых сигналов (рисунок 13.22). Наличие света соответствует логической единице, отсутствие света – логическому нулю. Каждый бит размещен в отведенном ему временном интервале.

Оптический разветвитель разделяет входной световой поток на 13 равных по интенсивности частей. (На входе устройства можно установить усилитель для

повышения мощности потока.) Каждая часть разделенного светового потока попадает в соответствующее выходное оптоволокно (линию). Верхняя (по схеме) линия (см. рисунок 13.20) предназначена для непосредственной передачи сигнала на один из входов фотоприемника  $F2$ . Задержка передачи сигнала по этой линии условно принимается равной нулю («нуль, умноженный на  $T$ », или  $0T$ , где  $T$  – длительность битового интервала).

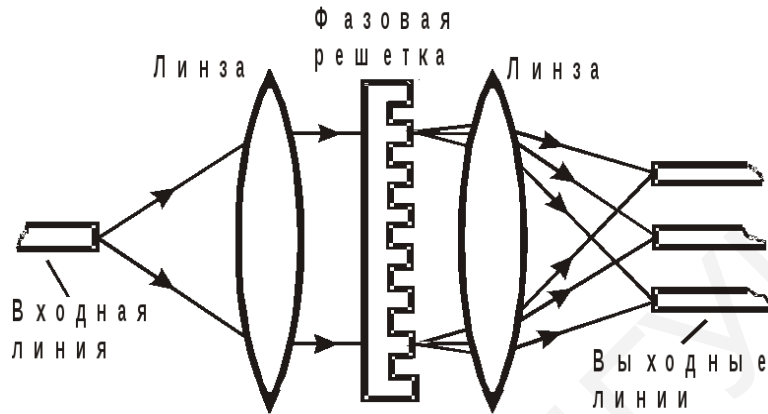


Рисунок 13.21 – Конструкция оптического разветвителя

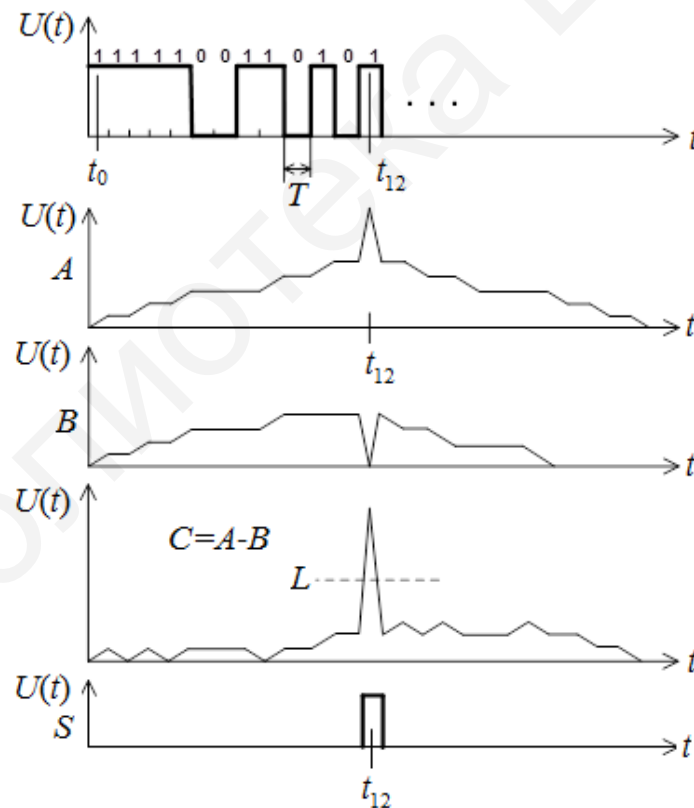


Рисунок 13.22 – Временные диаграммы сигналов при распознавании синхрокода

Задержка передачи сигнала по второй – тринадцатой линиям составляет соответственно  $1T, 2T, 3T, \dots, 12T$ . Задержка сигнала в каждой линии определяется числом последовательно включенных петель из оптоволокна. Каждая петля задерживает сигнал на время, равное длительности одного битового интервала  $T$ . Такая структура позволяет развернуть последовательный код в параллельный.

Действительно, одновременно с поступлением новейшего бита на входы фотоприемников поступают: новый, задержанный на один такт ( $1T$ ); предшествующий ему и задержанный на два такта ( $2T$ ) и т. д. и, наконец, наистарейший бит, задержанный на 12 тактов ( $12T$ ). Таким образом, на входах фотоприемников образуется 13-разрядное окно, через которое можно просматривать последовательность входных данных  $D$ . При этом наистарейший бит соответствует принятому на вход устройства в интервале  $t_0$  (см. рисунок 13.22), а новейший бит – принятому в интервале  $t_{12}$ .

Выбранный в данном примере вариант подключения фотоприемников к предыдущим каскадам устройства определяется искомым флаговым кодом (1111100110101). Девять единичных битов этого кода собираются фотоприемником  $F2$ , а четыре нулевых – фотоприемником  $F1$ . Электрический сигнал на выходе фотоприемника пропорционален суммарной мощности световых потоков на его входах.

При поступлении искомого флагового кода фотоприемник  $F1$  не получает световой энергии ни по одному из входов. Напротив, фотоприемник  $F2$  получает световые потоки от всех входных линий. Такая комбинация сигналов уникальна и сопровождается максимально возможной разностью напряжений между точками  $A$  и  $B$  на входах дифференциального усилителя (см. рисунок 13.22). Остается только зарегистрировать максимальную разность, и задача решена.

Для этого разностный сигнал  $C = A - B$  подается на компаратор и сравнивается с заданным порогом  $L$ . Сигнал опознания  $S = 1$  формируется при превышении порога сигналом  $C$ . Порог выбирается настолько высоким, что сигнал  $S = 1$  формируется только при точном опознании флагового кода.

Снижение порога позволяет вести не точный, а приближенный поиск нужной последовательности битов во входном потоке. Например, сигнал  $S = 1$  при определенном снижении порога может формироваться не только в результате поступления флагового кода (1111100110101), но и любого близкого к нему, содержащего одиночную ошибку (например, 1111100110100, ошибка в младшем разряде). Это может оказаться полезным при повышенном уровне ошибок в канале связи. Полученные результаты приближенного поиска сортируются и с учетом предыстории среди них выявляются наиболее правдоподобные, периодически повторяющиеся, которые интерпретируются как синхрокоды.

При оптимальном выборе СК можно получить максимально контрастные картины опознания, при которых пик разностного сигнала  $C$  выражен наиболее ярко.

## 13.5 Временная синхронизация в промышленных сетях

Одной из актуальных задач, возникающих в распределительных, измерительных и управляющих системах, является синхронизация времени между узлами вычислительной сети и точная привязка результатов измерений к единому времени.

Существуют два основных метода временной синхронизации: прямая временная синхронизация и синхронизация по локальной сети.

Обычно внутренние часы сетевых устройств синхронизации связаны со специальным сервером времени, подключенным к *GPS*-генератору точных сигналов (или к двум для резервирования). В зависимости от сетевых приложений временная синхронизация часов для событий и сбоев может происходить с различной точностью: от нескольких миллисекунд до долей микросекунд. Точность временной синхронизации в сети зависит от таких факторов, как используемые протоколы, степень загрузки трафиком, тип используемой среды и длина кабельной сети.

### 13.5.1 Прямая синхронизация часов

Как правило, прямая синхронизация внутренних часов конечных устройств производится специальными тайминговыми сигналами, передаваемыми по выделенным каналам связи, таким как оптические линии, коаксиальные кабели или витая пара. Для системы достаточно одного сервера времени, с мастер-часами которого синхронизируются остальные. Однако из-за необходимости прямого подключения к серверу каждого устройства и ограниченного количества портов синхронизации лишь небольшой набор конечных устройств может быть синхронизирован. Стандартными протоколами для прямой синхронизации считаются *GPS*, *IRIG-B* и *1-PPS*.

*GPS* – протокол глобального спутникового позиционирования. *GPS*-системы высоко надежны и могут быть использованы для прямой синхронизации часов или как источники точного времени для других протоколов. *GPS*-система способна обеспечить точность синхронизации в 10 нс относительно значения универсального координированного времени *UTC*.

*IRIG-B* – промышленный стандарт *GPS*-синхронизации, разработанный компанией *Inter-Range Instrumentation Group* (США). *IRIG-B* может применяться на объектах энергетики (электрических подстанциях) для контроля качества и стабильности процессов. В этом случае последовательность событий с временной синхронизацией записывается с шагом 1 мс. Коды временной синхронизации *IRIG-B* могут быть переданы только по выделенным кабелям типа витой пары или коаксиальных кабелей, что делает реализацию данного протокола довольно дорогой. *IRIG-B* также требует внешнего источника точного времени. Точность передаваемых значений точного времени лежит в микросекундном диапазоне, типовое значение – 100 мкс.

1-PPS (*One Pulse Per Second*) передает один синхроимпульс в секунду. Это высокоточный временной сигнал от источника точного времени (*GPS*-ресивера), который означает начало каждой секунды. Сигнал 1-PPS посылается конечному устройству по выделенной линии, что влечет за собой серьезное удорожание системы. Точность временной синхронизации по протоколу 1-PPS также находится в микросекундном диапазоне, типовое значение – 1 мкс.

### 13.5.2 Временная синхронизация по ЛВС

При временной синхронизации по ЛВС для передачи синхроимпульсов используется сеть *Ethernet*. Стоимость кабельной инфраструктуры при этом гораздо ниже, чем в предыдущих случаях, а сигналы временной синхронизации передаются в одной среде с данными. Обычно для синхронизации конечных устройств по сети на уровне станции используется протокол *SNTP*, а на уровне процесса и ячеек – протокол *IEEE 1588 PTP (Precision Time Protocol)*.

Протокол *SNTP (Simple Network Time Protocol)* является производной от распространенного протокола *NTP* и отличается от последнего отсутствием многих внутренних алгоритмов, которые, как правило, не задействованы на всех типах серверов. *SNTP* широко распространен в *Internet* и распределенных локальных сетях, он обеспечивает точность синхронизации часов в миллисекундном диапазоне (1–10 мс).

*IEEE 1588 PTP* – протокол, получающий все большее распространение в высокоточных системах. Он описан в стандартах синхронизации *IEEE 1588* и *IEEE 61588*. Эффективность протокола достигается использованием существующей сети *Ethernet* для синхронизации внутренних часов интеллектуального оборудования. *IEEE 1588* использует алгоритм «ведущий/ведомый» и аппаратную обработку синхроимпульсов.

Внутренние часы распределенных конечных и промежуточных сетевых устройств могут быть синхронизированы с помощью *IEEE 1588 PTP v2* с наносекундной точностью (30–50 нс).

### 13.5.3 Некоторые особенности синхронизации в системах ракетно-космических аппаратов

В ракетно-космической отрасли производится слежение за орбитальными объектами. Высокие скорости этих объектов приводят к значительной ошибке определения их координат при нарушении точной привязки к единой шкале времени. Так, для объекта, движущегося с первой космической скоростью, ошибка определения времени в 1 мс равнозначна ошибке определения координаты в 7,9 м.

Для синхронизации разработан специализированный аппаратно-программный комплекс (АПК) сервера единого времени и построенные на его основе модульные системы привязки параметров к единому времени [34].

АПК сервера единого времени предназначен для совместной работы с внешним источником синхронизации времени. Таким источником может являться, например, атомный эталон частоты системы единого времени (СЕВ), формирующий минутные метки декретного московского времени, или аппаратура потребителя космической навигационной системы ГЛОНАСС/*GPS*. К этому единому источнику синхронизации привязывается компьютерное время в локальной вычислительной сети и измерения, выполняемые внешними датчиками.

АПК получает на вход опорные метки времени от источника синхронизации. Эти метки времени используются для привязки и коррекции хода внутреннего термостатированного кварцевого генератора, входящего в состав АПК. На вход изделия поступают также результаты измерений в известном протоколе по одному из интерфейсов, поддерживаемых сменными интерфейсными модулями (например, с интерфейсами *CAN*, *RS-422*, *RS-232*). Эти результаты измерений привязываются изделием к текущему времени и в таком виде рассылаются потребителям.

Поскольку существует задержка между фактическим выполнением измерения и получением измеренных данных аппаратно-программным комплексом, необходимо предпринимать определенные действия для компенсации этой задержки с целью более точной временной привязки результата измерений. Простейшим способом является расчет или измерение временного интервала передачи информации между датчиком и регистром привязки АПК и последующий вычет этого интервала из получаемых значений времени. Данный способ, однако, имеет значительную методическую погрешность (обычно порядка 10–100 мкс) в связи с асинхронным характером цифровых протоколов передачи информации от датчика к аппаратуре привязки.

Для увеличения точности привязки используется метод синхронного выполнения измерений. В этом случае датчик сам независимо тактируется сигналом единого времени. Таким образом, датчик может фиксировать измерение, например, в начале каждой целой миллисекунды СЕВ. Задачей АПК при этом является идентификация номера периода сигнала СЕВ (в примере – номера миллисекунды), фазовая задержка измерения внутри которого предопределена свойствами датчика. Такой метод позволяет достичь в существующем комплексе оборудования погрешности привязки измерений до 1 мкс.

АПК имеет на выходе интерфейс *Ethernet*, позволяющий потребителям в локальной сети получать привязанные ко времени измерения и пакеты с метками времени в собственном протоколе с использованием пакетов *UDP* в сети *TCP/IP*, а также синхронизировать с изделием машинные часы остальных компьютеров, используя стандартный протокол *NTP*, который штатно поддерживается всеми современными операционными системами общего назначения.

Как видно из приведенного описания, АПК должен обеспечивать достаточно развитые средства взаимодействия по локальной сети (сервер *NTP*, программы рассылки информации, средства конфигурирования), что предопределяет работу под управлением сетевой операционной системы.

## 14 ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТЬ ПЕРЕДАЧИ ДИСКРЕТНЫХ И КОДОВЫХ СООБЩЕНИЙ

**Помехоустойчивостью** называют способность системы правильно принимать информацию, несмотря на воздействия помех. Действие помехи проявляется в том, что принятый сигнал (а следовательно, информация) отличается от переданного. Степень соответствия принятой информации переданной называется **достоверностью**. Оценкой достоверности служит вероятность правильного приема, равная отношению числа правильно принятых символов сообщений (знаков, цифр, элементов) к общему числу переданных символов при достаточно большом числе передаваемых сообщений. Обычно такое отношение подсчитывают за определенный промежуток времени. Иногда пользуются понятием потери достоверности, которую оценивают частотой ошибок:

$$P_{\text{ош}} = n_{\text{ош}} / n_{\text{общ}}, \quad (14.1)$$

где  $n_{\text{ош}}$  – число неправильно принятых символов сообщений;

$n_{\text{общ}}$  – общее число переданных символов сообщения.

### 14.1 Помехоустойчивость передачи дискретных элементарных сигналов

Для оценки помехоустойчивости дискретных (двоичных) элементарных сигналов используется вероятностный критерий.

Наиболее высокой помехоустойчивостью обладает так называемый идеальный приемник Котельникова, который обеспечивает при данном способе передачи наилучшую помехоустойчивость, называемую потенциальной.

Потенциальная помехоустойчивость – это предельно допустимая помехоустойчивость, которая может быть обеспечена идеальным приемником. Теория потенциальной помехоустойчивости развита для флуктуационных помех. Идея построения идеального приемника заключается в том, что, зная, какие сигналы должны быть переданы, и имея их образцы, он сравнивает полученные сигналы  $x(t)$  по очереди с этими образцами  $[A_1(t)$  и  $A_2(t)]$  и, вычисляя энергию разности принятого сигнала и образца (величины  $I_1$  или  $I_2$ ), относит принятый сигнал к тому сигналу, для которого эта разность минимальна:

$$I_1 = \int_0^{\tau} [x(t) - A_1(t)]^2 dt, \quad (14.2)$$

$$I_2 = \int_0^{\tau} [x(t) - A_2(t)]^2 dt. \quad (14.3)$$

Если  $I_2 - I_1 > \beta$ , то считаем принятым сигнал  $A_1(t)$ , а если  $I_2 - I_1 < \beta$  – сигнал  $A_2(t)$ .



Изменяя величину  $\beta$ , можно регулировать соотношение вероятностей преобразования одного сигнала в другой. Структурная схема идеального приемника Котельникова приведена на рисунке 14.1.

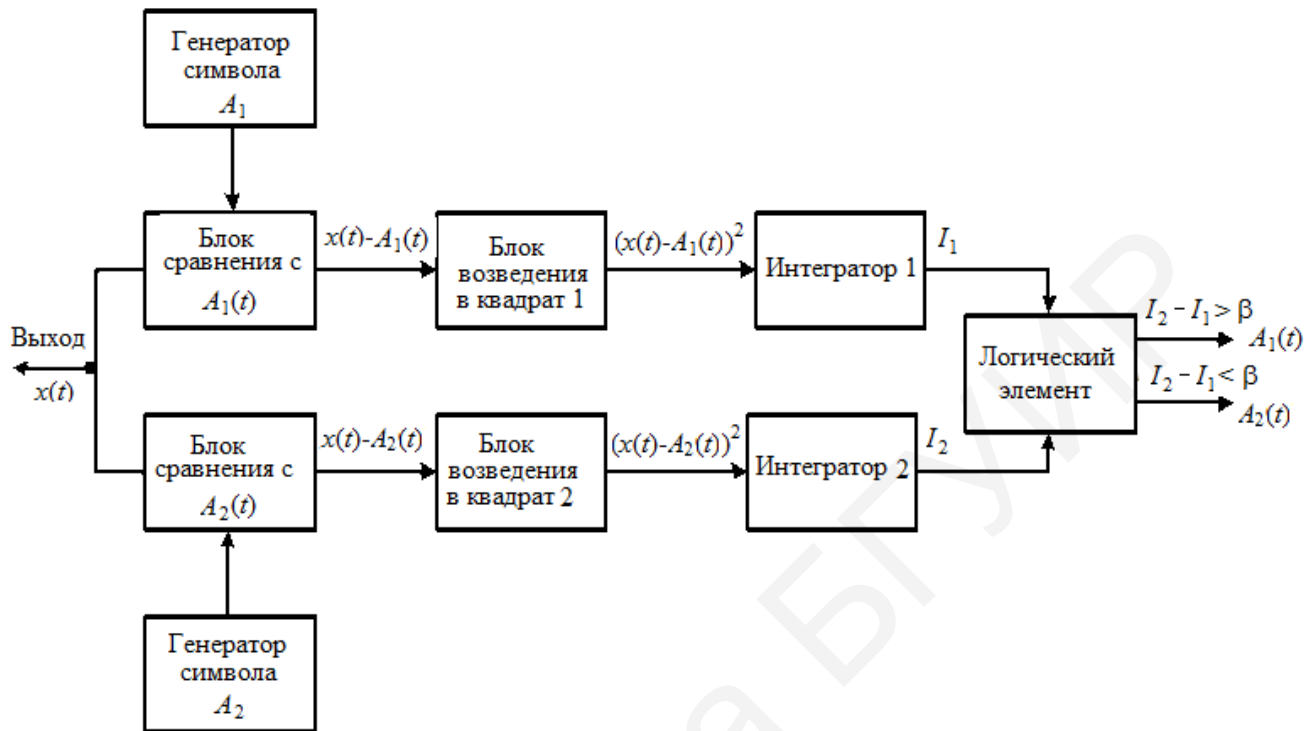


Рисунок 14.1 – Структурная схема идеального приемника Котельникова

Помехоустойчивость идеального приемника может быть рассчитана по формулам:

$$P_{10} = V(\alpha\sqrt{2} - \beta), \quad (14.4)$$

$$P_{01} = V(\beta), \quad (14.5)$$

где  $P_{10}$  – вероятность подавления сигнала;

$P_{01}$  – вероятность воспроизведения ложного сигнала;

$V(\alpha)$  – табличная интегральная функция  $V(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-z^2/2} dz$ , значения которой приведены в приложении А;

$\alpha$  – параметр, характеризующий потенциальную помехоустойчивость:

$$\alpha = \frac{1}{\sigma_0} \sqrt{\int_0^\tau (A_1(t) - A_2(t))^2 dt}, \quad (14.6)$$

где  $\sigma_0$  – удельное напряжение помехи в полосе частот 1 Гц:

$$\sigma_0 = \frac{U_{\text{п.ск}}}{\sqrt{\Delta F}}, \quad (14.7)$$

где  $U_{\text{п.ск}}$  – среднеквадратичное значение напряжения помехи;  
 $\Delta F$  – полоса пропускания приемника;  
 $\beta$  – параметр, характеризующий пороговые свойства приемника:

$$\beta = \frac{U_{\text{пор}}}{U_{\text{п.ск}}}, \quad (14.8)$$

где  $U_{\text{пор}}$  – пороговое значение сигнала.

При симметричном канале, когда вероятность подавления сигнала и образования ложного одинаковы,  $\beta = \alpha\sqrt{2}$  и

$$P_{01} = P_{10} = P_1 = V(\alpha / \sqrt{2}), \quad (14.9)$$

где  $P_1$  – вероятность искажения элемента кодовой комбинации.

Для записи вероятностей ошибок в литературе широко используется большое число разновидностей функций, связанных с интегралом ошибок. Все они различаются между собой коэффициентами и пределами интегрирования. Наиболее часто применяются следующие функции:

1) интеграл ошибок  $\alpha$ :

$$V(\alpha) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{\alpha}^{\infty} \exp\left(-\frac{z^2}{2}\right) dz;$$

2) нормальная функция распределения:

$$F(\alpha) = 1 - V(\alpha) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^{\alpha} \exp\left(-\frac{z^2}{2}\right) dz;$$

3) интеграл Лапласа:

$$\Phi(\alpha) = 0,5 - V(\alpha) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_0^{\alpha} \exp\left(-\frac{z^2}{2}\right) dz.$$

В математической литературе широкое применение находят функции

$$\text{erf}(\alpha) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_0^{\alpha} \exp(-z^2) dz \text{ и } \text{erfc}(\alpha) = 1 - \text{erf}(\alpha) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_{\alpha}^{\infty} \exp(-z^2) dz.$$

Нетрудно видеть, что

$$\begin{aligned} \operatorname{erf}(\alpha) &= 2F(\sqrt{2}\alpha) - 1 \text{ или } \operatorname{erf}(\alpha) = 2\Phi(\sqrt{2}\alpha), \\ \operatorname{erf}(\alpha) &= 2V(\alpha\sqrt{2}) - 1 \text{ и } V(\alpha) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}\left(\frac{\alpha}{\sqrt{2}}\right). \end{aligned}$$

Выбор той или иной функции часто зависит только от привычек автора. Поэтому при чтении специальной литературы во избежание ошибок и недоразумений необходимо тщательно уяснить, какими функциями пользуется данный автор.

Значения указанных функций  $V(\alpha)$ ,  $\Phi(\alpha)$  и  $\operatorname{erf}(\alpha)$  приведены в приложении А.

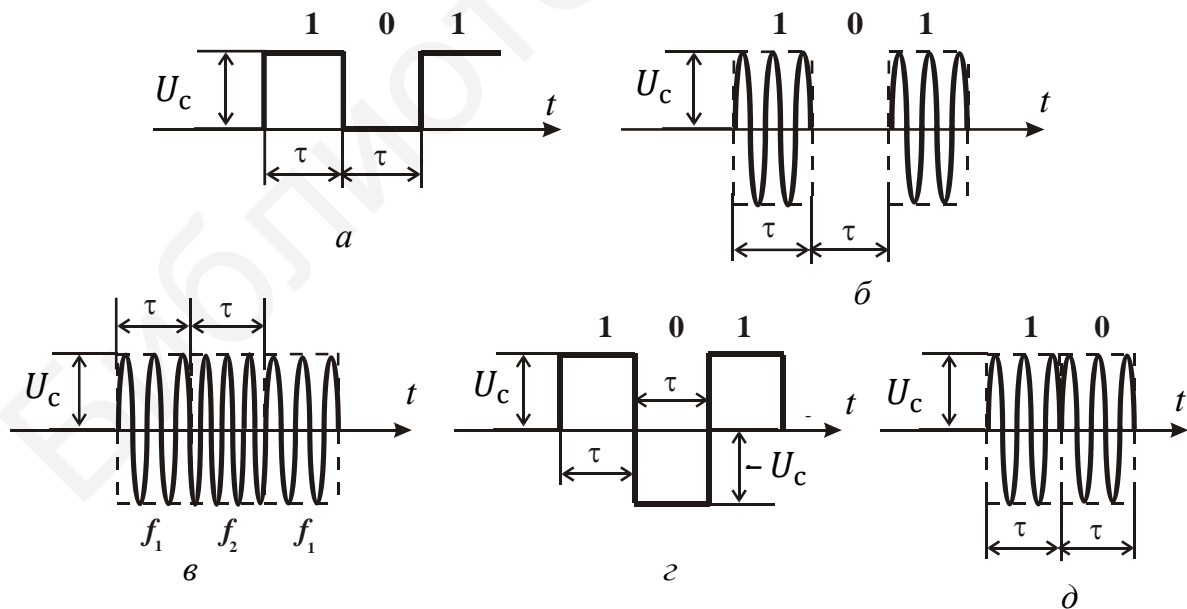
Определим значение  $\alpha$  для некоторых частных случаев.

### 14.1.1 Передача дискретных сообщений видеоимпульсами

При передаче двух дискретных сообщений видеоимпульсами с пассивной паузой, т. е.  $A_2(t) = 0$  (рисунок 14.2, а):

$$\alpha^2 = \frac{1}{P_0} \int_0^\tau (U_c(t) - 0)^2 dt = \frac{U_c^2 \tau}{P_0}, \quad (14.10)$$

где  $P_0$  – удельная мощность помехи в полосе 1 Гц,  $P_0 = \sigma_0^2$ .



а – видеоимпульсами; б – радиоимпульсами; в – методом частотной манипуляции; г – с применением полярной манипуляции; д – с применением фазовой манипуляции

Рисунок 14.2 – Передача двух дискретных сообщений

Как видно из (14.10),  $\alpha$ , а значит, и помехоустойчивость, зависит только от энергии сигнала и не зависит от его формы. В частности, это означает, что передача «1» одиночным импульсом эквивалентна передаче кодовой группой, если энергия одного импульса равна энергии группы.

### 14.1.2 Передача дискретных сообщений радиоимпульсами

При передаче двух дискретных сообщений радиоимпульсами с прямоугольной огибающей и пассивной паузой (см. рисунок 14.2, б)  $A_1(t) = U_c \sin \omega_1 t$ , а  $A_2(t) = 0$ .

Подставляя в (14.6) и производя интегрирование, получим, что при  $2\omega_1 \gg 2\pi/\tau$ , так как приемник пропускает токи активной частоты  $\omega_1$  и не пропускает ее гармоник ( $2\omega_1$ ):

$$\alpha^2 = \frac{1}{P_0} \int_0^\tau (U_c \sin \omega_1 t - 0)^2 dt = \frac{U_c^2 \tau}{2P_0}. \quad (14.11)$$

Таким образом, заполнение видеоимпульса частотой не повышает его помехоустойчивость, а при той же амплитуде и длительности снижает ее.

Рассмотрим теперь потенциальную помехоустойчивость передачи двух дискретных сообщений с активной паузой. Активная пауза означает, что если сигнал  $A_1(t)$  не посылается, то в линию поступает другой сигнал  $A_2(t)$ , отличный от нуля. Рассмотрим несколько случаев.

### 14.1.3 Передача дискретных сообщений частотной манипуляцией

Передача осуществляется радиоимпульсами на разнесенных частотах  $f_1$  и  $f_2$  (см. рисунок 14.2, в). Помехоустойчивость характеризуется величиной

$$\begin{aligned} \alpha^2 &= \frac{1}{P_{\text{ош}}} \int_0^\tau (U_c \sin \omega_1 t - U_c \sin \omega_2 t)^2 dt = \\ &= \frac{1}{P_{\text{ош}}} \int_0^\tau U_c^2 (\sin^2 \omega_1 t - \sin(\omega_2 \pm \omega_1)t + \sin^2 \omega_2 t) dt. \end{aligned}$$

При  $2\omega_1 \gg \frac{2\pi}{\tau}$ ,  $\omega_2 \pm \omega_1 \gg \frac{2\pi}{\tau}$  и  $2\omega_2 \gg \frac{2\pi}{\tau}$ , что имеет место в реальных условиях, получим

$$\alpha^2 = \frac{U_c^2 \tau}{P_0}. \quad (14.12)$$

При одинаковом динамическом диапазоне помехоустойчивость такой передачи эквивалентна помехоустойчивости при передаче видеоимпульсами с пассивной паузой (14.10).

#### 14.1.4 Передача дискретных сообщений полярной манипуляцией

Передача осуществляется разнополярными прямоугольными импульсами длительностью  $\tau$  (см. рисунок 14.2, з), т. е.  $A_1(t) = -A_2(t)$ . Подставив значение в (14.6), получим

$$\alpha^2 = \frac{1}{P_0} \int_0^\tau (U_c(t) + U_c(t))^2 dt = \frac{1}{P_0} \int_0^\tau (2U_c(t))^2 dt = \frac{4U_c^2}{P_0}. \quad (14.13)$$

Из сравнения выражений (14.10) и (14.13) следует, что помехоустойчивость при передаче разнополярными импульсами в два раза выше, чем при передаче видеоимпульсами с пассивной паузой.

#### 14.1.5 Передача дискретных сообщений фазовой манипуляцией

Передача осуществляется поочередно радиоимпульсами с одной и той же частотой, но с фазами, отличающимися на  $180^\circ$  (см. рисунок 14.2, д), т. е.  $A_1(t) = U_c \sin \omega_1 t$ , а  $A_2(t) = U_c \sin(\omega_1 t + \pi)$ .

Подставляя в (14.6) и учитывая, что  $2\omega_1 \gg 2\pi/\tau$ , получим

$$\begin{aligned} \alpha^2 &= \frac{1}{P_0} \int_0^\tau (U_c \sin \omega_1 t - U_c \sin(\omega_1 t + \pi))^2 dt = \\ &= \frac{1}{P_0} \int_0^\tau (U_c \sin \omega_1 t + U_c \sin \omega_1 t)^2 dt = \\ &= \frac{1}{P_0} \int_0^\tau (2U_c \sin \omega_1 t)^2 dt = \frac{2U_c^2 \tau}{P_0}. \end{aligned} \quad (14.14)$$

Сравнение выражений (14.10) и (14.14) показывает, что введение фазовой манипуляции приводит к улучшению помехоустойчивости.

Если сравнить дискретные методы модуляции, то окажется, что самой помехоустойчивой является фазовая манипуляция.

Описанная помехоустойчивость элементарных сигналов предполагает наличие идеального приемника, для реализации которого требуется знание фазы несущей частоты и амплитуды сигнала, а также наличие синхронизации начала приема сигнала (см. рисунок 14.1).

Приведенная на рисунке 14.1 структурная схема идеального приемника Котельникова является не единственной.

Рассмотрим и другие структуры идеальных (оптимальных) приемников для сигналов с активной и пассивной паузой.

### 14.1.6 Оптимальные приемники сигналов с пассивной паузой

Сигналом с пассивной паузой называют такой сигнал, который излучается только при передаче информационных символов единицы ( $A_1(t)$ ). Передаче информационных символов нуля ( $A_2(t)$ ) соответствуют паузы между посылками сигнала.

Правило оптимального различия сигналов  $A_i(t)$  в этом случае принимает вид [42]

$$\int_0^{\tau} x(t)A_1(t)dt \begin{cases} > U_{\text{пор}}, \text{ принят сигнал } A_1(t), \\ < U_{\text{пор}}, \text{ принят сигнал } A_2(t), \end{cases}$$

т. е. определяется корреляционным интегралом.

В соответствии с этим правилом приемник должен вычислять значение корреляционного интеграла и сравнивать его с некоторой фиксированной величиной (порогом).

Подобная операция может быть выполнена с помощью схемы, показанной на рисунке 14.3. Схема представляет собой оптимальный корреляционный приемник, состоящий из коррелятора и решающего устройства.

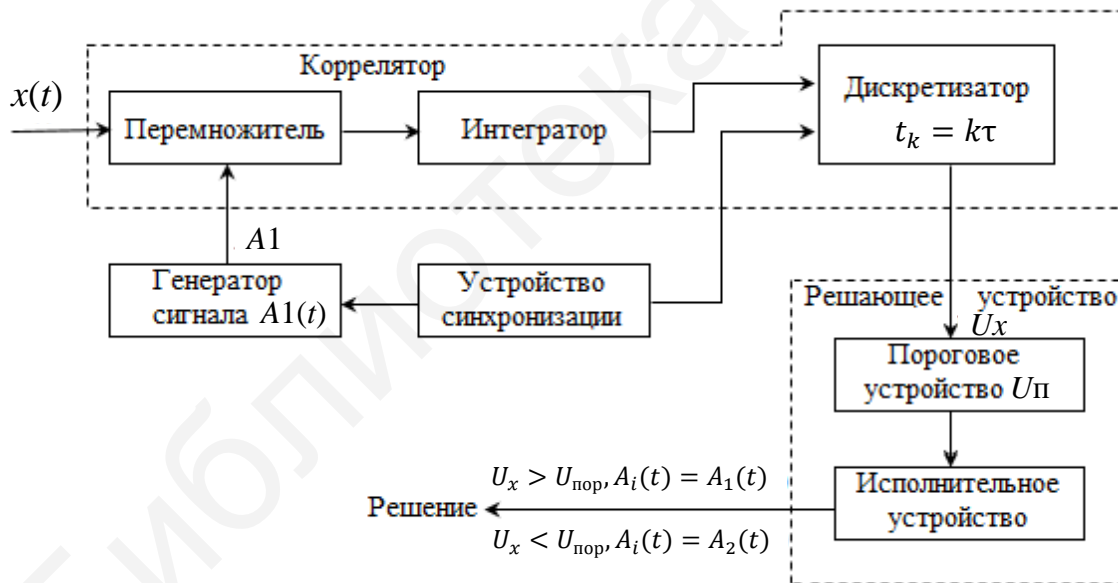


Рисунок 14.3 – Структурная схема оптимального корреляционного приемника

Каждый раз, когда анализ колебания  $x(t)$  в корреляторе закончен, необходимо взять отсчет и полученную величину  $U_x$  подать в исполнительное устройство для принятия решения о том, какой символ был передан. Отсчеты берутся в моменты времени  $t_k = k \tau$  ( $k = 1, 2, \dots$ ), соответствующие окончаниям инфор-

мационных символов. Это достигается с помощью импульсов отсчета, вырабатываемых системой синхронизации. Таким образом, коррелятор состоит из перемножителя, интегратора и устройства взятия отсчета (дискретизатора) в моменты времени, кратные длительности информационного символа. Для обеспечения нормальной работы коррелятора в оптимальном приемнике необходимо располагать точной копией передаваемого сигнала  $A_1(t)$ .

Вся необходимая фильтрация сигнала, принятого на фоне помех, выполняется в корреляторе по видеочастоте. Никакой предварительной фильтрации сигнала до коррелятора в данном случае не требуется. Следовательно, оптимальный корреляционный приемник можно рассматривать как демодулятор, состоящий из коррелятора и решающего устройства.

Заметим, что в любом приемнике, в том числе и оптимальном, результат обработки сигнала с шумом представляет собой некоторое случайное напряжение. Можно показать, что в рассматриваемом случае на выходе коррелятора образуется напряжение  $U_x$ , которое зависит от энергии принятого сигнала  $E$  и спектральной плотности белого шума  $P_0$ . Это напряжение сравнивается с напряжением порога  $U_{\text{пор}}$ , и в соответствии с результатом сравнения автоматически принимается решение:

$$U_x \begin{cases} > U_{\text{пор}}, \text{ принят сигнал } A_1(t), \\ < U_{\text{пор}}, \text{ принят сигнал } A_2(t). \end{cases}$$

Рассмотренный способ приема часто называют когерентным оптимальным приемом, поскольку для перемножения используется опорное напряжение, полностью совпадающее (с точностью до постоянного множителя) с передаваемым сигналом.

Рассмотренный алгоритм может быть реализован и иным способом. Как известно, напряжение на выходе инвариантного во времени линейного фильтра определяется выражением

$$U_{\phi}(\tau) = \int_0^{\tau} x(t)W_{\phi}(\tau-t)dt = \int_0^{\tau} W(t)x(\tau-t)dt,$$

где  $x(t)$  – входное воздействие;

$W(t)$  – импульсная переходная функция фильтра.

Если входной процесс  $x(t)$  определен на интервале  $0 \leq t \leq \tau$ , напряжение на выходе фильтра в момент  $t = \tau$  равно

$$U_{\phi}(\tau)|_{t=\tau} = \int_0^{\tau} x(\tau-t)W(t)dt.$$

Пусть фильтр согласован с посылкой сигнала  $A_i(t)$  длительностью  $\tau$ . При белом шуме импульсная переходная функция такого фильтра должна иметь вид

$$W_{\phi i} = kA_i(\tau - t),$$

где  $k$  – постоянный коэффициент, равный максимальному усилению фильтра. Не нарушая общности рассмотрения, в дальнейшем удобно положить  $k = 1$ .

Тогда

$$U_{\phi i}(\tau) = \int_0^{\tau} x(\tau - t)A_i(\tau - t)dt.$$

Полученный линейный функционал совпадает с корреляционным интегралом. Следовательно, алгоритм  $\int_0^{\tau} x(t)A_1(t)dt$  можно реализовать с помощью линейного фильтра, согласованного с сигналом. Для этого необходимо брать отсчеты процесса на выходе фильтра в моменты времени  $t_k$ , соответствующие окончаниям информационных символов, сравнивать значения полученных отсчетов  $U_x$  с порогом  $U_{\text{пор}}$  и принимать решение о наличии того или иного сигнала на входе фильтра.

Структура соответствующего оптимального приемника приведена на рисунке 14.4.

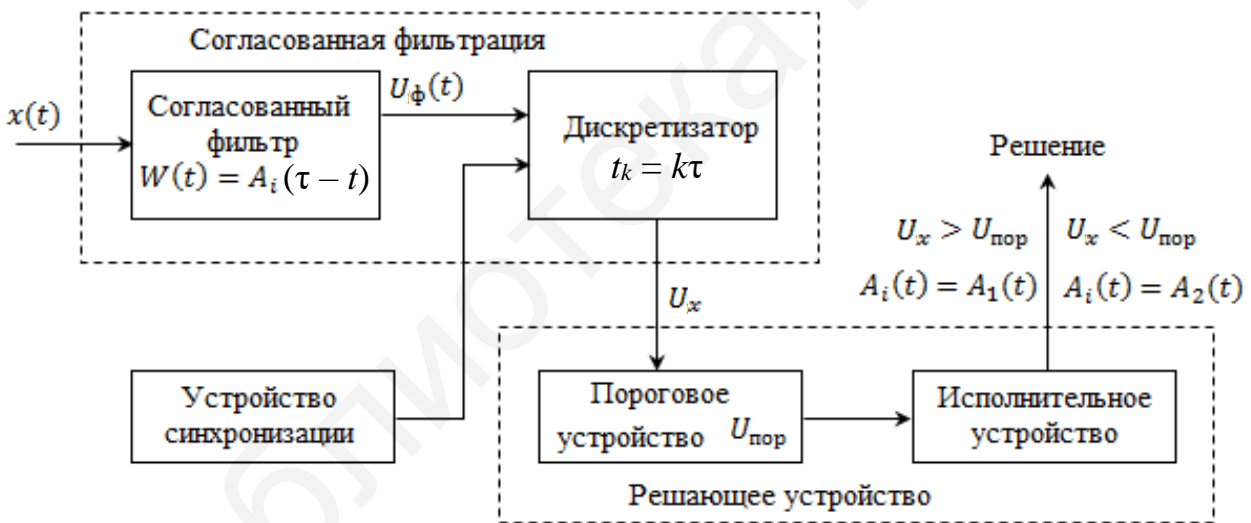


Рисунок 14.4 – Структурная схема оптимального приемника на базе согласованного фильтра

В таком оптимальном приемнике вся необходимая фильтрация сигнала, принятого на фоне помех, выполняется согласованным фильтром на высокой частоте. Никакой специальной демодуляции сигнала, прошедшего через согласованный фильтр, не требуется.

Перейдем к рассмотрению второго случая.



### 14.1.7 Оптимальные приемники сигналов с активной паузой

Сигналом с активной паузой называют такой сигнал, который излучается при передаче любого информационного символа, будь то единица или нуль. Очевидно, что такой сигнал должен принимать два различных значения. Правило оптимального различения в этом случае можно записать в двух вариантах:

$$1) \int_0^{\tau} x(t)A_1(t)dt - \int_0^{\tau} x(t)A_2(t)dt \begin{cases} > 0, \text{принят сигнал } A_1(t), \\ < 0, \text{принят сигнал } A_2(t); \end{cases}$$
$$2) \int_0^{\tau} x(t)\Delta A_{12}(t)dt \begin{cases} > 0, \text{принят сигнал } A_1(t), \\ < 0, \text{принят сигнал } A_2(t), \end{cases}$$

где  $\Delta A_{12}(t) = A_1(t) - A_2(t)$ .

Оба варианта имеют определенный физический смысл и могут рассматриваться как разные алгоритмы работы оптимального приемника сигналов с активной паузой. В соответствии с первым алгоритмом в оптимальном приемнике необходимо определять два корреляционных интеграла, брать их разность и отсчет этой разности в конце каждого интервала анализа  $\tau$  сравнивать с нулевым значением порога. Если отсчет больше нуля, принимается решение, что был передан символ  $A_1(t)$ , если отсчет меньше нуля, – символ  $A_2(t)$ . Подобная процедура может быть выполнена оптимальным приемником с двумя корреляторами либо с двумя согласованными фильтрами. Соответствующие схемы оптимальных приемников различения сигналов с активной паузой показаны на рисунках 14.5 и 14.6.

При втором варианте алгоритма работы оптимальный приемник должен вычислять один корреляционный интеграл и сравнивать его значение в конце каждого интервала анализа  $\tau$  с нулевым значением порога. Так же как и в предыдущих случаях, подобная процедура может быть выполнена либо приемником с коррелятором, либо приемником с согласованным фильтром. Схемы оптимальных приемников различения двух сигналов с активной паузой, соответствующие второму алгоритму, приведены на рисунках 14.7 и 14.8. Их структура получается проще, чем структура оптимальных приемников, соответствующих первому алгоритму.

Проведенное рассмотрение показывает, что оптимальные приемники различения двух известных точно сигналов могут иметь различную структуру, которая обеспечивает выполнение операций по анализу принятого колебания  $x(t)$  и принятию решения о том, какой сигнал был передан. Однако в основе всех приемников лежит либо корреляционный способ обработки принятого колебания  $x(t)$ , либо оптимальная фильтрация с помощью линейных фильтров, согласованных с сигналами.

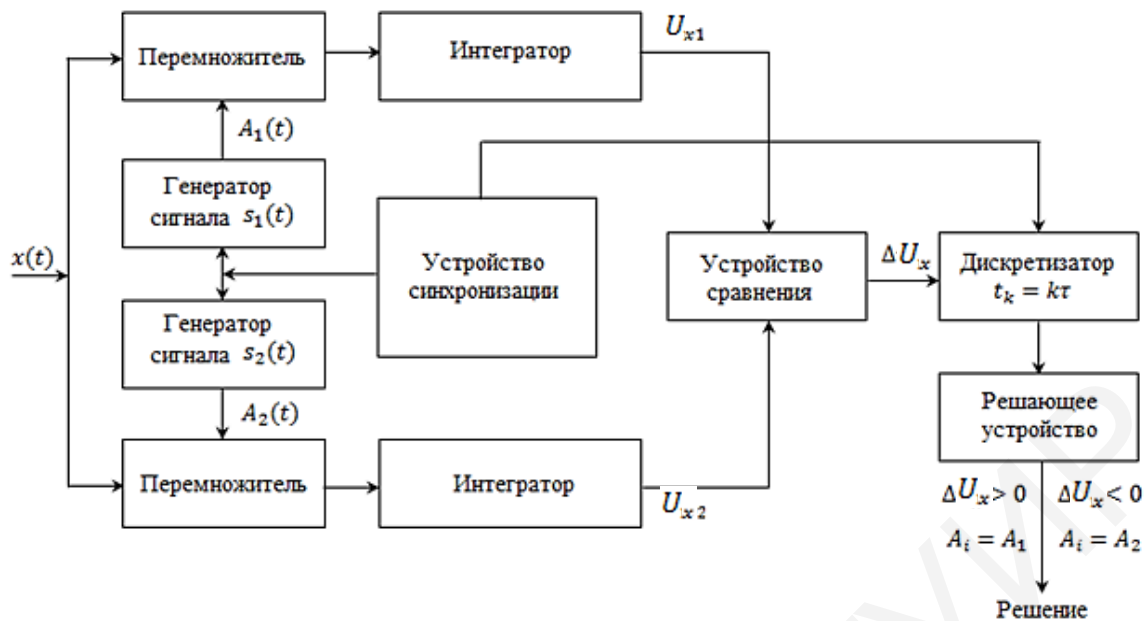


Рисунок 14.5 – Структурная схема корреляционного приемника сигналов с активной паузой

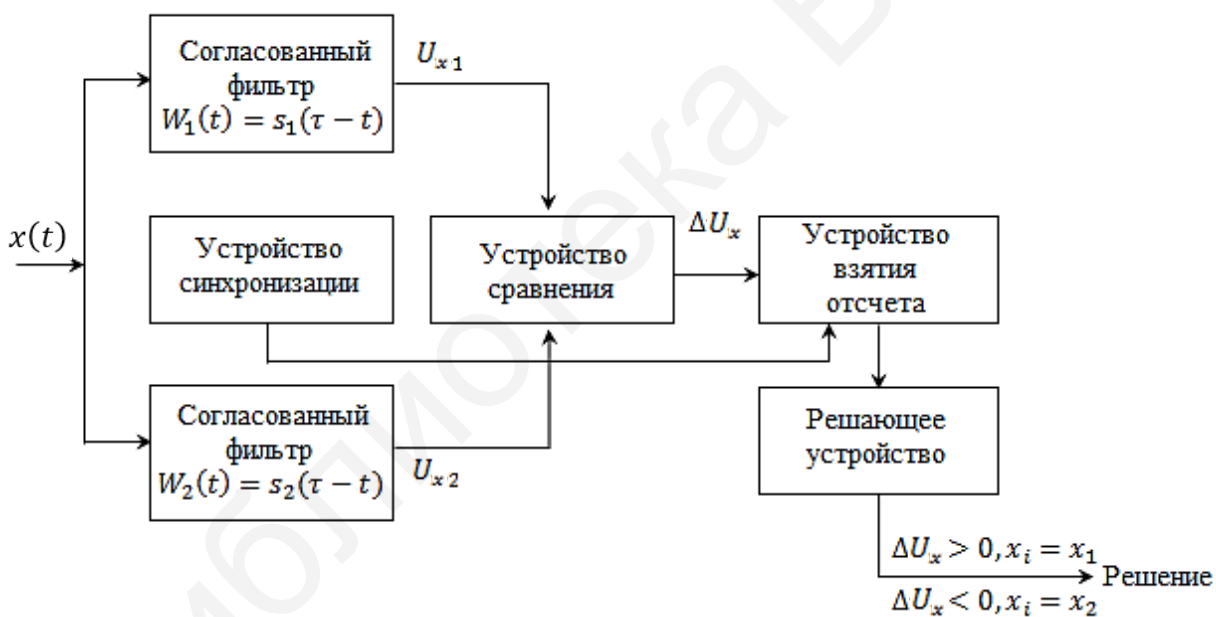


Рисунок 14.6 – Структурная схема приемника сигналов с активной паузой на базе согласованных фильтров

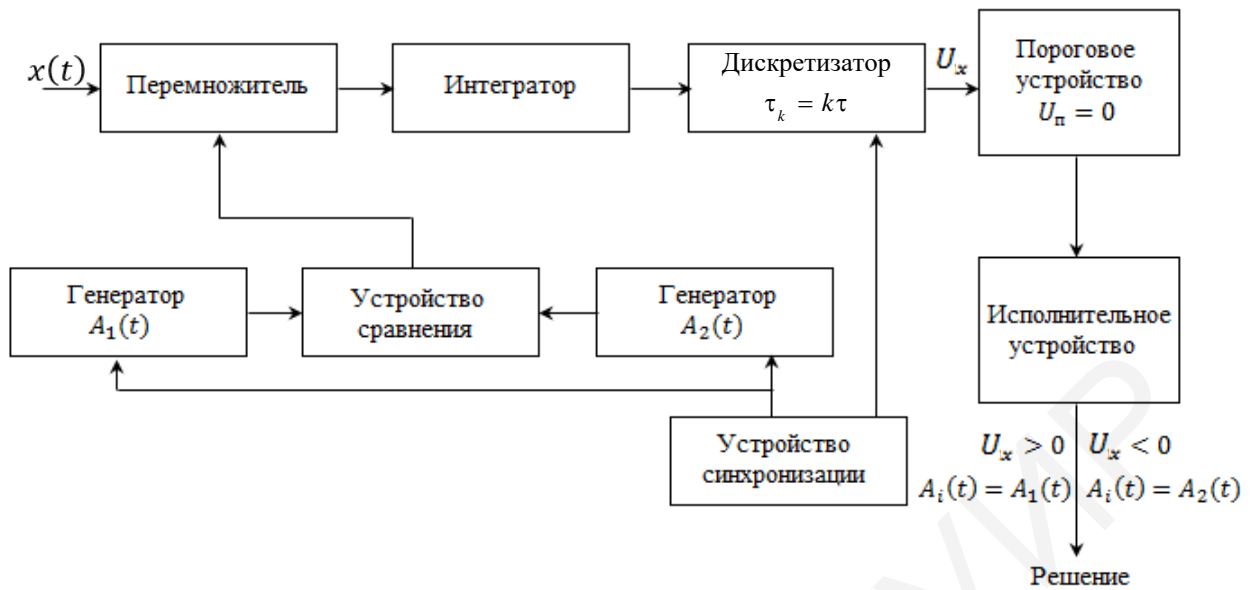


Рисунок 14.7 – Структурная схема приемника корреляционного типа, работающего по второму алгоритму

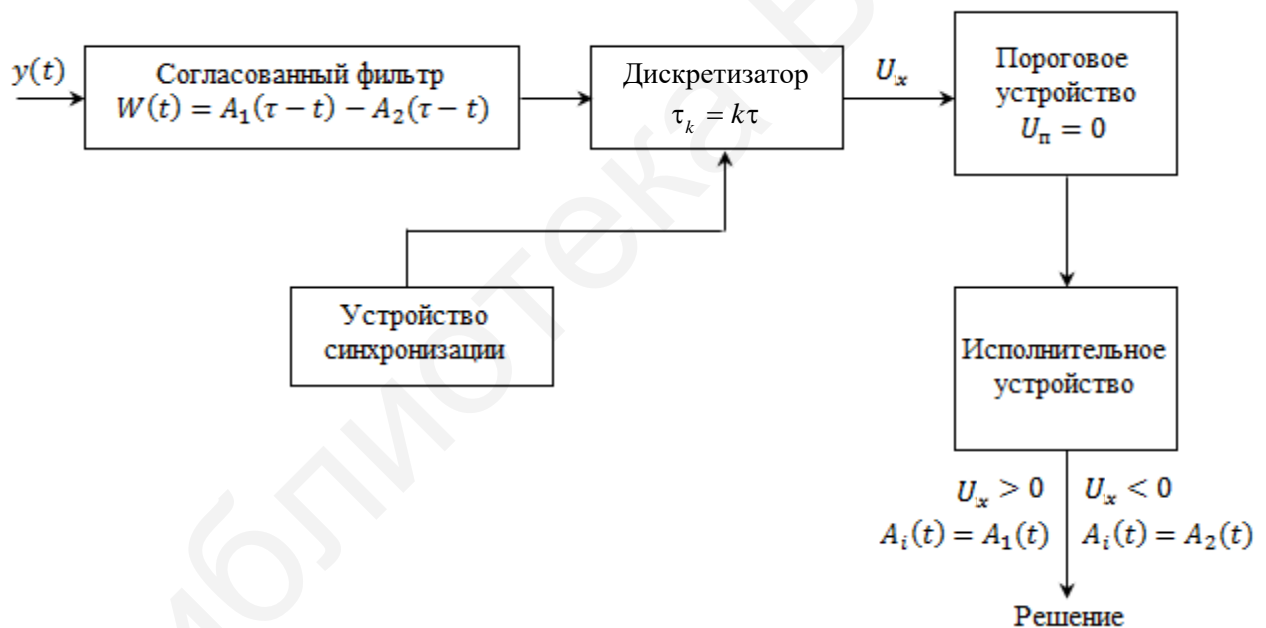


Рисунок 14.8 – Структурная схема приемника на базе согласованного фильтра, работающего по второму алгоритму

Итак, решение задачи различения на фоне белого шума двух известных точно сигналов позволило с помощью байесовского правила установить структуру оптимальных приемников, т. е. решить задачу синтеза оптимальной структуры приемной части цифровой системы связи.

### 14.1.8 Выводы

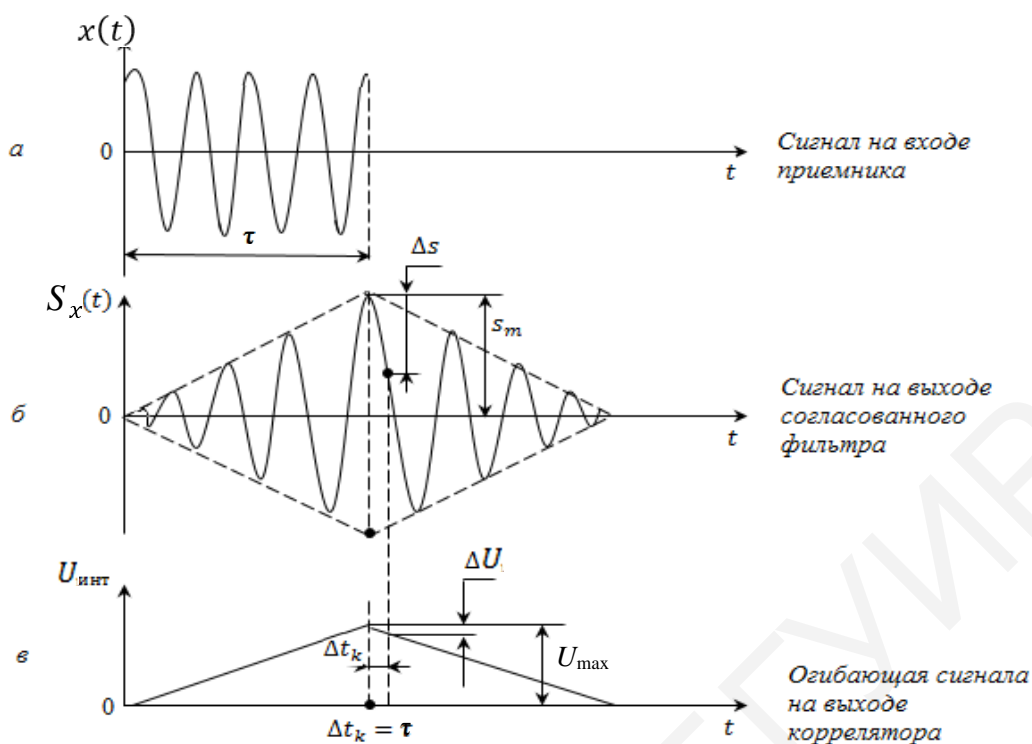
В пунктах 14.1.6 и 14.1.7 были подробно рассмотрены особенности оптимального приема двоичных сигналов в каналах с постоянными параметрами. Несмотря на простоту структуры оптимальных приемников их реализация оказывается во многих случаях сложной технической проблемой. Это объясняется тем, что для построения оптимального приемника необходимо точно знать несущую частоту принимаемого сигнала и его начальную фазу, а также быть уверенным в неизменности амплитуды принимаемых сигналов на интервале анализа. Строго говоря, реальных каналов с постоянными параметрами не существует. В реальных каналах параметры принимаемых сигналов всегда приобретают некоторые случайные отклонения, обусловленные нестабильностью характеристик передающего устройства, механическими колебаниями антенных устройств, изменениями параметров среды распространения, перемещениями передатчика или приемника в пространстве (при связи с подвижными объектами) и т. д. Такие отклонения приводят к рассогласованию между параметрами принятого сигнала и характеристиками оптимального приемника, построенного в соответствии с заранее известными образцами посылок сигнала.

Оптимальные приемники весьма чувствительны к такому рассогласованию, и, если оно превышает некоторое значение, их показатели резко ухудшаются. В зависимости от структуры оптимального приемника указанное рассогласование проявляет себя по-разному. Приемники с согласованными фильтрами очень критичны к небольшим рассогласованиям между моментом взятия отсчета выходного напряжения и моментом, когда это напряжение достигает максимума. Сказанное поясняется на рисунке 14.9: при незначительном отклонении момента взятия отсчета от значения  $t_k = \tau$  величина отсчета может резко уменьшиться по сравнению с максимальным значением и даже изменить свой знак (см. рисунок 14.9, б). Вместе с тем согласованные фильтры менее критичны к небольшим рассогласованиям по частоте и фазе.

Приемники с корреляторами наоборот менее критичны к нестабильности момента взятия отсчета (см. рисунок 14.9, в), но весьма критичны к рассогласованию между параметрами принимаемого сигнала и параметрами образцов посылок сигнала, формируемых в корреляционном приемнике.

Для уменьшения влияния указанных видов рассогласования при реализации оптимальных приемников необходимо непрерывно оценивать (измерять) параметры принимаемого сигнала и устранять появляющееся рассогласование. Эта процедура связана с заметным усложнением приемного устройства и увеличением его стоимости, что в ряде случаев не оправдывается тем повышением помехоустойчивости, которое достигается по сравнению с более простым приемником.

Поэтому при реализации приемных устройств в каналах с незначительными изменениями параметров часто и не стремятся к тому, чтобы полностью сохранить структуру приемников, обеспечивающих оптимальный прием с учетом этих изменений.



*a* – на входе; *б* – на выходе согласованного фильтра;  
*в* – на выходе коррелятора

Рисунок 14.9 – Схема приемника

Комбинируя положительные свойства оптимальных приемников с согласованными фильтрами и корреляторами, можно создать приемное устройство, в котором основную фильтрацию сигнала от помехи выполняет квазиоптимальный фильтр, а отсчет в конце интервала анализа входного колебания  $x(t)$  берется по огибающей посылки.

Как известно, **квазиоптимальными** называют такие линейные фильтры, частотная и фазовые характеристики которых заданы или выбраны заранее, и максимум отношения сигнала к шуму обеспечивается только выбором полосы пропускания. Исследования показывают, что для простых двоичных сигналов квазиоптимальные фильтры дают почти такие же результаты, как и оптимальные (проигрыш не превышает 1 дБ). В то же время квазиоптимальные фильтры малокритичны к сравнительно небольшим отклонениям частоты и не критичны к отклонениям фазы принимаемого сигнала.

Для получения огибающей посылки сигнала можно использовать обычный детектор огибающей или синхронный (когерентный) детектор. В последнем случае необходимо иметь опорное напряжение, аналогичное образцу сигнала в оптимальном корреляционном приемнике.

Основываясь на изложенных соображениях, иногда удастся значительно упростить реализацию приемников (а следовательно, уменьшить их стоимость),

сделать эти приемники малочувствительными к случайным изменениям некоторых характеристик канала связи и параметров принимаемого сигнала и в то же время не очень ухудшить их качественные показатели по сравнению с соответствующими оптимальными приемниками.

Далее некоторые наиболее применяемые в практике способы приема простых двоичных сигналов будем называть реальными способами приема. Структура приемных устройств при этом задается заранее на основе учета ряда факторов инженерного характера, о которых шла речь выше.

Существующие реальные способы приема можно разделить на две группы: когерентный прием и некогерентный прием. Эти виды приема могут быть применены для любых видов манипулированных сигналов. Однако для простых двоичных амплитудно-манипулированных (АМП) и частотно-манипулированных (ЧМП) сигналов когерентные способы приема обычно не используются. Это объясняется тем, что схемы когерентного приема значительно сложнее схем некогерентного, и если уж идти на такое усложнение, то целесообразнее применять фазоманипулированные (ФМП) сигналы. Схемы реальных приемников АМП, ЧМП и ФМП сигналов рассмотрены в [2].

## 14.2 Прием с зоной стирания

В приемнике Котельникова может быть реализован прием с зоной стирания (зоной неопределенности). Такой способ применяется для обнаружения ошибок. Зона стирания задается с помощью двух порогов  $\beta_1$  и  $\beta_2$ , таких, что приемник фиксирует «0», если  $I_1 - I_2 > \beta_1$ , фиксирует «1», если  $I_2 - I_1 > \beta_2$ , и фиксирует «неопределенность»  $X$ , если  $-\beta_2 < I_1 - I_2 < \beta_1$ . Вероятность трансформации в таком приемнике при  $\beta_2 = \beta_1$  может быть определена по формулам [41]:

$$\begin{aligned} P_{01} = P_{10} &= V(\alpha + \beta), \\ P_{0x} = P_{1x} &= V(\alpha - \beta) - V(\alpha + \beta). \end{aligned} \quad (14.15)$$

Вероятность правильного приема равна

$$P_{\text{прав}} = 1 - V(\alpha - \beta). \quad (14.16)$$

Для выполнения условий, при которых справедливы полученные в подразделах 14.2 и 14.3 формулы для идеального приемника, предполагается, что известны время прихода элементарного сигнала, значение фазы несущей частоты и амплитуды сигнала, но на практике это не всегда выполняется.

**Пример 14.1.** Команда телеуправления длительностью  $\tau = 20$  мс передается на линию связи методом амплитудной манипуляции. Напряжение флуктуационных помех  $U_{\text{п.ск}} = 0,02$  В, напряжение сигнала  $U_c = 0,1$  В. Определить вероятность подавления и воспроизведения ложной команды.

**Решение.** Для передачи радиоимпульса длительностью  $\tau = 20$  мс необходима полоса частот  $\Delta F = 2/\tau = 2 \cdot 10^3/20 = 100$  Гц. В соответствии с (14.7)  $\sigma_0 = 0,02/\sqrt{100} = 0,002$  В/Гц. Согласно (14.11)  $\alpha = 0,1\sqrt{0,02}/(0,002\sqrt{2}) = 5,01$ . Примем, что  $U_{\text{пор}} = 0,7U_c = 0,07$  В, тогда  $\beta = 0,07/0,02 = 3,5$ . По выражению (14.4)  $P_{10} = V(1,41 \cdot 5,01 - 3,5) = V(3,564)$ ; по выражению (14.5)  $P_{01} = V(3,5)$ . По таблице А.1 находим  $P_{10} = 1,85 \cdot 10^{-4}$ ;  $P_{01} = 2,326 \cdot 10^{-4}$ .

Для симметричного канала согласно (14.9)

$$P_{01} = P_{10} = P_1 = V(\alpha/\sqrt{2}) = V(5,01/1,41) = V(3,55) = 1,926 \cdot 10^{-4}.$$

**Пример 14.2.** Команда телеуправления длительностью  $\tau = 20$  мс передается на линию связи методом частотной манипуляции. Напряжение флуктуационной помехи  $U_{\text{п.ск}} = 0,02$  В, пороговое напряжение приемника  $U_{\text{пор}} = 0,7U_c$ . Выбрать такую амплитуду сигнала, чтобы вероятность подавления команды  $P_{10}$  была не больше чем  $10^{-14}$ , а возникновение ложной команды  $-P_{01} \leq 10^{-7}$ .

**Решение.** Зададим  $U_c = 0,1$  В. Для передачи частотно-манипулированного сигнала длительностью  $\tau = 20$  мс необходима полоса частот  $\Delta F = 2/\tau = 2 \cdot 10^3/20 = 100$  Гц. В соответствии с (14.7)  $\sigma_0 = 0,02/\sqrt{100} = 0,002$ . Согласно (3.12)  $\alpha = 0,1\sqrt{0,02}/0,002 = 7$ , а согласно (14.8)  $\beta = 0,7 \cdot 0,1/0,02 = 3,5$ . Если канал несимметричный, то расчет вероятностей  $P_{10}$  и  $P_{01}$  ведем по формулам (14.4) и (14.5). Тогда по (14.4) найдем  $P_{10} = V(7\sqrt{2} - 3,5) = V(6,4)$ , а по (14.5) найдем  $P_{01} = V(3,5)$ . По таблице А.1 находим, что  $P_{10} = 7,769 \cdot 10^{-11}$ , а  $P_{01} = 2,326 \cdot 10^{-4}$ . Таким образом, выбранное значение сигнала  $U_c = 0,1$  В не удовлетворяет поставленным условиям. Выберем  $U_c = 0,15$  В и сделаем перерасчет. Оказывается, что в этом случае  $P_{10} = V(9,7) = 1,507 \cdot 10^{-22}$ , а  $P_{01} = V(5,25) = 7,605 \cdot 10^{-8}$ , т. е. условие задачи выполнено.

Если канал симметричный, то согласно (14.9) при  $U_c = 0,1$  В,  $P_{01} = P_{10} = P_1 = V(4,96) = 3,605 \cdot 10^{-7}$ , что по вероятности подавления команды делает систему неудовлетворяющей требованиям задачи. Дополнительные расчеты показывают, что при  $U_c = 0,17$  В  $P_{01} = P_{10} = P_1 = V(8,43) = 1,728 \cdot 10^{-17}$  условие задачи выполняется.

В подразделах 14.1 и 14.2 получены выражения для расчета  $P_{01}$  и  $P_{10}$  для симметричных и несимметричных каналов. Данные вероятности являются исходными для определения помехоустойчивости кодовых сообщений. Рассмотрим вопросы помехоустойчивости двоичных избыточных кодов, кодов с обнаружением ошибок и кодов с обнаружением и исправлением ошибок.

### 14.3 Помехоустойчивость двоичных избыточных кодов

Кодовые комбинации состоят из условных единиц и нулей. При искажениях в кодовых комбинациях единица может быть подавлена помехой и перейти в нуль. Это означает, что сигнал «1» трансформировался в «0». Вероятность перехода  $1 \rightarrow 0$  обозначается как  $P_{10}$  (вероятность трансформации единицы в нуль). Вероятность ложного сигнала, т. е. перехода  $0 \rightarrow 1$ , возможна, если помеха возникает при отсутствии сигнала, т. е. когда посланный нуль трансформируется в единицу и обозначается  $P_{01}$ .

Таким образом, возможны два варианта передачи:

- правильная передача – при этом единица переходит в единицу, т. е.  $(1 \rightarrow 1)$ , а нуль переходит в нуль, т. е.  $(0 \rightarrow 0)$ , или  $P(1 \rightarrow 1) = P_{11}$  и  $P(0 \rightarrow 0) = P_{00}$ ;
- неправильная передача – при этом единица переходит в нуль, т. е.  $(1 \rightarrow 0)$ , или нуль переходит в единицу, т. е.  $(0 \rightarrow 1)$ , или  $P(1 \rightarrow 0) = P_{10}$  и  $P(0 \rightarrow 1) = P_{01}$ .

Вероятность правильной и неправильной передачи единицы и соответственно нуля определяется в соответствии с теоремой о полной группе событий:

$$P_{11} + P_{10} = 1, \quad (14.17)$$

$$P_{00} + P_{01} = 1. \quad (14.18)$$

Если  $P_{10} = P_{01}$ , то образуется симметричный канал, т. е. в симметричном канале  $P_{10} = P_{01} = P_1$  (см. выражение (14.9)).

При проектировании эти вероятности задаются:

- если состояние канала хорошее, то  $P_1 = 10^{-3} \dots 10^{-4}$ ;
- если плохое, то  $P_1 = 10^{-1} \dots 10^{-2}$  или определяются при испытаниях.

При передаче двоичными избыточными кодами возможно два случая:

- передача без ошибок, т. е. все сообщения переданы правильно и оцениваются вероятностью правильного приема  $P_{\text{пр}}$ ;
- передача с искажениями хотя бы одного элемента, которая оценивается вероятностью ошибки  $P_{\text{ош}}$ .

Вероятности  $P_{\text{пр}}$  и  $P_{\text{ош}}$  образуют полную группу событий, т. е.

$$P_{\text{пр}} + P_{\text{ош}} = 1. \quad (14.19)$$

При расчетах  $P_{\text{пр}}$  и  $P_{\text{ош}}$  придерживаются следующих положений из теории вероятностей:

- если в двоичном канале заданы вероятности двух переходов, то вероятности двух других переходов могут быть найдены на основе теоремы о полной группе событий (14.17) и (14.18);
- вероятность того, что одна комбинация перейдет в другую, равна произведению вероятностей переходов каждого символа.



Например, передана комбинация 11001. Под воздействием помех эта комбинация исказится так, что будет вместо нее принята комбинация 10011.

Определим, какова вероятность трансформации первой кодовой комбинации во вторую, если  $P_{10}$  и  $P_{01}$  известны.

Для такой трансформации необходимо, чтобы в принятой кодовой комбинации во втором элементарном сигнале произошла ошибка типа  $1 \rightarrow 0$ , а в четвертом  $0 \rightarrow 1$ . Все остальные элементы должны быть приняты верно. Согласно теореме умножения

$$P_{\text{тр}} = P_{11} \cdot P_{10} \cdot P_{00} \cdot P_{01} \cdot P_{11}.$$

Учитывая, что  $P_{11} = 1 - P_{10}$  и  $P_{00} = 1 - P_{01}$ , получим

$$P_{\text{тр}} = (1 - P_{10})^2 \cdot (1 - P_{01}) \cdot P_{01} \cdot P_{10}.$$

Таким образом, может быть определен любой член матрицы вероятностей трансформации:

$$P_{ij} = P_{01}^a \cdot P_{10}^b \cdot (1 - P_{10})^c \cdot (1 - P_{01})^d, \quad (14.20)$$

где  $a$  – число трансформации вида  $0 \rightarrow 1$ ;

$b$  – число трансформации вида  $1 \rightarrow 0$ ;

$c$  – число совпадающих единиц;

$d$  – число совпадающих нулей;

$a+b+c+d$  – число разрядов кодовой комбинации.

Определим вероятность правильной передачи. Для правильной передачи кодовой комбинации необходимо, чтобы были правильно переданы все ее элементы.

Пусть комбинация состоит из  $l$  нулей и  $m$  единиц. Тогда

$$P_{ij} = P_{\text{пр}} = P_{00}^l \cdot P_{11}^m = (1 - P_{01})^l \cdot (1 - P_{10})^m. \quad (14.21)$$

В частном случае для симметричного канала, когда  $P_{10} = P_{01} = P_1$ ,

$$P_{\text{пр}} = (1 - P_1)^n \approx 1 - nP_1 \text{ при } nP_1 \ll 1, \quad (14.22)$$

где  $n$  – число элементарных сигналов;

$P_1$  – вероятность ошибочной передачи одного элементарного сигнала.

Вероятность любой ошибки при передаче  $i$ -й комбинации равна

$$P_{\text{ош}i} = \sum_{j \neq i} P_{ij} = 1 - P_{\text{пр}}. \quad (14.23)$$

Для симметричного канала

$$P_{\text{ош}i} = 1 - (1 - P_1)^n \approx nP_1 \text{ при } P_1 \ll 1. \quad (14.24)$$

Если имеется  $M$  сообщений, то вероятность трансформации любого  $i$ -го сообщения в любое  $j$ -е сообщение, где  $i \neq j$ , определяется выражением

$$P_{\text{тpи}} = \sum_j^M P_{\text{тpи} \rightarrow j}.$$

Для оценки помехоустойчивости необходимо знать вероятности передачи каждого сообщения  $P_1, P_2, \dots, P_m$  и все условные вероятности трансформации одних сообщений в другие  $P_{ij}$ , задаваемые обычно в виде матрицы вероятностей трансформации:

$$\left\| \begin{array}{cccc} P_{00} & P_{01} & \dots & P_{0m-1} \\ P_{10} & P_{11} & \dots & P_{1m-1} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ P_{m-10} & P_{m-11} & \dots & P_{m-1m-1} \end{array} \right\|. \quad (14.25)$$

Вероятность возникновения ошибки при передаче  $i$ -го сообщения равна

$$P_{\text{оши}} = \sum_{j(j \neq i)} P_{ij}. \quad (14.26)$$

Средняя вероятность ошибки за такт (время, в течение которого осуществляется передача всех сообщений) найдется усреднением условных вероятностей ошибки по всем сообщениям с учетом вероятности их передачи:

$$\overline{P_{\text{оши}}} = \sum_i P_i \sum_{j(j \neq i)} P_{ij}. \quad (14.27)$$

**Пример 14.3.** Найти вероятность возникновения двух или трех ошибок при передаче кодовой комбинации А – 1111, если  $P_{10} = 10^{-3}$  и  $P_{01} = 10^{-4}$ .

**Решение.** При двух ошибках возможно  $C_4^2 = \frac{4 \cdot 3}{1 \cdot 2} = 6$  типов искажений:

Б – 1001, В – 1100, Г – 0110, Д – 0011, Е – 1010, Ж – 0101.

Тогда вероятность возникновения двух ошибок

$$\begin{aligned} P(2) &= P(A \rightarrow B) + P(A \rightarrow В) + P(A \rightarrow Г) + P(A \rightarrow Д) + P(A \rightarrow Е) + P(A \rightarrow Ж) = \\ &= P_{11}P_{10}P_{10}P_{11} + P_{11}P_{11}P_{10}P_{10} + P_{10}P_{11}P_{11}P_{10} + P_{10}P_{10}P_{11}P_{11} + P_{11}P_{10}P_{11}P_{10} + \\ &+ P_{11}P_{10}P_{11}P_{10} = 6P_{11}P_{11}P_{10}P_{10} = 6P_{11}^2 + P_{10}^2 = 6(1 - P_{10})^2 P_{10}^2 \approx 6 \cdot 10^{-6}. \end{aligned}$$

При трех ошибках возможно  $C_4^3 = \frac{4 \cdot 3 \cdot 2}{1 \cdot 2 \cdot 3} = 4$  типа искажений: З – 1000,

И – 0100, К – 0010, Л – 0001.

Тогда вероятность возникновения трех ошибок

$$\begin{aligned} P(3) &= P(A \rightarrow З) + P(A \rightarrow И) + P(A \rightarrow К) + P(A \rightarrow Л) = 4(1 - P_{10})P_{10}^3 \approx \\ &\approx 4 \cdot 10^{-9}(1 - 10^{-3}) \approx 4 \cdot 10^{-9}. \end{aligned}$$

Таким образом, вероятность возникновения трех ошибок существенно меньше вероятности возникновения двух ошибок.

**Пример 14.4.** Определить вероятность правильного приема и вероятность любой ошибки в простом двоичном коде с  $n = 5$  при передаче по симметричному каналу с  $P_1 = 10^{-3}$ .

**Решение.** В соответствии с выражением (14.22) вероятность правильного приема

$$P_{\text{пр}} = (1 - P_1)^n \approx 1 - 5P_1 = 1 - 5 \cdot 10^{-3} = 0,995.$$

Вероятность возникновения любой из ошибок согласно (14.23)

$$P_{\text{ош}} = 1 - (1 - P_1)^n \approx nP_1 = 5 \cdot 10^{-3}.$$

#### 14.4 Помехоустойчивость кодов с обнаружением ошибок

В кодах с обнаружением ошибок (с защитой) [14] требуется обычно определить условную вероятность возникновения необнаруженной ошибки  $P_{i\text{н.ош}}$  и условную вероятность возникновения обнаруженной ошибки  $P_{i\text{о.ош}}$  при передаче конкретной  $i$ -й комбинации или средние вероятности этих ошибок по всем кодовым комбинациям  $P_{\text{н.ош}}$  и  $P_{\text{о.ош}}$ . Обнаруживать ошибки позволяют избыточные коды, в которых все возможные комбинации разделены на разрешенные и запрещенные. Условная вероятность появления обнаруженной ошибки – это вероятность трансформации переданной  $i$ -й комбинации в одну из запрещенных комбинаций. Если перенумеровать разрешенные кодовые комбинации через  $1, 2, \dots, m$ , а запрещенные через  $(m + 1), (m + 2), \dots, N$ , то условная вероятность возникновения обнаруженной ошибки равна

$$P_{i\text{о.ош}} = \sum_{j=m+1}^N P_{ij}. \quad (14.28)$$

Условная вероятность возникновения необнаруженной ошибки равна

$$P_{i\text{н.ош}} = \sum_{j=1}^m P_{ij}. \quad (14.29)$$

Вероятности правильного приема  $P_{\text{пр}}$ , возникновения обнаруженной ошибки  $P_{\text{о.ош}}$  и возникновения необнаруженной ошибки  $P_{\text{н.ош}}$  образуют полную группу событий, т. е.

$$P_{\text{прав}} + P_{\text{о.ош}} + P_{\text{н.ош}} = 1. \quad (14.30)$$

Для оценки помехоустойчивости достаточно знать хотя бы значение двух вероятностей, так как третья находится на основе теоремы о полной группе событий.

Симметричный канал является частным случаем несимметричного канала, а поэтому принципиально расчет трансформации для симметричного канала можно производить так же, как и для несимметричного, по выражениям (14.28) и (14.29). Однако для симметричного канала имеются более простые методы расчета трансформации. Вводится понятие вектора ошибки и определяется вероятность его возникновения. Например, переданная комбинация 01010 была искажена и принята как 10110. Складывая обе комбинации по модулю 2, мы получаем вектор ошибки 11100. Отсутствию ошибок соответствует вектор ошибки, состоящий из одних нулей. Вероятность возникновения такого вектора равна вероятности правильного приема:

$$P_{\text{прав}} = P(0000\dots 0) = (1 - P_1)^n, \quad (14.31)$$

где  $P_1$  – вероятность ошибочного приема одного элемента кодовой комбинации;  $n$  – разрядность кода.

Вероятность того, что в  $i$ -м разряде возникла ошибка, а все остальные символы приняты верно,

$$P_1(1 - P_1)^{n-1}.$$

Такая ошибка может возникнуть в любом из  $n$  символов. В итоге возникает  $n$  различных векторов с одной единицей или можно записать, что таких векторов будет  $C_n^1$ . Вероятность возникновения любого вектора с одной единицей равна сумме вероятностей возникновения всех этих векторов, т. е.

$$P(1) = C_n^1 P_1^1 (1 - P_1)^{n-1}.$$

По аналогии можно записать для вероятности возникновения двух ошибок:

$$P(2) = C_n^2 P_1^2 (1 - P_1)^{n-2},$$

и в общем случае вероятность возникновения  $k$  ошибок ( $k < n$ )

$$P(k) = C_n^k P_1^k (1 - P_1)^{n-k}. \quad (14.32)$$

Выражение (14.32) носит название формулы Бернулли и позволяет определить вероятность возникновения искажения кратностью  $k$  при известной вероятности искажения элементарного сигнала.

Тогда вероятность появления обнаруженных ошибок определяется выражением

$$P_{\text{о.ош}} = \sum_{k=1}^l P(k), \quad (14.33)$$

где  $l$  – наибольшая кратность обнаруживаемых ошибок.

Вероятность ошибочного приема определяется выражением

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{k=1}^r P(k), \quad (14.34)$$

где  $r$  – наибольшая кратность необнаруживаемых ошибок.

Пользуясь выражением (14.32), определим условную вероятность возникновения необнаруженной ошибки  $P_{\text{н.ош}}$  и обнаруженной ошибки  $P_{\text{о.ош}}$  для некоторых кодов, рассмотренных в [14].

#### 14.4.1 Помехоустойчивость кода с проверкой на четность (нечетность)

В таком коде обнаруживаются все одиночные ошибки и все ошибки нечетной кратности с вероятностью

$$\begin{aligned} P_{\text{о.ош}} &= P(1) + P(3) + P(5) + \dots = C_n^1 P_1^1 (1 - P_1)^{n-1} + C_n^3 P_1^3 (1 - P_1)^{n-3} + \\ &+ C_n^5 P_1^5 (1 - P_1)^{n-5} + \dots = \sum_{i=1}^{E\left(\frac{n}{2}\right)+1} C_n^{2i-1} P_1^{2i-1} (1 - P_1)^{n-2i+1}, \end{aligned} \quad (14.35)$$

где  $E$  – целая часть числа, стоящего в скобках.

Все четные ошибки не обнаруживаются и образуют ложный прием с вероятностью

$$P_{\text{н.ош}} = P(2) + P(4) + P(6) + \dots = \sum_{i=1}^{E\left(\frac{n}{2}\right)} C_n^{2i} P_1^{2i} (1 - P_1)^{n-2i}. \quad (14.36)$$

Вероятность правильного приема в соответствии с выражением (14.31) будет равна

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^n. \quad (14.37)$$

#### 14.4.2 Помехоустойчивость кода с постоянным весом

Необнаруженная ошибка имеет место, если произошло искажение типа «смещение», тогда вероятность ошибочного приема в коде  $C_n^m$  равна

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{i=1}^m C_m^i C_{n-m}^{i-m} P_1^{2i} (1 - P_1)^{n-2i}. \quad (14.38)$$

Вероятность правильного приема равна

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^n. \quad (14.39)$$

Тогда вероятность появления обнаруживаемых ошибок можно определить из (14.30) и она будет равна

$$P_{\text{о.ош}} = 1 - (1 - P_1)^n - \sum_{i=1}^m C_m^i C_{n-m}^i P_1^{2i} (1 - P_1)^{n-2i}. \quad (14.40)$$

#### 14.4.3 Помехоустойчивость кода с повторением

Рассмотрим случай, когда общее число элементов удваивается ( $n = 2n_0$ ). Такой код не обнаруживает ошибок, возникающих в сравниваемых при приеме разрядах двух частей кода. Вероятность ошибочного приема в данном коде

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{i=1}^{\frac{n}{2}} C_{\frac{n}{2}}^i P_1^{2i} (1 - P_1)^{n-2i}. \quad (14.41)$$

Вероятность правильного приема будет

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^n = (1 - P_1)^{2n_0}. \quad (14.42)$$

Тогда вероятность появления обнаруживаемых ошибок

$$P_{\text{о.ош}} = 1 - (1 - P_1)^n - \sum_{i=1}^{\frac{n}{2}} C_{\frac{n}{2}}^i P_1^{2i} (1 - P_1)^{n-2i}. \quad (14.43)$$

#### 14.4.4 Помехоустойчивость инверсного кода

Инверсный код позволяет обнаруживать ошибки любой кратности за исключением таких, когда искажены два информационных символа и соответствующие им два контрольных, четыре информационных и соответствующие им четыре контрольных и т. д. Таким образом, вероятность ошибочного приема равна

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{i=1}^{\frac{n}{4}} C_{\frac{n}{2}}^{2i} P_1^{4i} (1 - P_1)^{n-4i}. \quad (14.44)$$

Вероятность правильного приема будет равна

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^n. \quad (14.45)$$

Вероятность возникновения обнаруживаемых ошибок в соответствии с выражением (14.30) будет равна

$$P_{\text{о.ош}} = 1 - (1 - P_1)^n - \sum_{i=1}^{\frac{n}{4}} C_{\frac{n}{2}}^{2i} P_1^{4i} (1 - P_1)^{n-4i}. \quad (14.46)$$

#### 14.4.5 Помехоустойчивость корреляционного кода

Необнаруживаемая ошибка будет иметь место в том случае, если будут искажены два рядом стоящих элемента, соответствующих одному элементу исходного кода. Тогда вероятность ошибочного приема будет определяться выражением

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{i=1}^n C_n^2 C_{\frac{n}{2}}^i P_1^{2i} (1 - P_1)^{n-2i}. \quad (14.47)$$

Вероятность правильного приема будет равна

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^n. \quad (14.48)$$

Тогда вероятность появления обнаруживаемых ошибок равна

$$P_{\text{о.ош}} = 1 - P_{\text{н.ош}} - P_{\text{прав}}. \quad (14.49)$$

**Пример 14.5.** Найти вероятность возникновения обнаруженных и необнаруженных ошибок в коде  $C_3^1$ , если  $P_{10} = 10^{-3}$ , а  $P_{01} = 10^{-4}$ .

**Решение.** Код  $C_3^1$  состоит из трех комбинаций: А – 100, Б – 010, В – 001. Это так называемые разрешенные кодовые комбинации, поскольку в каждой из них содержится по одной единице. Пусть в канал связи передается комбинация А – 100. В результате воздействия помех она может трансформироваться в одну из трех разрядных комбинаций, показанных на рисунке 14.3.

Как следует из рисунка 14.10, вероятность возникновения необнаруженной ошибки согласно (14.29) будет определяться суммой вероятностей переходов:

$$P_{\text{н.ош}} = P(A \rightarrow Б) + P(A \rightarrow В) = 2P_{10}P_{01}(1 - P_{01}).$$

Вероятность возникновения обнаруженной ошибки согласно (14.28) равна вероятности перехода в одну из запрещенных кодовых комбинаций:

$$P_{\text{о.ош}} = P(A \rightarrow Г) + P(A \rightarrow Д) + P(A \rightarrow Е) + P(A \rightarrow Ж) + P(A \rightarrow З) = \\ = P_{10}P_{01}^2 + 2P_{01}(1 - P_{01})(1 - P_{10}) + P_{10}(1 - P_{01})^2 + P_{01}^2(1 - P_{10}).$$

Подставляя значения вероятностей  $P_{10}$  и  $P_{01}$ , найдем  $P_{\text{н.ош}} = 10^{-7}$  и  $P_{\text{о.ош}} = 1,2 \cdot 10^{-3}$ .

Из примера следует, что вероятность возникновения необнаруженной ошибки значительно меньше вероятности возникновения обнаруженной ошибки. Если аналогичные расчеты проделать для другой комбинации  $C_3^1$ , то получится тот же результат.

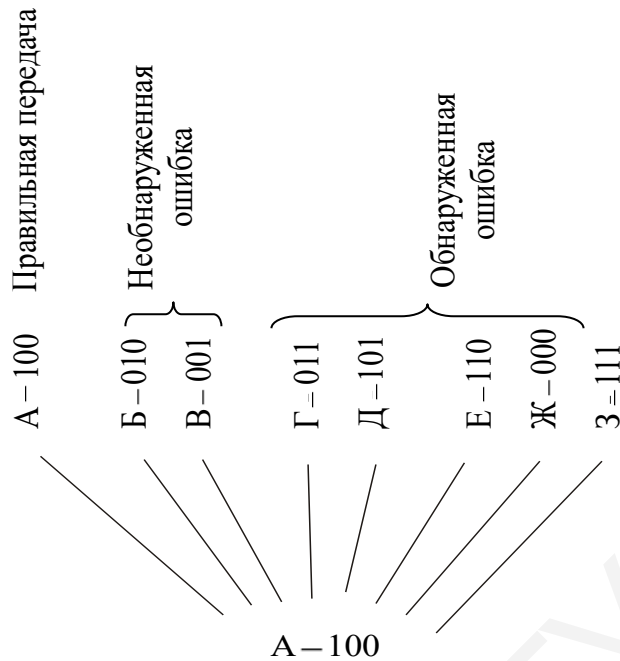


Рисунок 14.10 – Граф трансформаций кодовой комбинации при передаче по каналу связи

**Пример 14.6.** Определить вероятности возникновения обнаруженных, не-обнаруженных ошибок и правильного приема кодовых комбинаций в коде  $C_3^1$ , если канал симметричный с  $P_1 = 10^{-3}$ .

**Решение.** В соответствии с выражением (14.38)

$$P_{\text{н.ош}} = C_1^1 C_{3-1}^1 P_1^2 (1 - P_1)^1 = 2 \cdot (10^{-3})^2 (1 - 10^{-3}) \approx 2 \cdot 10^{-6}.$$

Вероятность правильного приема найдем из выражения (14.39):

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^3 = (1 - 0,001)^3 \approx 0,997.$$

Вероятность обнаруженной ошибки найдем из выражения (14.40):

$$P_{\text{о.ош}} = 1 - 0,997 - 2 \cdot 10^{-6} = 2,998 \cdot 10^{-3}.$$

**Пример 14.7.** Определить вероятность возникновения обнаруженных и не-обнаруженных ошибок в коде с защитой на четность длиной  $n = 5$ . Канал симметричный с  $P_1 = 2 \cdot 10^{-2}$ .

**Решение.** Вероятность обнаружения ошибок найдем из выражения (14.35):

$$P_{\text{о.ош}} = C_5^1 P_1^1 (1 - P_1)^4 + C_5^3 P_1^3 (1 - P_1)^2 + C_5^5 P_1^5 (1 - P_1)^0 \approx 10^{-2}.$$

Вероятность возникновения необнаруженных ошибок согласно (14.36):

$$P_{\text{н.ош}} = P(2) + P(4) = C_5^2 P_1^2 (1 - P_1)^3 + C_5^4 P_1^4 (1 - P_1) \approx 4 \cdot 10^{-5}.$$



## 14.5 Помехоустойчивость кодов с обнаружением и исправлением ошибок

Для данных кодов вероятность правильного приема  $P_{\text{прав}}^*$ , возникновение обнаруженной ошибки  $P_{\text{о.ош}}$ , возникновение необнаруженной ошибки  $P_{\text{н.ош}}$  и исправления  $P_{\text{исп}}$  составляют полную группу событий, т. е.

$$P_{\text{прав}}^* + P_{\text{исп}} + P_{\text{о.ош}} + P_{\text{н.ош}} = 1. \quad (14.50)$$

Полная вероятность правильного приема включает в себя и вероятность исправления:

$$P_{\text{прав}} = P_{\text{пр}}^* + P_{\text{исп}}. \quad (14.51)$$

Используя формулу Бернулли, определим указанные вероятности для следующих кодов.

### 14.5.1 Помехоустойчивость итеративного кода

Рассмотрим блок, содержащий  $m$  строк и  $n$  столбцов, которые включают в себя строку и столбец защиты по паритету (кодом с проверкой на четность или нечетность). Данный код имеет кодовое расстояние  $d = 4$  и позволяет исправлять одиночные ошибки. Тогда согласно (14.51) полная вероятность правильного приема будет равна

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^{n+m} + C_{n+m}^1 P_1 (1 - P_1)^{n+m-1}. \quad (14.52)$$

Ложный прием в итеративном коде обусловливается искажениями, приводящими к появлению четных ошибок одновременно в строках и столбцах. Так, вероятность ложного приема из-за четырехкратных ошибок равна

$$P_{\text{н.ош}} = C_n^2 C_m^2 P_1^4 (1 - P_1)^{n+m-4}. \quad (14.53)$$

**Пример 14.8.** По каналу связи с вероятностью искажения элементарной посылки  $P_1 = 10^{-2}$  передается защищаемый итеративным кодом блок информации, содержащий 16 кодовых слов по восемь элементов в каждом. Определить вероятности исправления одиночных ошибок, правильного приема, появления необнаруженных и обнаруженных ошибок (ошибки кратности более четырех не учитывать).

**Решение.** Вероятность правильного приема равна

$$P_{\text{прав}}^* = (1 - P_1)^{n+m} = (1 - 10^{-2})^{24} = 0,99^{24} = 0,779.$$

Определим вероятность исправления из выражения

$$P_{\text{исп}} = C_n^1 + mP_1^1(1 - P_1)^{n+m-1} = C_{16+8}^1 \cdot 10^{-2}(1 - 10^{-2})^{23} = 0,190.$$

Полная вероятность правильного приема равна

$$P_{\text{прав}} = P_{\text{прав}}^* + P_{\text{исп}} = 0,969.$$

По выражению (14.53) находим вероятность ошибочного приема:

$$P_{\text{н.ош}} = C_{16}^2 C_8^2 \cdot 10^{-8}(1 - 10^{-2})^{20} = 120 \cdot 28 \cdot 10^{-8} \cdot 0,99^{20} = 0,273 \cdot 10^{-4}.$$

Вероятность появления обнаруженных ошибок найдем из (14.50):

$$P_{\text{о.ош}} = 1 - P_{\text{прав}} - P_{\text{н.ош}} = 1 - 0,969 - 0,273 \cdot 10^{-4} = 0,031.$$

#### 14.5.2 Помехоустойчивость кода Хэмминга с $d = 4$

Данный код позволяет исправлять одиночные и обнаруживать двойные ошибки.

Полная вероятность правильного приема определяется выражением

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^n + C_n^1 P_1^1 (1 - P_1)^{n-1}. \quad (14.54)$$

Ошибочный прием при  $d = 4$  обусловлен ошибкой кратности, большей двух, и оценивается вероятностью

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{i=3}^n C_n^i P_1^i (1 - P_1)^{n-i}. \quad (14.55)$$

Вероятность возникновения обнаруженной ошибки равна

$$P_{\text{о.ош}} = C_n^2 P_1^2 (1 - P_1)^{n-2}. \quad (14.56)$$

**Пример 14.9.** Оценить достоверность передачи сообщений, закодированных в коде Хэмминга (8, 4) с  $d = 4$ , по каналу связи с вероятностью искажения элементарного символа  $P_1 = 5 \cdot 10^{-2}$ .

**Решение.** Определим вероятность возникновения обнаруженной ошибки из (14.56):

$$P_{\text{о.ош}} = C_8^2 P_1^2 (1 - P_1)^6 = 28 \cdot 0,05^2 \cdot 0,95^6 = 0,063175.$$

По формуле (14.55) определим вероятность ошибочного приема (учитываем искажения, кратные трем и четырем):

$$P_{\text{н.ош}} = C_8^3 P_1^3 (1 - P_1)^5 + C_8^4 P_1^4 (1 - P_1)^4 = \\ = 56 \cdot 0,05^3 \cdot 0,95^5 + 70 \cdot 0,05^4 \cdot 0,95^4 = 5,7 \cdot 10^{-3}.$$

Вероятность правильного приема с учетом исправления одиночных ошибок найдем из (14.50):

$$P_{\text{прав}} = 1 - P_{\text{о.ош}} - P_{\text{н.ош}} = 0,931.$$

### 14.5.3 Помехоустойчивость циклического кода

Данные коды в зависимости от кодового расстояния могут обнаруживать и исправлять не только единичные ошибки любой кратности, но и пакеты ошибок. Обнаруживаются все ошибки кратностью  $m \leq d - 1$  и исправляются ошибки кратностью  $S = (d - 1)/2$ .

Если циклический код только обнаруживает ошибки, то вероятность обнаружения будет равна

$$P_{\text{о.ош}} = \sum_{i=1}^{d-1} C_n^i P_1^i (1 - P_1)^{n-i}. \quad (14.57)$$

Вероятность правильного приема будет определяться выражением

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^n. \quad (14.58)$$

Вероятность возникновения необнаруженных ошибок оценивается выражением

$$P_{\text{н.ош}} = \frac{1}{2^{n-k}} \sum_{i=d}^n C_n^i P_1^i (1 - P_1)^{n-i}. \quad (14.59)$$

Для циклического кода, позволяющего исправлять все ошибки кратностью  $S$ , вероятность исправления оценивается выражением

$$P_{\text{исп}} = \sum_{i=1}^{(d-1)/2} C_n^i P_1^i (1 - P_1)^{n-i}. \quad (14.60)$$

**Пример 14.10.** Оценить вероятность ошибочного приема и защитного отказа сообщений, закодированных в циклическом коде  $(15, 7)$  с  $d = 5$ , и позволяющего обнаруживать пакеты ошибок длиной до  $m = 4$ , если вероятность искажения элементарной посылки в канале связи  $P_1 = 10^{-2}$ .

**Решение.** Вероятность появления обнаруживаемых ошибки определим из выражения (14.57):

$$P_{\text{о.ош}} = \sum_{i=1}^4 C_{15}^i P_1^i (1 - P_1)^{15-i} = C_{15}^1 P_1^1 (1 - P_1)^{14} + C_{15}^2 P_1^2 (1 - P_1)^{13} + \\ + C_{15}^3 P_1^3 (1 - P_1)^{12} + C_{15}^4 P_1^4 (1 - P_1)^{11} = 15 \cdot 0,01 \cdot 0,99^{14} + 105 \cdot 0,01^2 \cdot 0,99^{13} + \\ + 455 \cdot 0,01^3 \cdot 0,99^{12} + 1365 \cdot 0,01^4 \cdot 0,99^{11} \approx 1,4 \cdot 10^{-1}.$$

Вероятность ошибочного приема сообщений, пораженных пакетами ошибок, согласно формуле (14.59) равна

$$P_{\text{н.ош}} = \frac{1}{2^8} (C_{15}^5 P_1^5 (1 - P_1)^{10} + C_{15}^6 P_1^6 (1 - P_1)^9 + C_{15}^7 P_1^7 (1 - P_1)^8 + \dots) \approx \\ \approx 3,9 \cdot 10^{-3} (3003 \cdot 0,01^5 (1 - 0,01)^{10} + 5005 \cdot 0,01^6 (1 - 0,01)^9 + \\ + 6435 \cdot 0,01^7 (1 - 0,01)^8) \approx 1,05 \cdot 10^{-9}.$$

#### 14.5.4 Помехоустойчивость кода Рида – Соломона

Коды Рида – Соломона чрезвычайно эффективны для исправления пакетов ошибок, т. е. они оказываются эффективными в каналах с памятью. Также они хорошо зарекомендовали себя в каналах с большим набором входных сигналов. Особенностью кода Рида – Соломона является то, что к коду длиной  $n$  можно добавить два информационных символа, не уменьшая при этом минимального расстояния. Такой расширенный код имеет длину  $n + 2$  и то же количество символов контроля четности, что и исходный код. Вероятность появления ошибки в декодированном символе  $P_E$  можно записать через вероятность появления ошибки в канальном символе  $P_1$  в следующем виде [18]:

$$P_E = \frac{1}{2^{m-1}} \sum_{i=t+1}^{2^{m-1}} i C_{2^{m-1}}^i P_1^i (1 - P_1)^{2^{m-1}-i}. \quad (14.61)$$

Здесь  $t$  – количество ошибочных битов в символе, которые может исправить код, а символы содержат  $m$  битов каждый.

Для некоторых типов модуляции вероятность битовой ошибки  $P_B$  можно ограничить сверху вероятностью символьной ошибки. Для модуляции МЧМ с  $M = 2^m$  связь  $P_B$  и  $P_E$  выражается формулой [18]

$$\frac{P_B}{P_E} = \frac{2^{m-1}}{2^{m-1}}. \quad (14.62)$$

#### 14.5.5 Помехоустойчивость расширенного код Голея

Для расширенного кода Голея (24, 12)  $d_{\min} = 8$ , поэтому можно сказать, что код гарантирует исправление всех трехбитовых ошибок. Кроме того, декодер можно сконструировать так, чтобы он исправлял некоторые модели с четырьмя ошибками. Поскольку исправить можно только 16,7 % моделей с четырьмя ошибками, декодер для упрощения обычно реализуется для исправления только трехбитовых и обнаружения четырехбитовых моделей ошибки. Если предположить жесткое декодирование, то вероятность битовой ошибки для расширенного кода Голея можно представить как функцию вероятности  $P_1$  ошибки в канальном символе:

$$P_B = \frac{1}{24} \sum_{j=4}^{24} i C_{24}^i P_1^i (1 - P_1)^{24-i}. \quad (14.63)$$

Полная вероятность правильного приема определяется выражением

$$P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^{24} + \sum_{i=1}^3 C_{24}^i P_1^i (1 - P_1)^{24-i}, \quad (14.64)$$

где второе слагаемое определяет вероятность исправления трехбитовых ошибок. Вероятность возникновения обнаруженной ошибки равна

$$P_{\text{о.ош}} = C_{24}^4 P_1^4 (1 - P_1)^{20}. \quad (14.65)$$

Вероятность возникновения необнаруженной ошибки равна

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{i=5}^{24} C_{24}^i P_1^i (1 - P_1)^{24-i}. \quad (14.66)$$

### 14.5.6 Помехоустойчивость ортогонального кода

Точно так же, как  $M$ -арная передача сигналов с ортогональной модуляцией (такой, как МЧМ) понижает  $P_B$ , кодирование информации ортогональным набором сигналов при когерентном детектировании дает абсолютно такой же результат. Для одинаковых, равноэнергетических ортогональных сигналов вероятность ошибки в кодовом слове (символе)  $P_E$  можно оценить сверху [18]:

$$P_E(M) \leq (M - 1) V \left( \sqrt{\frac{E_s}{P_0}} \right), \quad (14.67)$$

где  $M$  – размер набора кодовых слов ( $M = 2^k$ , где  $k$  – это число информационных бит в кодовом слове);

$E_s$  – энергия кодового слова ( $E_s = kE_b$ ).

При фиксированном  $M$  с ростом  $E_b/P_0$  оценка становится все более точной; уже для  $P_E(M) \leq 10^{-3}$  уравнение (14.67) является довольно хорошим приближением. Для определения вероятности появления ошибочного бита мы будем использовать связь между  $P_B$  и  $P_E$ , которая дается уравнением

$$\frac{P_B(k)}{P_E(k)} = \frac{2^{k-1}}{2^k - 1}, \quad \text{или} \quad \frac{P_B(M)}{P_E(M)} = \frac{M/2}{(M-1)}. \quad (14.68)$$

В результате объединения уравнений (14.67) и (14.68) вероятность появления ошибочного бита можно оценить следующим образом:

$$P_B(k) \leq (2^{k-1}) V \left( \sqrt{\frac{kE_B}{P_0}} \right), \quad \text{или} \quad P_B(M) \leq \frac{M}{2} V \left( \sqrt{\frac{kE_B}{P_0}} \right). \quad (14.69)$$

### 14.5.7 Помехоустойчивость биортогонального кода

Для одинаковых, равноэнергетических биортогональных сигналов вероятность ошибки в кодовом слове (символе) можно оценить следующим образом:

$$P_E(M) \leq (M - 2)V \left( \sqrt{\frac{E_s}{P_0}} \right) + V \left( \sqrt{\frac{2E_s}{P_0}} \right). \quad (14.70)$$

При фиксированном  $M$  ростом  $E_b/P_0$  оценка становится все более точной. Зависимость  $P_B(M)$  от  $P_E(M)$  является довольно сложной, но ее можно аппроксимировать следующим образом:

$$P_B(M) \approx \frac{P_E(M)}{2}.$$

Это приближение становится достаточно хорошим при  $M > 8$ . Таким образом, можно записать следующее:

$$P_B(M) \leq \frac{1}{2} \left[ (M - 2)V \left( \sqrt{\frac{E_s}{P_0}} \right) + V \left( \sqrt{\frac{2E_s}{P_0}} \right) \right]. \quad (14.71)$$

Следует отметить, что биортогональные коды значительно снижают  $P_B$  по сравнению с ортогональными кодами и требуют только половину полосы пропускания ортогональных кодов.

### 14.5.8 Помехоустойчивость трансортогонального кода

Вероятность появления ошибочного бита можно оценить по выражениям для ортогональных кодов (14.67), как

$$P_E(M) \leq (M - 1)V \left( \sqrt{\frac{E_s}{P_0}} \right),$$

где размер набора кодовых слов  $M$  равен  $2^k$ , где  $k$  – это число информационных битов в кодовом слове, а  $E_s = kE_b$  является энергией кодового слова.

Вероятность появления ошибочного бита можно оценить следующим образом:

$$P_B(M) \leq \frac{M}{2} V \left( \sqrt{\frac{kE_B}{P_0}} \right).$$

Сравнивая достоверность передачи ортогонального, биортогонального и трансортогонального (симплексного) кодов, можно сказать, что при больших  $M$  все три схемы очень похожи между собой в смысле достоверности передачи. При этом биортогональное кодирование по сравнению с другими кодами требует лишь половины полосы пропускания.

## 14.6 Помехоустойчивость систем передачи цифровой информации с дублированием сообщений

Дублирование сообщений основано на многократном повторении кодовых избыточных сообщений [5]. При приеме кодовые сообщения сравниваются покомбинационно либо поэлементно. Сообщение, принятое одинаковым большее число раз, считается принятым правильно. Такой принцип получил название критерия большинства. Наименьшее число повторений каждого сообщения равно трем.

В случае покомбинационного сравнения правильный прием любого сообщения длиной  $n_0$  двоичного избыточного кода возможен, если все три комбинации приняты без искажений либо две из трех комбинаций не искажены. Вероятность этого события в симметричном канале равна

$$P_{\text{прав}} = P^3 + C_3^2 P^2 (1 - P) = (1 - P_1)^{3n_0} + C_3^2 (1 - P_1)^{2n_0} \left( 1 - (1 - P_1)^{n_0} \right), \quad (14.72)$$

где  $P$  – вероятность правильного приема всей кодовой комбинации;

$P_1$  – вероятность искажения элемента кодовой комбинации.

В общем случае при установленном критерии большинства  $\alpha$  (два из трех, три из пяти и т. д.) вероятность правильного приема кодовой комбинации при ее повторении  $m$  раз

$$P_{\text{прав}} = \sum_{i=\alpha}^m C_m^i P^i (1 - P)^{m-i}, \quad (14.73)$$

где  $P$  – вероятность правильного приема кодовой комбинации ( $P = (1 - P_1)^{n_0}$ ).

В случае поэлементного сравнения дублируемых кодовых сообщений критерий большинства позволяет определить правильно принятый элемент (единица или ноль).

Вероятность правильного приема всей комбинации при ее трехкратном повторении равна

$$P_{\text{прав}} = P^{n_0} = ((1 - P_1)^3 + C_3^2 (1 - P_1)^2 P_1)^{n_0}, \quad (14.74)$$

где  $P$  – вероятность правильного приема одного элемента, соответствующая критерию два из трех.

В общем случае при критерии большинства  $\alpha$  для поэлементного сравнения вероятность правильного приема кодовой комбинации при ее повторении  $m$  раз равна

$$P_{\text{прав}} = \left( \sum_{i=\alpha}^m C_m^i (1 - P_1)^i P_1^{m-i} \right)^{n_0}, \quad (14.75)$$

где  $P_1$  – вероятность искажения элемента кодовой комбинации в симметричном канале связи.

Вероятность ошибочного приема при комбинационном и поэлементном сравнении дублируемых сообщений равна

$$P_{\text{н.ош}} = 1 - P_{\text{прав}}. \quad (14.76)$$

Следует отметить, что увеличение числа повторений кодовой комбинации (обычно нечетное число раз) снижает пропускную способность канала связи из-за введения избыточности и появления значительной задержки передаваемой информации.

**Пример 14.11.** Определить вероятность ошибочного приема 4-разрядных кодовых комбинаций, передаваемых по симметричному каналу связи с вероятностью искажения кодового элемента  $P_1 = 10^{-3}$ , при условии защиты сообщений трехкратным повторением.

**Решение.** По выражению (14.72) вероятность правильного приема при покомбинационном сравнении повторяемых сообщений равна

$$P_{\text{прав}}^* = 0,999^{12} + C_3^2 \cdot 0,999^8 (1 - 0,999^4) = 0,99994986.$$

Вероятность ошибочного приема равна

$$P_{\text{н.ош}}^* = 1 - P_{\text{прав}}^* = 5 \cdot 10^{-5}.$$

Согласно формуле (14.76) вероятность правильного приема при поэлементном сравнении повторяемых сообщений равна

$$P_{\text{прав}}^{**} = (0,999^3 + C_3^2 \cdot 0,999^2 \cdot 0,001)^4 = 0,9999835.$$

Вероятность ошибочного приема  $P_{\text{н.ош}}^{**} = 1 - P_{\text{прав}}^{**} = 1,65 \cdot 10^{-5}$ . Таким образом, поэлементное сравнение повторяемых комбинаций снижает вероятность ошибочного приема в три раза.

## 14.7 Помехоустойчивость систем с обратными каналами связи

Различают системы с применением информационной обратной связи (ИОС) и решающей обратной связи (РОС) (см. раздел 10).

В телемеханических системах с ИОС решение о правильном приеме принимает передающее устройство, которое вырабатывает сигнал, разрешающий выполнение команды только после совпадения сообщения, отправленного по прямому каналу, и этого же сообщения, принятого по обратному каналу. При



несовпадении результатов сравнения передающее устройство вырабатывает запрещающий сигнал, стирающий в приемном устройстве искаженное сообщение, и передача сообщения повторяется. В телемеханических устройствах обычно принимается трехкратная передача одного и того же сообщения, после чего вырабатывается сигнал аварии данного канала связи.

Сообщение, передаваемое по обратному каналу связи, называется квитанцией.

В системах с ИОС ошибочный прием возможен при действии в прямом и обратном каналах связи помех, которые приводят к так называемым зеркальным искажениям. Они возникают при условии, что квитанция, соответствующая принятому по прямому каналу искаженному сообщению, под воздействием помех в обратном канале трансформируется в квитанцию, соответствующую неискаженному сообщению.

Вероятность появления зеркальных искажений в системе с полной ИОС, рассматриваемых как независимые случайные события в прямом и обратных каналах, равна произведению вероятностей появления ошибок в прямом и обратном каналах.

Если принять действие помех в каналах одинаковым, то вероятность зеркальных искажений кратностью от 1 по  $n_0$  включительно можно оценить выражением

$$P_{\text{н.ош}} = \sum_{i=1}^{n_0} C_{n_0}^i (P_1^i (1 - P_1)^{n_0-i})^2, \quad (14.77)$$

где  $P_1$  – вероятность искажения элемента кодовой комбинации в обоих каналах.

В системах ИОС возможен ошибочный прием сообщений из-за трансформации в прямом канале служебного сигнала, запрещающего выдачу принятого искаженного информационного, в разрешающий сигнал. Но так как по структуре эти сигналы резко различаются, то вероятность такого события, обусловленная искажением большинства кодовых элементов, пренебрежимо мала.

**Пример 14.12.** Определить вероятность ошибочного приема 4-разрядных кодовых сообщений, передаваемых по симметричному каналу связи с вероятностью искажения кодового элемента  $P_1 = 10^{-3}$ , при условии защиты сообщений ИОС.

**Решение.** По формуле (14.77) находим, что

$$\begin{aligned} P_{\text{н.ош}} &= \sum_{i=1}^4 C_4^i (P_1^i (1 - P_1)^{4-i})^2 \approx \\ &\approx C_4^1 (10^{-3} \cdot 0,999^3)^2 + C_4^2 (10^{-6} \cdot 0,999^2)^2 \approx 3,976 \cdot 10^{-6}. \end{aligned}$$

Анализируя результаты примеров 14.11 и 14.12, можно сделать вывод, что ИОС по сравнению с методом трехкратного повторения позволяет уменьшить вероятность ошибочного приема более чем в четыре раза.

В системах с РОС решение о верности сообщений устанавливает приемное устройство на основании анализа принимаемой комбинации. Обнаружение ошибок осуществляется с помощью корректирующих кодов. При обнаружении ошибки приемное устройство по обратному каналу передает сигнал переспроса, по которому передающее устройство повторяет сообщение.

Помехоустойчивость систем с РОС определяется защитными свойствами корректирующих кодов. Вероятность ошибочного приема оценивается выражениями, приведенными в подразделах 14.4 и 14.5.

Таким образом, в зависимости от видов ошибок и вероятности искажения элементарной посылки в каналах связи требуемые вероятности правильного или ошибочного приема в телемеханических системах обеспечиваются выбором помехоустойчивого метода передачи дискретных сообщений.

#### 14.8 Помехоустойчивость цифровых видов модуляции

Как известно, в системах передачи данных используется многопозиционная модуляция, предполагающая переход от двоичного алфавита символов дискретного сообщения к  $M$ -ичному [18]:

$$M = 2^m, m = \log_2 M, \quad (14.78)$$

где  $m$  – длина преобразуемых последовательностей двоичных символов,  $M$  – объем алфавита.

Каждый символ из  $M$ -ичного алфавита модулирует один или несколько параметров гармонического колебания конечной длительности: амплитуду, частоту, фазу, время запаздывания. В некоторых случаях при многопозиционной модуляции производится предварительное преобразование (отображение) символов  $M$ -ичного алфавита в одну из кодовых последовательностей со специальными свойствами, позволяющими после модуляции сформировать алфавит ортогональных, биортогональных, трансортогональных сигналов объемом  $M$  или сигнальных последовательностей конечной (или полубесконечной) длины с гарантированными дистанционными свойствами в сигнальном пространстве. Такое преобразование более корректно было бы назвать «кодированной модуляцией». Так как один из  $M$  символов или сигналов передается в течение времени  $T_s$ , равного его длительности, то скорость передачи (выражена в битах на секунду)

$$R_b = m/T_s = \log_2 M / T_s, \quad (14.79)$$

а длительность бита

$$T_b = 1/R_b = T_s/m = 1/mR_s . \quad (14.80)$$

При этом скорость передачи символов  $R_s$  будет связана со скоростью передачи  $R_b$  следующим соотношением:

$$R_s = R_b \log_2 M . \quad (14.81)$$

Спектральную эффективность различных видов модуляции принято оценивать удельной скоростью передачи:

$$R_b/\Delta F = \log_2 M /(\Delta F T_s) = 1/(\Delta F T_b), \quad (14.82)$$

где  $\Delta F$  – полоса частот, необходимая для передачи сигналов с выбранным видом модуляции, и в большинстве случаев берется по первым нулям спектра.

Таким образом, чем меньше значение  $\Delta F T_b$ , тем выше спектральная эффективность рассматриваемого вида модуляции и системы передачи дискретных сообщений в целом. Виды модуляции с  $\Delta F T_b < 1$  принято относить к классу спектрально-эффективных.

Энергетическую эффективность различных видов модуляции оценивают удельными энергетическими затратами (см. подраздел 14.1):

$$\alpha^2 = E_b/P_0 = P_b/(P_0 R_b) , \quad (14.83)$$

т. е. отношением энергии, затрачиваемой на передачу одного бита сообщения, к спектральной плотности мощности помехи, при заданном значении вероятности ошибки. Чем меньше эта величина, тем меньший энергетический потенциал ( $P_b/P_0$ ) требуется для передачи сообщений с заданными скоростью  $R_b$  и достоверностью. Виды модуляции с низкими значениями  $\alpha^2$  принято относить к классу энергетически эффективных.

В качестве показателя достоверности передачи дискретных сообщений при использовании  $M$ -позиционных видов модуляции можно принять вероятность ошибки при демодуляции  $M$ -ичного символа  $P_E$ . Однако этот показатель не позволяет адекватно сравнивать различные виды модуляции при возможных вариантах выбора объема алфавита  $M$ . Поскольку потребителя обычно интересует достоверность передачи сообщения в виде последовательности двоичных символов, то в этой ситуации логичнее будет использование в качестве показателя достоверности передачи вероятность ошибки на бит  $P_b = f(P_E)$ .

Предполагается следующий порядок расчета помехоустойчивых цифровых видов модуляции:

– определяется параметр  $\alpha$ , характеризующий потенциальную помехоустойчивость соответствующего вида модуляции, по выражениям, приведенным в подразделах 14.1.2, 14.1.3, 14.1.5, при известном расстоянии  $d$  между сигнальными точками;

– определяется вероятность ошибки при демодуляции  $M$ -ичного символа  $P_E$  по выражению (14.9);

– зная правила отображения последовательностей двоичных символов в  $M$ -ичные символы сообщения, определяется вероятность искажения бита  $P_b$ ;

– если в системе применяется помехоустойчивое кодирование, то рассчитывается вероятность правильного приема  $P_{пр}$ , вероятность обнаруженной  $P_{о.ош}$  и вероятность необнаруженной ошибки  $P_{н.ош}$  по выражениям подразделов 14.4 и 14.5.

Ниже приведены выражения для расчета  $P_E$  и  $P_b$  для амплитудной, фазовой, частотной и квадратурной амплитудной  $M$ -позиционных видов модуляции.

### 14.8.1 Помехоустойчивость многопозиционной амплитудной модуляции

При амплитудной модуляции (АМ) в соответствии с символами передаваемого сообщения изменяется амплитуда передаваемого сигнала, т. е.

$$A(t) = \frac{(2i-1-M)d}{2}, \quad i = \overline{1, M},$$

где  $d$  – расстояние между соседними сигнальными точками.

Вероятность ошибки при когерентной демодуляции АМ сигналов определяется следующим выражением [3]:

$$P_E = \frac{M-1}{M} \operatorname{erfc} \left( \frac{d}{2\sqrt{P_0}} \right). \quad (14.84)$$

Для того чтобы выразить  $P_E$  через  $E_b/P_0$ , определим среднюю энергию сигналов ансамбля:

$$\bar{E}_s = \frac{1}{M} \sum_{i=1}^M (2i-1-M)^2 \frac{d^2}{4} = \frac{(M^2-1)}{3} \frac{d^2}{4}. \quad (14.85)$$

Так как  $\bar{E}_s = E_b \log_2 M$ , то согласно (14.84) и (14.85) получим

$$P_E = \frac{M-1}{M} \operatorname{erfc} \left[ \sqrt{\frac{3 \log_2 M}{M^2-1} \cdot \frac{E_b}{P_0}} \right]. \quad (14.86)$$

Как было отмечено ранее, гораздо больший интерес представляет вероятность  $P_b$ . Соотношение между этими вероятностями, вообще говоря, зависит от

правила отображения последовательностей двоичных символов в  $M$ -ичные символы сообщения, и в общем виде его привести не представляется возможным. Поэтому приведем простые граничные соотношения, учитывающие тот факт, что ошибка в  $M$ -ичном символе может привести по крайней мере к одной или  $\log_2 M$  ошибкам в двоичных символах:

$$\frac{P_E}{\log_2 M} \leq P_b \leq P_E. \quad (14.87)$$

Наиболее часто на практике отображение последовательностей двоичных символов в  $M$ -ичные производят в соответствии с кодом Грея. В этом случае соседние сигнальные точки отображают двоичные последовательности, различающиеся только одним символом. При больших значениях  $E_b / P_0$  весьма вероятно, что ошибки при демодуляции вызваны решениями в пользу сигнальных точек, расположенных по соседству с истинной точкой. Поэтому при отображении кодом Грея ошибки при демодуляции  $M$ -ичных символов будут с большой вероятностью вызывать одиночные ошибки в отображаемых последовательностях двоичных символов. Следовательно, вероятность ошибки на бит будет удовлетворять нижней границе (14.87).

#### 14.8.2 Помехоустойчивость многопозиционной фазовой модуляции

При фазовой модуляции (ФМ) в соответствии с символами передаваемого сообщения изменяется фаза гармонического колебания, т. е.  $\varphi(t) = \frac{2\pi}{M}(i-1) + \varphi_0$ ,  $i = \overline{1, M}$ .

В результате передается последовательность сигналов конечной длительности  $T_s$  с постоянной огибающей и энергией  $E_s = A^2 T_s / 2$ .

При когерентной демодуляции ФМ сигналов предполагается, что фаза несущей известна «точно». Как уже было отмечено ранее, сигнальные точки ФМ сигналов располагаются в двумерном сигнальном пространстве, поэтому при оптимальной когерентной демодуляции необходимо использовать только два согласованных фильтра для формирования достаточных статистик, с помощью которых выносятся решения относительно переданных символов сообщения.

В общем случае вероятность ошибки при когерентной демодуляции МФМ сигналов с учетом симметрии сигнального созвездия определяется следующим выражением [3]:

$$\begin{aligned} V \left( \sqrt{\frac{2E_s}{P_0}} \sin \frac{\pi}{M} \right) &= \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{E_s}{P_0}} \sin \frac{\pi}{M} \right) \leq P_E \leq \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{E_s}{P_0}} \sin \frac{\pi}{M} \right) = \\ &= 2V \left( \sqrt{\frac{2E_s}{P_0}} \sin \frac{\pi}{M} \right). \end{aligned} \quad (14.88)$$

Традиционный метод вычисления вероятности ошибки при некогерентной демодуляции многопозиционной относительной фазовой манипуляции (МОФМ) сигналов заключается в нахождении функции плотности вероятности разности фаз принимаемых сигналов. Однако он, к сожалению, приводит к результатам, которые не могут быть представлены в компактной форме.

Поэтому приведем выражение для верхней границы вероятности ошибки. При больших значениях  $M$  справедлива следующая аппроксимация:

$$P_E \approx \operatorname{erfc} \left[ \sqrt{\frac{E_b \log_2 M}{2P_0}} \left( \sqrt{1 + \sin \frac{\pi}{M}} - \sqrt{1 - \sin \frac{\pi}{M}} \right) \right] \approx \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{E_b \log_2 M}{2P_0}} \sin \frac{\pi}{M} \right). \quad (14.89)$$

Сравнивая (14.89) с (14.88), можно заключить, что переход от когерентной демодуляции относительной фазовой манипуляции (ОФМ) сигналов к некогерентной сопровождается энергетическими потерями, асимптотическое значение которых составляет 3 дБ.

Таким образом, в общем случае некогерентная демодуляция по сравнению с когерентной обладает худшими характеристиками помехоустойчивости. Причина этого заключается в том, что при некогерентной демодуляции ОФМ сигналов опорный сигнал оказывается «зашумленным». Однако при больших отношениях сигнал/шум и  $M = 2$  различие этих двух методов демодуляции с точки зрения требуемого отношения  $E_b / P_0$  становится несущественным. Этим следует объяснить факт широкого распространения ОФМ в сочетании с некогерентной демодуляцией при двоичной передаче.

### 14.8.3 Помехоустойчивость квадратурной амплитудной модуляции

В пунктах 14.8.1 и 14.8.2 были рассмотрены многопозиционные АМ и ФМ, которые могут быть использованы для передачи  $\log_2 M$  битов информации с помощью одного сигнала. Оба вида модуляции позволяют обеспечить увеличение спектральной эффективности пропорционально  $\log_2 M$ . Следует также отметить, что при больших значениях  $M$  за увеличение объема передаваемого сообщения на 1 бит при заданной вероятности ошибки  $P_E$  приходится расплачиваться увеличением на 6 дБ требуемого отношения сигнал/шум [18]. Лучшие результаты при том же самом значении спектральной эффективности можно получить, если для передачи символов сообщения модулировать сразу два параметра: амплитуду и фазу. В этом случае сигнальные точки будут размещаться в двумерном сигнальном пространстве более рационально, поэтому увеличение спектральной эффективности не будет сопровождаться резким уменьшением минимального расстояния. Здесь снято ограничение на то, чтобы сигнальные точки располагались только на прямой линии (АМ) либо только на окружности (ФМ).

Вероятность ошибки при когерентной демодуляции квадратурной амплитудной модуляции (КАМ) сигналов может быть легко вычислена, когда  $\log_2 M$  – четное число [13]. Действительно, выражение для  $P_E$  следует из (14.86), если рассматривать два независимых канала демодуляции АМ сигналов с объемом ансамбля, равным  $\sqrt{M}$ , и средней энергией, равной половине средней энергии ансамбля КАМ сигналов.

Если через  $p$  обозначить вероятность ошибки при демодуляции для каждого ансамбля АМ сигналов, то

$$P_E = 1 - (1 - p)^2, \quad (14.90)$$

где согласно (14.86)

$$p = \left(1 - \frac{1}{\sqrt{M}}\right) \operatorname{erfc} \left[ \sqrt{\frac{3 \log_2 M E_b}{2(M-1) P_0}} \right]. \quad (14.91)$$

При нечетном  $\log M$  точный результат таким путем получить не удастся, поэтому приведем выражение для верхней границы вероятности ошибки [20]:

$$P_E < 2 \operatorname{erfc} \left[ \sqrt{\frac{3 \log_2 M E_b}{2(M-1) P_0}} \right]. \quad (14.92)$$

Интересно сравнить ансамбли ФМ и КАМ сигналов с точки зрения энергетических затрат. В таблице 14.1 приведены значения энергетического выигрыша, обеспечиваемого ансамблем КАМ сигналов по отношению к ансамблю ФМ сигналов, для различных значений  $M$ .

Таблица 14.1 – Энергетический выигрыш КАМ по сравнению с ФМ

$M$	Энергетический выигрыш, дБ
4	0
8	1,6
16	4,14
32	7,01
64	9,95
128	12,89
256	15,90

Следует отметить, что ширина полосы частот, занимаемая КАМ и ФМ сигналами, одна и та же. Поэтому эти ансамбли имеют и одинаковую спектральную эффективность.

#### 14.8.4 Помехоустойчивость многопозиционной частотной модуляции

При МЧМ последовательность двоичных символов источника сообщений отображается в сдвиг частоты несущего сигнала. Каждый из сигналов

$$\begin{aligned} S_i(t) &= A \cos 2 \pi f_i t, \quad 0 \leq t \leq T_s, \\ f_i &= f_0 + (2i - 1 - M)f_d, \quad i = 1 \dots M, \end{aligned} \quad (14.93)$$

имеет постоянную энергию  $E_s = A^2 T_s / 2$ , а модулированный сигнал – постоянную огибающую. Таким образом, при фиксированной энергии расстояние между сигналами полностью определено нормированным частотным разносом  $2f_d T_s$ .

Выражение для вероятности ошибки при когерентной демодуляции ортогональных ЧМ сигналов в замкнутой форме получить не удастся, поэтому приведем выражения для верхней и нижней границ [13, 14, 20]:

$$\frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{E_s}{2P_0}} \right) \leq P_E \leq \frac{M-1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{E_s}{2P_0}} \right), \quad (14.94)$$

где  $E_s = E_b \log M$ .

Заметим, что при  $M = 2$  верхняя и нижняя границы совпадают и соответствуют точному результату.

Для ансамбля ортогональных ЧМ сигналов может быть легко установлено соотношение между вероятностями  $P_E$  и  $P_b$ . Действительно, для ортогональных сигналов ошибочная демодуляция  $M$ -ичного символа с равной вероятностью приводит к его трансформации в любой из  $M - 1$  оставшихся символов. Количество символов, содержащих ошибочный бит в любой из имеющихся позиций, равно  $M/2$ . Поэтому вероятность наличия ошибочного бита в  $M - 1$  ошибочных символах равна

$$P_b = \frac{M}{2(M-1)} P_E. \quad (14.95)$$

Вероятность символьной ошибки при некогерентной демодуляции ЧМ сигналов определяется выражением [18]

$$P_E = \frac{1}{M} \exp \left( -\frac{E_s}{2P_0} \right) \sum_{i=2}^M C_M^i (-1)^i \exp \left[ \frac{(2-i)E_s}{2iP_0} \right], \quad (14.96)$$

где  $C_M^i$  – биномиальные коэффициенты.

Сравнив выражения 14.94 и 14.96, можно заключить, что характеристики помехоустойчивости при некогерентной демодуляции оказываются несколько хуже, чем при когерентной. С увеличением  $M$  это различие становится менее заметным.



## 14.9 Помехоустойчивость систем с широкополосными сигналами

С целью лучшего понимания приведенных ниже выражений для оценки помехоустойчивости систем с широкополосными сигналами (ШПС) рассмотрим виды помех и их влияние на полезный сигнал.

Основные виды помех в системах с широкополосными сигналами представлены на рисунке 14.11.



Рисунок 14.11 – Виды помех в системах с широкополосными сигналами

Рассмотрим некоторые из характерных видов помех, которые могут воздействовать на систему.

Наиболее распространенной является *шумовая заградительная помеха*. Предполагается, что спектр помехи полностью перекрывает спектр полезного сигнала. Действие такой помехи сводится к увеличению эквивалентной спектральной плотности шума

$$P_0 = P_{от} + P_{оп},$$

где  $P_{от}$  – спектральная плотность теплового шума;

$P_{оп}$  – спектральная плотность помехи.

Если спектр помехи сосредоточен в ограниченной полосе, причем гораздо меньшей той, которую занимает полезный сигнал, то такую помеху называют *сосредоточенной по спектру*.

При попадании частоты полезного сигнала в полосу частот, «пораженную» помехой, резко возрастает вероятность ошибки при демодуляции элемента сообщения. Данная помеха оказывает большое влияние на качество работы систем с программной перестройкой рабочей части (ППРЧ).

Третьим видом помех является *гармоническая помеха*, которая представляет собой гармоническое колебание, частота которого лежит в пределах полосы частот, занимаемой полезным сигналом. Гармоническая помеха относится к числу эффективных (в смысле подавления полезного сигнала) помех для систем с ШПС. К тому же такая помеха достаточно просто генерируется. Как показывает анализ, особенно эффективно ее воздействие на системы с прямым расширением спектра, причем в ситуации, когда ее частота совпадает с центральной частотой спектра полезного сигнала. Для систем с ППРЧ этот вид помехи менее эффективен, особенно при большом количестве рабочих частот, поскольку мгновенная ширина спектра сигнала с ППРЧ является достаточно небольшой, и вероятность совпадения частот полезного сигнала и помехи сохраняется низкой.

Для систем с ППРЧ более эффективна *полигармоническая помеха*, представляющая собой набор немодулированных колебаний, разнесенных по частоте. Существует оптимальное количество частот (зависящее от отношения  $P_c / P_n$ ), для которого эффективность такой помехи максимальна.

Можно распределить имеющуюся мощность помехи не только по определенным участкам спектра, но в определенных интервалах времени. В этом случае имеет место так называемая *прерывистая шумовая помеха*. Этот вид помехи представляет собой временную последовательность реализаций широкополосного гауссовского шума, спектральная плотность которого перекрывает всю полосу, занимаемую ШПС, и характеризуется скважностью передачи  $\rho$ . При скважности передачи  $\rho = 0,5$  значение спектральной плотности прерывистой помехи в два раза больше значения спектральной плотности непрерывной шумовой помехи.

Наконец, к последнему виду преднамеренных помех можно отнести *ответную*, или *ретранслированную помеху*. Этот вид помехи, как следует из ее названия, предполагает в процессе ее получения прием полезного сигнала, внесение в него определенных искажений и переизлучение с достаточно большой мощностью. В демодуляторе этот искаженный сигнал будет отслеживаться и демодулироваться как полезный сигнал, поскольку его уровень значительно превышает уровень полезного сигнала. Заметим, что внесение искажений обязательно при формировании ответной помехи, так как в противном случае помехопостановщик выполняет функции дополнительного передатчика сигнала.

Существуют еще два вида помех, которые можно отнести к классу непреднамеренных и которые могут наблюдаться в системах связи, использующих сигналы с расширенным спектром. Это прежде всего *помеха многолучевости*. Эта помеха возникает, если между передатчиком и приемником имеется несколько путей распространения сигнала. Помеха многолучевости представляет собой аддитивную смесь нескольких задержанных во времени и отличающихся по амплитуде вариантов полезного сигнала [3, 18, 42, 46]. Если минимальная задержка между полезным сигналом и любым его задержанным вариантом превышает длительность элемента псевдослучайной последовательности, то в процессе корреляционной обработки сигналы, образующие помеху многолучевости, сжиматься по спектру не будут и, следовательно, могут быть в значительной степени подавлены. Однако при этом могут возникнуть серьезные проблемы с временной синхронизацией, поскольку полезный сигнал и его задержанные варианты могут иметь примерно одинаковые уровни.

В системах связи, использующих технологию кодового разделения каналов (КРК), имеют место взаимные помехи или помехи неортогональности. Здесь все пользователи одновременно используют одну и ту же полосу частот, их сигналы различаются лишь по форме, и квазиортогональность сигналов, особенно при асинхронном режиме работы, вызывает появление взаимных помех. Разберем помехоустойчивость систем с ШПС при воздействии помех, рассмотренных выше. Помехоустойчивость будем оценивать вероятностью ошибки при приеме элемента сообщения, являющейся функцией отношения мощностей сигнала и помехи.

Основные выражения для оценки вероятности ошибки приведены в таблице 14.2 [3, 46, 47].

В приведенных выражениях в таблице 14.2 используются следующие обозначения:

- $P_c$  – мощность полезного сигнала;
- $P_n$  – мощность помехи;
- $\Delta F_s$  – полоса частот, занимаемая ШПС;
- $R_b$  – скорость передачи одного бита;
- $\Delta F_s / R_b$  – база сигнала;
- $E_b$  – энергия бита;
- $P_0$  – спектральная плотность мощности помехи;
- $K$  – число информационных каналов;
- $N$  – количество путей распространения сигнала.

Таблица 14.2 – Выражения для оценки вероятности ошибки в системах с ШПС

Вид помехи	Методы расширения спектра сигнала и выражения для вероятности ошибки
Прямое расширение спектра	
Прерывистая	$(\bar{P}_b)_{\max} = 0,083 / [(P_c / P_{\Pi})(\Delta F_s / R_b)]$
Узкополосная	$P_b = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\sqrt{E_b / P_0}) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\sqrt{(P_c / P_{\Pi})B})$
Многолучевости	$\bar{P}_b = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}[(KN - 1) / B + (P_0 / E_b)]^{-1/2}$
Взаимная	$P_b = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}[(K - 1)r_{\max}^2 + P_0 / E_b]^{-1/2}$
Программная перестройка рабочей частоты	
Сосредоточенная по спектру	$(\bar{P}_b)_{\max} = \frac{0,368}{(P_c / P_{\Pi})(\Delta F_s / R_b)} = \frac{0,368}{(P_c / P_{\Pi})B}$
Взаимная	$P_b = \frac{1}{2} \exp\left(-\frac{E_b}{2P_0}\right) \left(1 - \frac{K - 1}{M}\right) + \frac{1}{2} \frac{K - 1}{M}$

**Пример 14.13.** Определить вероятность ошибки в системе с кодовым разделением каналов от взаимных помех, в которой для расширения спектра используется малое множество Касами с периодом  $L = 255$ , максимальное значение взаимокоррекционных функций  $|r_{\max}| = 17 / 255$ , число каналов  $K = 15$ , а параметр, характеризующий потенциальную помехоустойчивость,  $\alpha^2 = E_b / P_0 = 17$  дБ.

**Решение.** Подставив значение в выражение для  $P_b$  (четвертая строка сверху в таблице 14.2) и используя соотношения  $V(\alpha) = 1 / 2 \operatorname{erfc}(\alpha / \sqrt{2})$  по таблице А.1 находим, что  $P_b = 10^{-6}$ .

## 15 ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТЬ ПЕРЕДАЧИ НЕПРЕРЫВНЫХ СООБЩЕНИЙ

### 15.1 Общие положения

При рассмотрении потенциальной помехоустойчивости систем передачи непрерывных сообщений целесообразно разделить возможные виды модуляции на прямые и интегральные [41]. Прямыми называются такие виды модуляции, при которых сигнал  $S(t)$  связан с передаваемым сообщением  $\lambda(t)$  непосредственно. Если указанная связь осуществляется с помощью оператора, например интеграла, то такая модуляция называется интегральной. К прямым видам модуляции относятся АМ, ФМ, АИМ, ФИМ, ШИМ, а к интегральным – ЧМ и ЧИМ.

В теории потенциальной помехоустойчивости показано, что спектральная плотность шума на выходе идеального приемника при прямых видах модуляции определяется выражением

$$P_{\text{ОВЫХ}} = \frac{P_{\text{ОВХ}}}{\left[\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda}\right]^2}, \quad (15.1)$$

где  $P_{\text{ОВХ}}$  – спектральная плотность шума на входе приемника;

$\left[\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda}\right]^2$  – среднее за время наблюдения  $T$  значение квадрата частной производной сигнала  $S(\lambda, t)$  по информационному параметру  $\lambda(t)$  ( $\left[\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda}\right]^2 = \frac{1}{T} \int_0^T \left(\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda}\right)^2 dt = I$ ).

Выражение (15.1) имеет следующее физическое толкование: чем сильнее изменяется сигнал  $S(t)$  под воздействием сообщения  $\lambda(t)$ , тем меньше погрешность идеального приемника.

При интегральных видах модуляции имеем

$$P_{\text{ОВЫХ}} = \frac{P_{\text{ОВХ}}(2\pi f)^2}{\left[\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \psi_\lambda}\right]^2}, \quad (15.2)$$

где  $\psi_\lambda = \int \lambda(t) dt$ .

Из (15.1) и (15.2) следует, что  $P_{\text{ОВХ}}$  для прямых видов модуляции не зависит от частоты, а для интегральных возрастает прямо пропорционально квадрату частоты. Последнее объясняется тем, что при  $(P_c/P_{\text{ш}}) \gg 1$  эффективное напряжение на выходе частотного детектора пропорционально девиации частоты, а его квадрат – квадрату частоты.

Чтобы определить дисперсию (мощность) шума на выходе приемника, необходимо учесть все шумовые составляющие в пределах выходной полосы

$\Delta F_{\text{ВЫХ}} = F_{\text{max}}$ . В соответствии с этим для непрерывных методов модуляции (АМ, ЧМ, ФМ) будем иметь

$$P_{\text{Ш.ВЫХ}} = \sigma_{\text{Ш.ВЫХ}}^2 = \int_{\Delta F_{\text{ВЫХ}}} P_{\text{ОВЫХ}} df = \int_{F_{\text{max}}} P_{\text{ОВЫХ}} df. \quad (15.3)$$

Для импульсных видов модуляции (АИМ, ФИМ, ШИМ)

$$\Delta F_{\text{ВЫХ}} = \frac{1}{2T} \text{ и } P_{\text{Ш.ВЫХ}} = \frac{P_{\text{ОВЫХ}}}{2T}. \quad (15.4)$$

Поскольку в теории потенциальной помехоустойчивости приняты пределы изменения информационного параметра  $\lambda(t)$  от  $-1$  до  $+1$ , а мощность шума на выходе приемника равна дисперсии абсолютной ошибки и связана с приведенной среднеквадратичной ошибкой соотношением

$$P_{\text{Ш.ВЫХ}} = D(\Delta\lambda) = \delta_{\text{ср.кв}}^2 (\lambda_{\text{max}} - \lambda_{\text{min}})^2,$$

то

$$\delta_{\text{ср.кв}} = \frac{\sqrt{P_{\text{Ш.ВЫХ}}}}{\lambda_{\text{max}} - \lambda_{\text{min}}} = \frac{\sqrt{P_{\text{Ш.ВЫХ}}}}{2}. \quad (15.5)$$

Таким образом, можно предложить следующий порядок получения выражений приведенной среднеквадратичной ошибки для различных видов модуляции [6]:

- 1) записывается выражение для соответствующего вида модуляции;
- 2) находится частная производная  $\partial S(\lambda, t) / \partial \lambda$  для прямых видов модуляции и  $-\partial S(\lambda, t) / \partial \psi_\lambda$  для интегральных видов модуляции;
- 3) находится  $I$  – среднее значение квадрата частной производной;
- 4) по выражению (15.1) или (15.2) находится спектральная плотность шума на выходе приемника;
- 5) определяется мощность шума на выходе приемника из выражения (15.3);
- 6) находится приведенная среднеквадратичная ошибка по выражению (15.5).

## 15.2 Помехоустойчивость непрерывных методов модуляции

### 15.2.1 Потенциальная помехоустойчивость АМ

При АМ сигнал имеет вид

$$S(\lambda, t) = U_0(1 + m\lambda(t)) \cos \omega_0 t.$$

Находим частную производную

$$\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda} = U_0 m \cos \omega_0 t,$$

а среднее значение квадрата этой величины (средняя мощность) равно

$$I = \frac{1}{T} \int_0^T (U_0 m \cos \omega_0 t)^2 dt = \frac{U_0^2 m^2}{2} \quad \text{при} \quad \frac{\omega_0}{2\pi} \gg \frac{1}{T}.$$

Согласно выражению (15.1) спектральная плотность шума на выходе приемника

$$P_{\text{ОВЫХ}} = \frac{2P_{\text{ОВХ}}}{U_0^2 m^2} = \frac{P_{\text{ОВХ}}}{P_c m^2}.$$

Поскольку она не зависит от частоты, то при  $\Delta F_{\text{ВЫХ}} = F_{\text{МАХ}}$  из выражения (15.3) получим

$$P_{\text{Ш.ВЫХ}} = \int_{F_{\text{МАХ}}} \frac{P_{\text{ОВХ}}}{P_c m^2} = \frac{P_{\text{ОВХ}} F_{\text{МАХ}}}{P_c m^2}.$$

Тогда из выражения (15.5)

$$\delta_{\text{ср.кв}} = \frac{1}{2m} \sqrt{\frac{P_{\text{ОВХ}} F_{\text{МАХ}}}{P_c}}. \quad (15.6)$$

### 15.2.2 Потенциальная помехоустойчивость ФМ

Сигнал на входе приемника имеет вид

$$S(\lambda, t) = U_0 \cos(\omega_0 t + m_\phi \lambda(t)),$$

где  $m_\phi$  – индекс фазовой модуляции.

Тогда

$$\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial t} = -U_0 m_\phi \sin(\omega_0 t + m_\phi \lambda(t))$$

и

$$I = \frac{1}{T} \int_0^T (-U_0 m_\phi \sin(\omega_0 t + m_\phi \lambda(t)))^2 dt = \frac{U_0^2 m_\phi^2}{2}.$$

Согласно выражению (15.1)

$$P_{\text{ОВЫХ}} = \frac{P_{\text{ОВХ}}}{P_c m_\phi^2},$$

а мощность на выходе приемника в соответствии с выражением (15.3)

$$P_{\text{Ш.ВЫХ}} = \int_{F_{\text{max}}} P_{\text{ОВЫХ}} df = \frac{P_{\text{ОВХ}} F_{\text{max}}}{P_c m_\phi^2}.$$

Тогда

$$\delta_{\text{ср.кв}} = \frac{1}{2m_\phi} \sqrt{\frac{P_{\text{ОВХ}} F_{\text{max}}}{P_c}}. \quad (15.7)$$

Заметим, что увеличение индекса модуляции  $m_\phi$  обеспечивает уменьшение ошибки без увеличения мощности сигнала. Однако это имеет место до тех пор, пока отношение сигнал/шум на входе детектора значительно больше единицы.

### 15.2.3 Потенциальная помехоустойчивость ЧМ

Сигнал на входе приемника имеет вид

$$S(\lambda, t) = U_0 \cos(\omega_0 t + \int \omega_d \lambda(t) dt),$$

где  $\omega_d$  – девиация частоты.

Частотная модуляция относится к интегральным видам, а поэтому частная производная будет равна

$$\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \psi_\lambda} = -U_0 \omega_d \sin(\omega_0 t + \omega_d \int \lambda(t) dt).$$

Среднее значение этой производной

$$I = \frac{1}{T} \int_0^T (-U_0 \omega_d \sin(\omega_0 t + \omega_d \int \lambda(t) dt))^2 dt = \frac{U_0^2 \omega_d^2}{2}.$$

Спектральная плотность шума на выходе приемника согласно (15.2)

$$P_{\text{ОВЫХ}} = \frac{P_{\text{ОВХ}} (2\pi f)^2}{P_c (2\pi f_d)^2} = \frac{P_{\text{ОВХ}} f^2}{P_c f_d^2}.$$

Тогда мощность шума на выходе приемника

$$P_{\text{Ш.ВЫХ}} = \int_{F_{\text{max}}} \frac{P_{\text{ОВХ}} f^2}{P_c f_d^2} df = \frac{P_{\text{ОВХ}} F_{\text{max}}^3}{3 P_c f_d^2} = \frac{P_{\text{ОВХ}} F_{\text{max}}}{3 m^2 P_c}.$$

После подстановки  $P_{\text{Ш.ВЫХ}}$  в выражение (15.5) получим



$$\delta_{\text{ср.кв}} = \frac{1}{2m\sqrt{3}} \sqrt{\frac{P_{\text{овх}} F_{\text{max}}}{P_c}}. \quad (15.8)$$

Как видно из (15.8), ошибка при ЧМ определяется девиацией частоты, быстродействием и соотношением мощности сигнала и удельной мощности помехи. Ошибка не зависит от частоты несущей.

### 15.3 Помехоустойчивость импульсных методов модуляции

#### 15.3.1 Потенциальная помехоустойчивость АИМ

Для импульсных методов модуляции приведенную среднеквадратичную ошибку будем искать с помощью выражения

$$\delta_{\text{ср.кв}} = \frac{\sqrt{P_{\text{овх}}}}{2\sqrt{2I}}, \quad (15.9)$$

где

$$I = \int_0^{T_0} \left( \frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda} \right)^2 dt. \quad (15.10)$$

Рассмотрим сигнал АИМ с прямоугольными видеоимпульсами с периодом повторения  $T_0$  и длительностью импульсов  $\tau$ , равной

$$\tau = T_0/Q, \quad (15.11)$$

где  $Q$  – скважность передачи по времени.

Рассмотрим линейную АИМ, при которой амплитуда импульса пропорциональна  $\lambda(t)$ :

$$U_m = U_0(1 + m\lambda(t)), \quad (15.12)$$

где  $m$  – коэффициент глубины АИМ ( $m \leq 1$ ).

Сигнал на одном периоде повторения, начало которого совпадает с  $t = 0$ , может быть записан в виде

$$S(\lambda, t) = U_0(1 + m\lambda(t))\varphi(t), \quad (15.13)$$

где  $\varphi(t) = \begin{cases} 1 & \text{при } 0 < t \leq \tau, \\ 0 & \text{при } \tau < t \leq T_0. \end{cases}$

Для определения ошибки вычислим интеграл по (15.10):

$$I = \int_0^{T_0} U_0^2 m^2 \varphi^2(t) dt = U^2 m^2 \tau.$$

Подставляя в (15.9) значение  $I$ , получим

$$\delta_{\text{ср.кв}}^2 = \frac{P_{\text{овх}}}{8U_0^2 m^2 \tau} = \frac{P_{\text{овх}}}{8P_c m^2 \tau}. \quad (15.14)$$

Из (15.14) следует, что ошибка обратно пропорциональна отношению сигнал/помеха. Наименьшая ошибка будет при  $m = 1$ . Чем больше скважность сигнала по времени, тем больше ошибка. Это объясняется тем, что с увеличением скважности при ограниченном динамическом диапазоне уменьшается энергия одного импульса.

### 15.3.2 Потенциальная помехоустойчивость ФИМ

Сигнал ФИМ представляет собой последовательность импульсов заданной формы, сдвинутых во времени относительно тактовых точек на интервалы, пропорциональные параметру  $\lambda(t)$ . Для одного периода сигнал может быть записан в виде

$$S(\lambda, t) = U_0 \psi(t - t_3), \quad (15.15)$$

где  $U_0$  – амплитуда видеоимпульса;

$\psi$  – функция, описывающая форму импульса единичной амплитуды;

$t$  – текущее время, отсчитываемое от начала периода (от тактовой точки);

$t_3$  – время запаздывания импульса.

Пусть время запаздывания импульса равно

$$t_3 = t_0 + \frac{\Delta\tau}{2} \lambda, \quad (15.16)$$

где  $t_0$  – среднее время запаздывания, соответствующее  $\lambda = 0$ ;

$\Delta\tau$  – диапазон изменения времени запаздывания

Введем замену переменных:

$$t^* = t - t_3 = t - t_0 - \frac{\Delta\tau}{2} \lambda.$$

С учетом этой замены можно записать

$$\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda} = U_0 \frac{\partial \psi}{\partial t^*} \frac{\partial t^*}{\partial \lambda} = -U_0 \frac{\Delta\tau}{2} \frac{\partial \psi}{\partial t^*}.$$

Вычислим интеграл:

$$I_{\text{ФИМ}} = U_0^2 \left( \frac{\Delta\tau}{2} \right)^2 \int_0^{T_0} \left( \frac{\partial \psi}{\partial t^*} \right)^2 dt.$$

Квадрат среднеквадратичной приведенной ошибки для ФИМ равен

$$\delta_{\text{ФИМ}}^2 = \frac{P_{\text{ош}}}{2U_0^2(\Delta\tau)^2 \int_0^{T_0} \left(\frac{\partial\psi}{\partial t^*}\right)^2 dt} \cdot \quad (15.17)$$

Как видно из (15.17), ошибка тем меньше, чем больше временная девиация импульса  $\Delta\tau$  и чем больше значение интеграла. Величина  $\frac{\partial\psi}{\partial t^*}$  характеризует скорость изменения направления на фронтах импульса. Для прямоугольного импульса производная была бы бесконечно велика и ошибка при слабых помехах равна нулю, что физически ясно, так как помеха не может сместить вертикальный фронт. Однако для передачи такого импульса нужна бесконечно широкая полоса, при которой уровень помех был бы бесконечно велик и наши формулы не верны.

Рассмотрим один период сигнала ФИМ с трапецеидальным импульсом (рисунок 15.1).

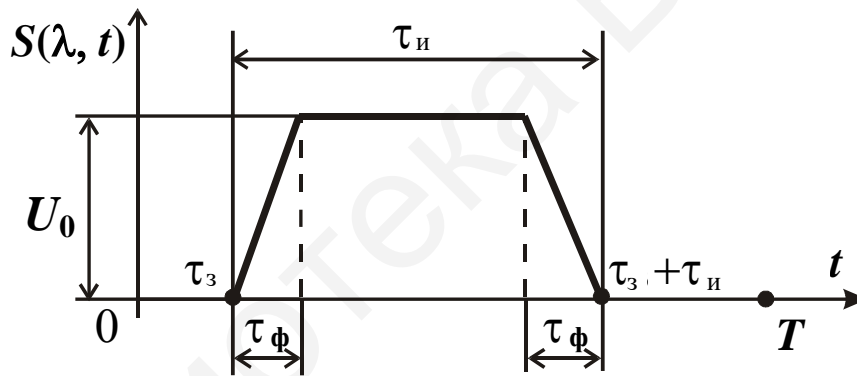


Рисунок 15.1 – Сигнал ФИМ на одном периоде

Для этого импульса

$$\psi(t^*) = \begin{cases} \frac{t^*}{\tau_\phi}, & t_3 < t^* \leq \tau_\phi, \\ 1, & \tau_\phi \leq t^* < \tau_\text{и} - \tau_\phi, \\ 1 - \frac{1}{\tau_\phi} [t^* - (\tau_\text{и} - \tau_\phi)], & \tau_\text{и} - \tau_\phi \leq t^* < \tau_\text{и}. \end{cases}$$

В течение фронтов импульса  $\frac{\partial\psi}{\partial t^*} = \frac{1}{\tau_\phi}$ , а на всей остальной части пери-

ода  $\frac{\partial\psi}{\partial t^*} = 0$ . Поэтому

$$\int_0^{T_0} \left( \frac{\partial \psi}{\partial t^*} \right)^2 dt = \frac{2}{\tau_{\phi}}.$$

Подставляя этот результат в (15.17), получим

$$\delta_{\text{ср.кв}}^2 = \frac{P_{\text{ош}} \tau_{\phi}}{4U_0^2 \Delta \tau^2}. \quad (15.18)$$

Как видно, ошибка не зависит от длительности импульса, а определяется только длительностью фронта, амплитудой импульса и временной девиацией  $\Delta \tau$ .

### 15.3.3 Потенциальная помехоустойчивость ШИМ

Сигналы односторонней и двусторонней ШИМ в одном периоде представлены на рисунках 15.2 и 15.3 соответственно.

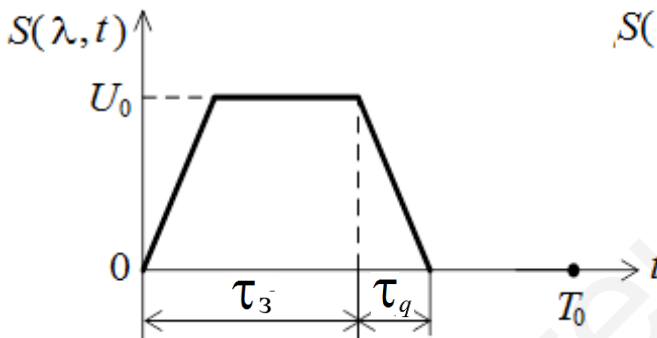


Рисунок 15.2 – Сигнал ШИМ-I

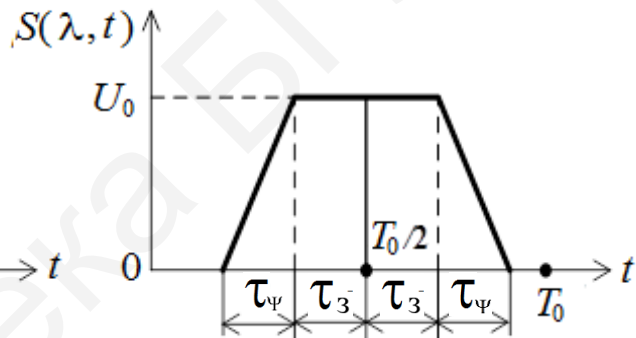


Рисунок 15.3 – Сигнал ШИМ-II

В обоих случаях смещение фронта (одного при ШИМ-I или двух в ШИМ-II) пропорционально  $\lambda$ . В случае ШИМ-I закон изменения времени запаздывания заднего фронта описывается тем же выражением, что и в ФИМ, т. е. (15.14). Определим ошибку для ШИМ путем сопоставления ШИМ и ФИМ. При вычислении интеграла

$$I = \int_0^{T_0} \left( \frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda} \right)^2 dt \quad (15.19)$$

для ФИМ мы видели, что длина плоской части импульса не влияет на величину интеграла (15.19), который целиком определяется крутизной фронта импульса, его длительностью и зависимостью времени запаздывания фронта от  $\lambda$ . Все эти параметры для заднего фронта ШИМ-I такие же, как и для заднего фронта ФИМ. Отличие состоит в том, что при ШИМ-I имеется только один фронт, который зависит от  $\lambda$ , а в ФИМ положение обоих фронтов зависит от  $\lambda$ .

Это приведет к тому, что в ШИМ-I  $\frac{\partial S(\lambda, t)}{\partial \lambda} \neq 0$  только в течение заднего фронта. Поэтому значение интеграла (15.19) при одинаковых параметрах сигнала и зависимости (15.16) будет при ШИМ-I в два раза меньше. Значит, квадрат ошибки в два раза больше, а ошибка в  $\sqrt{2}$  раз больше, чем ФИМ.

Таким образом,

$$\delta_{\text{ШИМ-I ср.кв}}^2 = \frac{P_{\text{ош}} \tau_{\text{ф}}}{2U_0^2 \Delta \tau^2}. \quad (15.20)$$

В случае двусторонней модуляции ШИМ-II оба фронта смещаются пропорционально  $\lambda$ . Поэтому

$$\delta_{\text{ШИМ-II ср.кв}}^2 = \frac{P_{\text{ош}} \tau_{\text{ф}}}{4U_0^2 3\Delta \tau^2}. \quad (15.21)$$

Отличие от ФИМ состоит в том, что временной сдвиг  $\Delta \tau$  для каждого из фронтов может изменяться от 0 до  $T_0 / 2$ , в то время как в ФИМ – от 0 до  $T_0$ .

Сравнивая (15.20) и (15.21), видим, что ошибка при ШИМ-II в  $\sqrt{2}$  раз больше, чем при ШИМ-I. Полученный результат кажется сначала противоречащим здравому смыслу, так как оказывается, что смещение двух фронтов менее выгодно, чем смещение одного фронта. Дело здесь в следующем: использование двух фронтов уменьшает ошибку в  $\sqrt{2}$  раз, но при двусторонней ШИМ девиация каждого фронта уменьшается в два раза, что увеличивает в два раза ошибку. Результирующий эффект – ошибка при переходе от ШИМ-I к ШИМ-II возрастает в  $\sqrt{2}$  раз.

## ПРИЛОЖЕНИЕ А

(справочное)

### ФУНКЦИИ, СВЯЗАННЫЕ С ИНТЕГРАЛОМ ОШИБОК

Таблица А.1 – Интеграл вероятностей  $V(\alpha) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{\alpha}^{\infty} e^{-z^2/2} dz$

$\alpha$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Мно- житель
0,0	5,0	4,96	4,92	4,88	4,84	4,801	4,761	4,721	4,681	4,641	$10^{-1}$
0,1	4,602	4,562	4,522	4,483	4,443	4,404	4,364	4,325	4,286	4,247	$10^{-1}$
0,2	4,207	4,168	4,129	4,09	4,052	4,013	3,974	3,936	3,897	3,859	$10^{-1}$
0,3	3,821	3,783	3,745	3,707	3,669	3,632	3,594	3,557	3,52	3,483	$10^{-1}$
0,4	3,446	3,409	3,372	3,336	3,3	3,264	3,228	3,192	3,156	3,121	$10^{-1}$
0,5	3,085	3,05	3,015	2,981	2,946	2,912	2,877	2,843	2,81	2,776	$10^{-1}$
0,6	2,743	2,709	2,676	2,643	2,611	2,578	2,546	2,514	2,483	2,451	$10^{-1}$
0,7	2,42	2,389	2,358	2,327	2,297	2,266	2,236	2,206	2,177	2,148	$10^{-1}$
0,8	2,119	2,09	2,061	2,033	2,005	1,977	1,949	1,922	1,894	1,867	$10^{-1}$
0,9	1,841	1,814	1,788	1,762	1,736	1,711	1,685	1,66	1,635	1,611	$10^{-1}$
1,0	1,587	1,562	1,539	1,515	1,492	1,469	1,446	1,423	1,401	1,379	$10^{-1}$
1,1	1,357	1,335	1,314	1,292	1,271	1,251	1,23	1,21	1,19	1,17	$10^{-1}$
1,2	1,151	1,131	1,12	1,093	1,075	1,056	1,038	1,02	1,003	0,9853	$10^{-1}$
1,3	9,68	9,51	9,342	9,176	9,012	8,851	8,691	8,534	8,379	8,226	$10^{-2}$
1,4	8,076	7,927	7,78	7,636	7,493	7,353	7,215	7,078	6,944	6,811	$10^{-2}$
1,5	6,681	6,552	6,426	6,301	6,178	6,057	5,938	5,821	5,705	5,592	$10^{-2}$
1,6	5,48	4,37	5,262	5,155	5,05	4,947	4,84	4,746	4,648	4,551	$10^{-2}$
1,7	4,457	4,363	4,272	4,182	4,093	4,006	3,92	3,836	3,754	3,673	$10^{-2}$
1,8	3,593	3,515	3,438	3,362	3,288	3,216	3,144	3,074	3,005	2,938	$10^{-2}$
1,9	2,872	2,807	2,743	2,68	2,619	2,559	2,5	2,442	2,385	2,33	$10^{-2}$
2,0	2,275	2,222	2,169	2,118	2,068	2,018	1,97	1,923	1,876	1,831	$10^{-2}$
2,1	1,786	1,743	1,7	1,659	1,618	1,578	1,539	1,5	1,463	1,426	$10^{-2}$
2,2	1,39	1,355	1,321	1,287	1,255	1,222	1,191	1,16	1,13	1,101	$10^{-2}$
2,3	1,072	1,044	1,017	0,9903	0,9642	0,9387	0,9137	0,8894	0,8656	0,8424	$10^{-2}$
2,4	8,198	7,976	7,76	7,549	7,344	7,143	6,947	6,756	6,569	6,387	$10^{-3}$
2,5	6,21	6,037	5,868	5,703	5,543	5,386	5,234	5,085	4,94	4,799	$10^{-3}$
2,6	4,661	4,527	4,396	4,269	4,145	4,025	3,907	3,793	3,681	3,573	$10^{-3}$
2,7	3,467	3,364	3,264	3,167	3,072	2,98	2,89	2,803	2,718	2,635	$10^{-3}$
2,8	2,555	2,477	2,401	2,327	2,256	2,186	2,118	2,052	1,988	1,926	$10^{-3}$
2,9	1,866	1,807	1,705	1,695	1,641	1,589	1,538	1,489	1,411	1,395	$10^{-3}$
3,0	1,35	1,306	1,264	1,223	1,183	1,144	1,107	1,07	1,035	1,001	$10^{-3}$
3,1	9,676	9,354	0,043	8,74	8,447	8,164	7,888	7,622	7,364	7,114	$10^{-4}$
3,2	6,871	6,637	6,41	6,19	5,976	5,77	5,571	5,377	5,19	5,009	$10^{-4}$
3,3	4,834	4,665	4,501	4,342	4,189	4,041	3,897	3,758	3,624	3,495	$10^{-4}$
3,4	3,369	3,248	3,131	3,018	2,909	2,803	2,701	2,602	2,507	2,415	$10^{-4}$
3,5	2,326	2,241	2,158	2,078	2,001	1,926	1,854	1,785	1,718	1,653	$10^{-4}$

Продолжение таблицы А.1

$\alpha$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Мно- житель
3,6	1,591	1,531	1,473	1,417	1,363	1,311	1,261	1,213	1,166	1,121	$10^{-4}$
3,7	1,078	1,036	0,9961	0,9574	0,9201	0,8842	0,8496	0,8162	0,784	0,7532	$10^{-4}$
3,8	7,235	6,948	6,673	6,407	6,152	5,906	5,669	5,442	5,223	5,012	$10^{-5}$
3,9	4,81	4,615	4,427	4,247	4,074	3,908	3,747	3,594	3,446	3,304	$10^{-5}$
4,0	3,167	3,3036	2,91	2,789	2,673	2,561	2,454	2,351	2,252	2,157	$10^{-5}$
4,1	2,066	1,978	1,894	1,814	1,737	1,662	1,591	1,523	1,458	1,395	$10^{-5}$
4,2	1,335	1,277	1,222	1,168	1,118	1,069	1,022	0,9774	0,9345	0,8934	$10^{-5}$
4,3	8,54	8,163	7,801	7,455	7,124	6,807	6,503	6,212	5,934	5,668	$10^{-6}$
4,4	5,413	5,169	4,935	4,712	4,498	4,294	4,098	3,911	3,732	3,561	$10^{-6}$
4,5	3,398	3,241	3,092	2,949	2,813	2,682	2,558	2,439	2,325	2,216	$10^{-6}$
4,6	2,112	2,013	1,919	1,828	1,742	1,66	1,581	1,506	1,434	1,366	$10^{-6}$
4,7	1,301	1,239	1,179	1,123	1,069	1,017	0,968	0,9211	0,8765	0,8339	$10^{-6}$
4,8	7,933	7,547	7,178	6,827	6,492	6,173	5,869	5,58	5,304	5,042	$10^{-7}$
4,9	4,792	4,554	4,327	4,111	3,906	3,711	3,525	3,348	3,179	3,019	$10^{-7}$
5,0	2,866	2,722	2,584	2,452	2,328	2,209	2,096	1,98	1,877	1,79	$10^{-7}$
5,1	1,698	1,611	1,528	1,449	1,374	1,302	1,235	1,17	1,11	1,052	$10^{-7}$
5,2	9,96	9,442	8,946	8,476	8,029	7,605	7,203	6,821	6,459	6,116	$10^{-8}$
5,3	5,79	5,481	5,188	4,911	4,648	4,389	4,161	3,937	3,724	3,523	$10^{-8}$
5,4	3,332	3,151	2,98	2,818	2,664	2,518	2,381	2,25	2,127	2,01	$10^{-8}$
5,5	1,899	1,794	1,695	1,601	1,512	1,428	1,349	1,274	1,203	1,135	$10^{-8}$
5,6	1,072	1,012	0,9548	0,901	0,8502	0,8022	0,7569	0,714	0,6735	0,6352	$10^{-8}$
5,7	5,99	5,649	5,326	5,021	4,734	4,462	4,206	3,964	3,735	3,519	$10^{-9}$
5,8	3,316	3,124	2,942	2,771	2,61	2,458	2,314	2,179	2,051	1,931	$10^{-9}$
5,9	1,818	1,711	1,61	1,515	1,425	1,341	1,261	1,186	1,116	1,049	$10^{-9}$
6,0	9,866	9,276	8,721	8,198	7,706	7,242	6,806	6,395	6,009	5,645	$10^{-10}$
6,1	5,303	4,982	4,679	4,394	4,126	3,874	3,637	3,414	3,205	3,008	$10^{-10}$
6,2	2,823	2,649	2,486	2,332	2,188	2,052	1,925	1,805	1,693	1,587	$10^{-10}$
6,3	1,488	1,395	1,308	1,226	1,149	1,076	1,009	0,9451	0,8854	0,8294	$10^{-10}$
6,4	7,769	7,276	6,814	6,38	5,974	5,592	5,235	4,9	4,586	4,292	$10^{-11}$
6,5	4,016	3,757	0,515	3,288	3,076	2,877	2,69	2,516	2,352	2,199	$10^{-11}$
6,6	2,055	1,922	1,796	1,678	1,568	1,465	1,369	1,279	1,195	1,116	$10^{-11}$
6,7	1,042	0,9731	0,9086	0,8483	0,7919	0,7392	0,69	0,6439	0,6009	0,5607	$10^{-11}$
6,8	5,231	4,88	4,552	4,246	3,96	3,692	3,443	3,21	2,993	2,79	$10^{-12}$
6,9	2,6	2,423	2,258	2,104	1,96	1,826	1,701	1,585	1,476	1,374	$10^{-12}$
7,0	1,28	1,192	1,109	1,033	0,9612	0,8946	0,8325	0,7747	0,7208	0,6706	$10^{-12}$
7,1	6,238	5,802	5,396	5,018	4,666	4,339	4,034	3,75	3,486	3,24	$10^{-13}$
7,2	3,011	2,798	2,599	2,415	2,243	2,084	1,935	1,797	1,669	1,55	$10^{-13}$
7,3	1,439	1,336	1,24	1,151	1,068	0,991	0,9195	0,8531	0,7914	0,7341	$10^{-13}$
7,4	6,809	6,315	5,856	5,43	5,034	4,667	4,326	4,01	3,716	3,444	$10^{-14}$
7,5	3,191	2,956	2,739	2,537	2,35	2,176	2,015	1,866	1,728	1,6	$10^{-14}$
7,6	1,481	1,37	1,268	1,174	1,086	1,005	0,9297	0,86	0,7954	0,7357	$10^{-14}$
7,7	6,803	6,291	5,816	5,377	4,971	4,595	4,246	3,924	3,626	3,35	$10^{-15}$
7,8	3,095	2,859	2,641	2,439	2,253	2,08	1,921	1,773	1,637	1,511	$10^{-15}$
7,9	1,395	1,287	1,188	1,096	1,011	0,9326	0,8602	0,7934	0,7317	0,6747	$10^{-15}$

Продолжение таблицы А.1

$\alpha$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	Мно- житель
8,0	6,22	5,735	5,287	4,874	4,492	4,14	3,815	3,515	3,238	2,938	$10^{-16}$
8,1	2,748	2,531	2,331	2,146	1,976	1,82	1,675	1,542	1,419	1,306	$10^{-16}$
8,2	1,202	1,106	1,018	0,9361	0,8611	0,792	0,7284	0,6698	0,6159	0,5662	$10^{-16}$
8,3	5,206	4,785	4,398	4,042	3,714	3,443	3,146	2,881	2,646	2,431	$10^{-17}$
8,4	2,232	2,05	1,882	1,728	1,587	1,457	1,337	1,227	1,126	1,033	$10^{-17}$
8,5	9,48	8,697	7,978	7,317	6,711	6,154	5,643	5,174	4,744	4,348	$10^{-18}$
8,6	3,986	3,653	3,348	3,068	2,811	2,575	2,359	2,161	1,978	1,812	$10^{-18}$
8,7	1,659	1,519	1,391	1,273	1,166	1,067	0,9763	0,8933	0,8174	0,7478	$10^{-18}$
8,8	6,841	6,257	5,723	5,234	4,786	4,376	4,001	3,657	3,343	3,055	$10^{-19}$
8,9	2,792	2,552	2,331	2,13	1,946	1,777	1,623	1,483	1,354	1,236	$10^{-19}$
9,0	1,129	1,03	0,9404	0,8584	0,7834	0,7148	0,6522	0,5951	0,5429	0,4952	$10^{-19}$
9,1	4,517	4,119	3,756	3,425	3,123	2,847	2,595	2,365	2,155	1,964	$10^{-20}$
9,2	1,79	1,631	1,486	1,353	1,232	1,122	1,022	0,9307	0,8474	0,7714	$10^{-20}$
9,3	7,022	6,392	5,817	5,294	4,817	4,382	3,987	3,627	3,299	3,0	$10^{-21}$
9,4	2,728	2,481	2,255	2,05	1,864	1,694	1,54	1,399	1,271	1,155	$10^{-21}$
9,5	1,049	0,9533	0,8659	0,7864	0,7142	0,6485	0,5888	0,5345	0,4852	0,4404	$10^{-21}$
9,6	3,997	3,627	3,292	2,986	2,709	2,458	2,229	2,022	1,834	1,663	$10^{-22}$
9,7	1,507	1,367	1,239	1,123	1,018	0,9223	0,8358	0,7573	0,6861	0,6215	$10^{-22}$
9,8	5,629	5,098	4,617	4,181	3,786	3,427	3,102	2,808	2,542	2,3	$10^{-23}$
9,9	2,081	1,883	1,704	1,541	1,394	1,261	1,14	1,031	0,9323	0,842	$10^{-23}$
10,0	7,62	–	–	–	–	–	–	–	–	–	$10^{-24}$



Таблица А.2 – Значения функции Лапласа  $\Phi(\alpha) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_0^\alpha e^{-z^2/2} dz$

$\alpha$	$\Phi(\alpha)$	$\alpha$	$\Phi(\alpha)$	$\alpha$	$\Phi(\alpha)$	$\alpha$	$\Phi(\alpha)$	$\alpha$	$\Phi(\alpha)$	$\alpha$	$\Phi(\alpha)$
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
0,0	0,0	0,5	0,19146	1,0	0,34134	1,5	0,43319	2,0	0,47725	3,0	0,49865
0,01	0,00399	0,51	0,19497	1,01	0,34375	1,51	0,43448	2,02	0,47831	3,05	0,49886
0,02	0,0098	0,52	0,19847	1,02	0,34614	1,52	0,43574	2,04	0,47932	3,1	0,49903
0,03	0,01197	0,53	0,20194	1,03	0,34849	1,53	0,43699	2,06	0,4803	3,15	0,49918
0,04	0,01595	0,54	0,2054	1,04	0,35083	1,54	0,43822	2,08	0,48124	3,2	0,49931
0,05	0,01994	0,55	0,20884	1,05	0,35314	1,55	0,43943	2,1	0,48214	3,25	0,49942
0,06	0,02392	0,56	0,21226	1,06	0,35543	1,56	0,44062	2,12	0,483	3,3	0,49952
0,07	0,0279	0,57	0,21566	1,07	0,35769	1,57	0,44179	2,14	0,48382	3,35	0,4996
0,08	0,03188	0,58	0,21904	1,08	0,35993	1,58	0,44295	2,16	0,48461	3,4	0,49966
0,09	0,03586	0,59	0,2224	1,09	0,36214	1,59	0,44408	2,18	0,48537	3,45	0,49972
0,1	0,03983	0,6	0,22575	1,1	0,36433	1,6	0,4452	2,2	0,4861	3,5	0,49977
0,11	0,0438	0,61	0,22907	1,11	0,3665	1,61	0,4463	2,22	0,48679	3,55	0,49981
0,12	0,04776	0,62	0,23237	1,12	0,36864	1,62	0,44738	2,24	0,48745	3,6	0,49984
0,13	0,05172	0,63	0,23565	1,13	0,37076	1,63	0,44845	2,26	0,48809	3,65	0,49987
0,14	0,05567	0,64	0,23891	1,14	0,37286	1,64	0,4495	2,28	0,4887	3,7	0,49989
0,15	0,05962	0,65	0,24215	1,15	0,37493	1,65	0,45053	2,3	0,48928	3,75	0,49991
0,16	0,06356	0,66	0,24537	1,16	0,37698	1,66	0,45154	2,32	0,48983	3,8	0,49993

Продолжение таблицы А.2

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
0,17	0,06749	0,67	0,24857	1,17	0,379	1,67	0,45254	2,34	0,49036	3,85	0,49994
0,18	0,07142	0,68	0,25175	1,18	0,381	1,68	0,45352	2,36	0,49086	3,9	0,49995
0,19	0,07535	0,69	0,2549	1,19	0,38298	1,69	0,45449	2,38	0,49134	3,95	0,49996
0,2	0,07926	0,7	0,25804	1,2	0,38493	1,7	0,45543	2,4	0,4918	4,0	0,49997
0,21	0,08317	0,71	0,26115	1,21	0,38686	1,71	0,45637	2,42	0,49224	4,05	0,49997
0,22	0,08706	0,72	0,26424	1,22	0,38877	1,72	0,45728	2,44	0,49266	4,1	0,49998
0,23	0,09095	0,73	0,2673	1,23	0,39065	1,73	0,45818	2,46	0,49305	4,15	0,49998
0,24	0,09483	0,74	0,27035	1,24	0,39251	1,74	0,45907	2,48	0,49343	4,2	0,49999
0,25	0,09871	0,75	0,27337	1,25	0,39435	1,75	0,45994	2,5	0,49379	4,25	0,49999
0,26	0,10257	0,76	0,27637	1,26	0,03962	1,76	0,4608	2,25	0,49413	4,3	0,49999
0,27	0,10642	0,77	0,27935	1,27	0,39796	1,77	0,46164	2,54	0,49446	4,35	0,49999
0,28	0,11026	0,78	0,2823	1,28	0,39973	1,78	0,46246	2,56	0,49477	4,4	0,49999
0,29	0,11409	0,79	0,28524	1,29	0,40147	1,79	0,46327	2,58	0,49506	4,45	0,5
0,3	0,11791	0,8	0,28814	1,3	0,4032	1,8	0,46407	2,6	0,49534	4,5	0,5
0,31	0,12172	0,81	0,29103	1,31	0,4049	1,81	0,46485	2,62	0,4956	4,55	0,5
0,32	0,12552	0,82	0,29389	1,32	0,40658	1,82	0,4652	2,64	0,49585	4,6	0,5
0,33	0,1293	0,83	0,29673	1,33	0,40824	1,83	0,46638	2,66	0,49609	4,65	0,5
0,34	0,13307	0,84	0,29955	1,34	0,40988	1,84	0,46712	2,68	0,49632	4,7	0,5
0,35	0,13683	0,85	0,30234	1,35	0,41149	1,85	0,46784	2,7	0,49653	4,75	0,5
0,36	0,14058	0,86	0,30511	1,36	0,41309	1,86	0,46856	2,72	0,49674	4,8	0,5
0,37	0,14431	0,87	0,30785	1,37	0,41466	1,87	0,46926	2,74	0,49693	4,85	0,5

Продолжение таблицы А.2

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
0,38	0,14803	0,88	0,31057	1,38	0,41621	1,88	0,46995	2,76	0,49711	4,9	0,5
0,39	0,15173	0,89	0,31327	1,39	0,41774	1,89	0,47062	2,78	0,49728	4,95	0,5
0,4	0,15542	0,9	0,31594	1,4	0,41924	1,9	0,47128	2,8	0,49744	5,0	0,5
0,41	0,1591	0,91	0,31859	1,41	0,42073	1,91	0,47193	2,82	0,4976	–	–
0,42	0,16276	0,92	0,32121	1,42	0,4222	1,92	0,47257	2,84	0,49774	–	–
0,43	0,1664	0,93	0,32381	1,43	0,42364	1,93	0,4732	2,86	0,49788	–	–
0,44	0,17003	0,94	0,32639	1,44	0,42507	1,94	0,47381	2,88	0,49801	–	–
0,45	0,17364	0,95	0,32894	1,45	0,42647	1,95	0,47441	2,9	0,49813	–	–
0,46	0,17724	0,96	0,33147	1,46	0,42785	1,96	0,475	2,92	0,49825	–	–
0,47	0,18082	0,97	0,33398	1,47	0,42922	1,97	0,47558	2,94	0,49836	–	–
0,48	0,18439	0,98	0,33646	1,48	0,43056	1,98	0,47615	2,96	0,49846	–	–
0,49	0,18793	0,99	0,33891	1,49	0,43189	1,99	0,4767	2,98	0,49856	–	–

Таблица А.3 – Значения нормальной функции ошибок  $erf(\alpha) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_0^\alpha e^{-z^2} dz$

$\alpha$	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
0,0	0,0	0,011283	0,022565	0,033841	0,045111	0,056372	0,067622	0,078858	0,090078	0,101281
0,1	0,112463	0,123623	0,134758	0,145867	0,156947	0,167996	0,179012	0,189992	0,2000936	0,21184
0,2	0,222703	0,233522	0,244296	0,255023	0,2657	0,276326	0,2869	0,297418	0,30788	0,318283
0,3	0,328627	0,3389908	0,349126	0,359279	0,369365	0,379382	0,38933	0,399206	0,409009	0,418739
0,4	0,428392	0,437969	0,447468	0,456887	0,466225	0,475482	0,484655	0,493745	0,50275	0,511668
0,5	0,5205	0,529244	0,537899	0,546464	0,554939	0,563323	0,571616	0,579816	0,587923	0,595936
0,6	0,603856	0,611681	0,619411	0,627046	0,634586	0,642029	0,649377	0,656628	0,66378	0,67084
0,7	0,677801	0,684666	0,691433	0,698104	0,704678	0,711156	0,717537	0,723822	0,73001	0,736103
0,8	0,742101	0,748003	0,753811	0,759524	0,765143	0,770668	0,7761	0,75144	0,786687	0,791843
0,9	0,796908	0,801883	0,806768	0,811564	0,816271	0,820891	0,825424	0,82987	0,834232	0,8385508
1,0	0,842701	0,84681	0,850838	0,854784	0,85865	0,862436	0,866144	0,869773	0,873326	0,876803
1,1	0,880205	0,883533	0,886788	0,889971	0,893082	0,896124	0,899096	0,902	0,904837	0,907608
1,2	0,910314	0,912956	0,91805	0,91805	0,920505	0,9229	0,925236	0,927514	0,929734	0,931899
1,3	0,934008	0,936063	0,938065	0,940015	0,941914	0,943762	0,945561	0,947312	0,949016	0,950673
1,4	0,952285	0,953852	0,955376	0,956857	0,958297	0,959695	0,961054	0,962373	0,963654	0,964898
1,5	0,966105	0,967277	0,968413	0,969516	0,970586	0,971623	0,972628	0,973603	0,974547	0,975462
1,6	0,976348	0,977207	0,978038	0,978843	0,979622	0,980376	0,981105	0,98181	0,982493	0,983153
1,7	0,98379	0,985003	0,985578	0,985578	0,986135	0,986672	0,98719	0,987691	0,988174	0,988641
1,8	0,989091	0,989525	0,989943	0,990347	0,990736	0,991111	0,991472	0,991821	0,992156	0,992479
1,9	0,99279	0,99309	0,993378	0,993656	0,993923	0,994179	0,994426	0,994664	0,994892	0,995111
2,0	0,995322	0,995525	0,995719	0,995906	0,996086	0,996258	0,996423	0,996582	0,996734	0,99688
2,1	0,997021	0,997155	0,997284	0,997407	0,997525	0,997639	0,997747	0,997851	0,997951	0,998046
2,2	0,998137	0,998224	0,998308	0,998388	0,998464	0,998537	0,998607	0,998674	0,998738	0,998799
2,3	0,998857	0,998912	0,998966	0,999016	0,999065	0,999111	0,999155	0,999197	0,999237	0,999275

Продолжение таблицы А.3

<b>α</b>	<b>0</b>	<b>1</b>	<b>2</b>	<b>3</b>	<b>4</b>	<b>5</b>	<b>6</b>	<b>7</b>	<b>8</b>	<b>9</b>
2,4	0,99931	0,999346	0,999379	0,999411	0,999441	0,999469	0,999497	0,999523	0,999547	0,999571
2,5	0,999593	0,999614	0,999635	0,999654	0,999672	0,999689	0,999706	0,999722	0,999736	0,999751
2,6	0,999764	0,999777	0,999789	0,9998	0,999811	0,999822	0,999831	0,999841	0,999849	0,999858
2,7	0,999866	0,999873	0,99988	0,999887	0,999893	0,999899	0,999905	0,99991	0,999916	0,99992
2,8	0,999925	0,999929	0,999933	0,999937	0,999941	0,999944	0,999948	0,999951	0,999954	0,999956
2,9	0,999959	0,999961	0,999964	0,999966	0,999968	0,99997	0,999972	0,999973	0,999975	0,999976
3,0	0,99997791	0,99997926	0,99998053	0,99998173	0,99998286	0,99998392	0,99998492	0,99998586	0,99998674	0,9999875
3,1	0,99998835	0,99998908	0,99998977	0,99999042	0,99999103	0,9999916	0,99999214	0,99999264	0,99999311	0,99999356
3,2	0,99999397	0,99999436	0,99999473	0,99999507	0,9999954	0,9999957	0,99999598	0,99999624	0,99999649	0,9999972
3,3	0,99999694	0,99999715	0,99999734	0,99999751	0,99999768	0,99999784	0,99999798	0,99999812	0,99999825	0,99999837
3,4	0,99999848	0,99999858	0,99999868	0,99999877	0,99999885	0,99999893	0,99999901	0,99999908	0,99999914	0,9999992
3,5	0,99999926	0,99999931	0,99999936	0,9999994	0,99999945	0,99999948	0,99999952	0,99999956	0,99999959	0,99999962
3,6	0,99999964	0,99999967	0,99999969	0,99999972	0,99999974	0,99999976	0,99999977	0,99999979	0,99999981	0,99999982
3,7	0,99999983	0,99999985	0,99999986	0,99999987	0,99999988	0,99999989	0,99999989	0,9999999	0,99999991	0,99999992
3,8	0,99999992	0,99999993	0,99999999	0,99999994	0,99999994	0,99999995	0,99999995	0,99999996	0,99999996	0,99999996
3,9	0,99999997	0,99999997	0,99999997	0,99999997	0,99999997	0,99999998	0,99999998	0,99999998	0,99999998	0,99999998

## ПРИЛОЖЕНИЕ Б

(рекомендуемое)

### ЭКСПРЕСС-ТЕСТЫ

На каждый вопрос теста необходимо отвечать в виде: ДА, НЕТ, НЕ ЗНАЮ. За правильный ответ дается плюс 1 балл, за неверный – минус 1 балл, за НЕ ЗНАЮ – нуль баллов. Сумма баллов является общей отметкой по десятибалльной системе за тест.

#### Тест №1

- 1 Зависит ли приведенная погрешность для цифровых систем телеизмерения (ТИ) от шага квантования?
- 2 Можно ли определить среднеквадратичную погрешность системы ТИ из выражения  $\sigma = (\sigma_1 + \sigma_2 + \dots + \sigma_n)/n$  ?
- 3 Верно ли утверждение, что при слабых флуктуационных помехах преобладает средняя погрешность?
- 4 Можно ли отнести систему ТИ ко второй группе по быстрдействию, если время установления показаний составляет 3 с?
- 5 Можно ли суммировать измеряемые величины, если коэффициенты преобразования по разным каналам различны?
- 6 Можно ли устанавливать телемеханическое оборудование в закрытых неотапливаемых помещениях, если оно предназначено для установки на открытом воздухе?
- 7 Можно ли в системе ТИ с ЧРК перед групповым демодулятором устанавливать ограничитель, если передача осуществляется методом АМ?
- 8 Устраняет ли ограничение сигнала паразитную АМ в системе с ФМ?
- 9 Справедливо ли утверждение, что ФНЧ в системе ТИ с ЧРК служит для увеличения отношения сигнал/шум?
- 10 Будет ли искажаться групповой сигнал, если время запаздывания будет меняться в зависимости от частоты гармонической составляющей?

#### Тест №2

- 1 Вызываются ли перекрестные искажения нелинейностью АЧХ группового тракта?
- 2 Увеличивается ли вероятность перемодуляции при увеличении уровня полной линейной модуляции?
- 3 Зависит ли порог перемодуляции от эффективного значения сигнала?
- 4 Определяется ли средняя длительность выброса случайного процесса полосой пропускания группового тракта?

5 Справедливо ли утверждение, что для того, чтобы величина ошибки была постоянна в каждом канале системы ТИ с ЧРК, амплитудное значение поднесущих необходимо увеличивать пропорционально изменению частоты полезного сообщения?

6 Можно ли применить аппроксимацию АЧХ группового тракта полиномом, если стоит ограничитель перед второй ступенью модуляции?

7 Можно ли уменьшить влияние перекрестных помех путем выбора поднесущих частот?

8 Можно ли считать групповой сигнал случайным, если число каналов равно 5?

9 Зависит ли допустимое увеличение амплитуды поднесущих в системе ТИ с ЧРК от числа каналов?

10 Можно ли определить величину среднеквадратичной ошибки от перекрестных помех по выражениям для расчета помехоустойчивости?

### Тест №3

1 Зависят ли переходные искажения от крутизны спада характеристики ФНЧ при АМ?

2 Определяется ли относительная ошибка от переходных искажений при ЧМ разностью частот в соседних каналах?

3 Можно ли по выражению  $F_{п1} = 5F_{сmax}$  определить частоту первой поднесущей в системе с АМ?

4 Зависит ли разнос поднесущих частот в системе с ЧМ от индекса модуляции?

5 Может ли коэффициент, учитывающий линейность характеристики частотного модулятора, быть больше чем 0,075?

6 Можно ли частоту опроса каналов в системе ТИ с ВРК выбрать из выражения  $F_1 < 2F_{сmax}$  ?

7 Можно ли из выражения  $f_{ТТИ} = 1/T_K$  определить частоту тактовых импульсов?

8 Является ли недостаточная ширина полосы пропускания группового тракта причиной междуканальных искажений в системе ТИ с ВРК?

9 Является ли завал АЧХ группового тракта в области высоких частот причиной искажений первого рода?

10 Приводят ли искажения второго рода в системах ТИ с ВРК к расширению информационных импульсов при ШИМ?

### Тест №4

1 Появляется ли зависимость амплитуды полезной составляющей от частоты модуляции при демодуляции АИМ-1 сигнала с помощью пикового детектора?

- 2 Можно ли в системе ТИ с ВРК широкополосный сигнал передать по узкополосному каналу?
- 3 Приводит ли пошаговый метод синхронизации при передаче специальных тактовых импульсов к снижению помехоустойчивости?
- 4 Можно ли осуществить пошаговую синхронизацию в системе с АИМ при  $m_{\text{АИМ}} = 1$ ?
- 5 Будет ли производиться подстройка частоты местного генератора при инерционном способе синхронизации, если фазы двух последовательностей импульсов отличаются на  $90^\circ$ ?
- 6 Можно ли по выражению  $F_{\text{п1}} < 40nF_{\text{max}}$  определить частоту первой поднесущей в системе ТИ с ЧВРК?
- 7 Можно ли утверждать, что энергетические показатели системы с ЧВРК примерно эквивалентны показателям системы с ВРК?
- 8 Присутствуют ли комбинационные частоты от перекрестных искажений в системах с ЧВРК?
- 9 Нужен ли распределитель каналов на приемной стороне в системе ТИ с ЧВРК?
- 10 Определяется ли спектр сигнала в линии связи в системах ТИ с ЧВРК несущей частотой и одной из поднесущих с ее боковыми составляющими?

### Тест №5

- 1 Зависят ли частота ГТИ в цифровой системе ТИ от скорости передачи информации по каналу связи?
- 2 Можно ли в качестве синхросигнала в цифровой системе применить специальную кодовую комбинацию?
- 3 Может ли в цифровой системе ТИ применяться двойная модуляция КИМ – ОФМП?
- 4 Можно ли осуществить масштабирование сигнала на передающей стороне?
- 5 Зависит ли период опроса датчиков в системе с КИМ от числа каналов?
- 6 Зависит ли точность преобразования «аналог – код» от числа разрядов АЦП?
- 7 Зависит ли длительность подцикла от числа разрядов АЦП?
- 8 Будет ли одинаковой длительность информационного импульса в системе с циклическим и адресным опросом датчиков, если все параметры систем одинаковы?
- 9 Можно ли избежать накопление ошибок в цифровой системе при многократной передаче?
- 10 Можно ли считать, что прием сигнала в системе ТИ с КИМ сводится к процессу измерения?



## Тест №6

- 1 Может ли скорость передачи информации в адаптивных системах меняться в зависимости от интенсивности шума в канале связи?
- 2 Верно ли, что в системах с адаптивной дискретизацией определяется канал с наибольшей погрешностью?
- 3 Целесообразно ли передавать код конца в системе с адаптивной дискретизацией?
- 4 Можно ли в системе с адаптивной дискретизацией при сохранении заданной погрешности и уменьшении полосы частот сократить период дискретизации?
- 5 Можно ли в системе с адаптивной коммутацией применить циклический опрос датчиков?
- 6 Сопровождается ли измерительная информация в системе с адаптивной коммутацией адресной посылкой?
- 7 Верно ли предположение, что анализатор активности входных сигналов определяет момент времени, когда погрешность по данному каналу достигла максимально возможного значения?
- 8 Можно ли корректировать частоту опроса датчиков в АТИС в зависимости от суммарной погрешности?
- 9 Верно ли предположение, что в системах с рациональным построением телеметрического кадра используется принцип адаптивной дискретизации?
- 10 Можно ли использовать принцип сокращения избыточности в АТИС в целях повышения помехоустойчивости систем?

## Тест №7

- 1 Применяется ли одноступенчатый метод управления в системах ТУ?
- 2 Означает ли принцип иерархичности, что диспетчер сначала осуществляет подготовительную операцию, а затем исполнительную?
- 3 Включает ли предупредительная сигнализация в себя и аварийную?
- 4 Может ли ТС осуществляться спорадически?
- 5 Можно ли в частотных системах ТУ-ТС применять коды на перестановки?
- 6 Можно ли в системах ТУ-ТС с кодовым разделением сигналов применять циклические коды?
- 7 Справедливо ли утверждение, что в системах с ИОС решающая роль принадлежит приемнику?
- 8 Целесообразно ли в системах с полной информационной обратной связью применять корректирующие коды?
- 9 Могут ли системы с обратной связью работать по дуплексным каналам?
- 10 Может ли быть в системе с РОС вставка информации?

## Тест №8

- 1 Означает ли избирание сигналов выбор конкретного сигнала для обеспечения адресного управления?
- 2 Следует ли связывать выбор метода разделения сигналов с помехоустойчивостью?
- 3 Могут ли при частотном разделении сигналов образовываться параллельные каналы?
- 4 Могут ли при частотном разделении сигналов команды ТУ и сообщения ТС посылаться по одной и той же линии связи?
- 5 Можно ли в качестве преобразователя радиоимпульса в видеоимпульс в ТУ-ТС применить амплитудный детектор?
- 6 Можно ли в системах ТУ-ТС с временным разделением сигналов в качестве синхросигнала применить специальную кодовую комбинацию?
- 7 Обеспечивает ли частотно-комбинационный метод избирания объектов повышенное быстродействие и помехоустойчивость?
- 8 Может ли ЭВМ в системах ТУ-ТС осуществлять автоматический контроль и управление технологическими процессом?
- 9 Может ли датчик ТС иметь два замыкающих или размыкающих контакта?
- 10 Справедливо ли утверждение, что кодовое разделение сигналов требует меньшего числа импульсов, чем циклическое временное разделение сигналов?

## Тест №9

- 1 Осуществляет ли блок режимов работы в системах телерегулирования контроль за работоспособностью оборудования пункта управления?
- 2 Может ли в системе телерегулирования вызов ТИ осуществлять ЭВМ?
- 3 Можно ли синхронизацию в системах ТР осуществить с помощью синхроимпульса?
- 4 Осуществляет ли узел синхронизации на КП системы ТР прием сигнала методом стробирования?
- 5 Осуществляет ли блок режимов работы ПУ системы ТР проверку адреса по методу информационной обратной связи?
- 6 Допускается ли передача команд для двух регуляторов одновременно?
- 7 Можно ли в системах ТР использовать цифровую модуляцию?
- 8 Допускается ли передача «квитанции» при телерегулировании?
- 9 Могут ли регуляторы в системе ТР самостоятельно принимать решения о приостановке работы при достижении заданных параметров?
- 10 Можно ли питание систем ТР осуществлять от сети 380 В с колебаниями амплитуды плюс 10 % и минус 15 %?

## Тест №10

- 1 Строятся ли информационно-телеметрические системы (ИТС) по магистрально-модульному принципу?
- 2 Используется ли при построении ИТС иерархические принципы?
- 3 Позволяет ли иерархический принцип уменьшить сложность системы?
- 4 Зависит ли статистическая избыточность в ИТС от частоты опроса источников информации?
- 5 Используется ли в ИТС временное уплотнение с незакрепленными каналами?
- 6 Осуществляется ли в локальном элементе помехоустойчивое кодирование?
- 7 Составляют ли локальные элементы второй уровень иерархии в системе информационно-телеметрического обеспечения?
- 8 Можно ли применять мажоритарную логику для обеспечения толерантности работоспособным ИТС?
- 9 Можно ли магистрально-модульный принцип построения бортовых систем применять для надводных (кораблей) и подводных аппаратов?
- 10 Упрощает ли пакетная телеметрия процесс доставки потребителям информации от бортовых источников?

## Тест №11

- 1 Является ли околоземное и космическое пространство радиолинией?
- 2 Можно ли по воздушной линии передавать сигналы с частотой  $5 \cdot 10^5$  Гц?
- 3 Относится ли диапазон частот  $5 \cdot 10^{14} - 7 \cdot 10^{14}$  Гц к оптическому?
- 4 Входит ли в состав канала передачи информации кодирующее и декодирующее устройство?
- 5 Можно ли в устройстве с мажоритарным уплотнением в качестве генератора канального сигнала применить генератор псевдослучайной последовательности?
- 6 Можно ли из выражения  $b_i = \frac{1}{2} \ln \frac{P_1}{P_2}$ , определить затухание в децибелах?
- 7 Верно ли соотношение между непером и децибелом  $1 \text{ Нп} = 0,115 \text{ дБ}$ ?
- 8 Можно ли за напряжение условного нулевого уровня принять уровень  $U_0 = 1,29 \text{ В}$ ?
- 9 Можно ли назвать уровень сигнала положительным, если мощность в данной точке  $P_x = 500 \text{ мВт}$ ?
- 10 Зависит ли затухание в коаксиальном кабеле от частоты сигнала?

## Тест №12

- 1 Зависит ли дальность передачи на метровых, дециметровых и сантиметровых волнах от высоты приемной антенны?
- 2 Способствует ли применение антенн с узкой диаграммой направленности уменьшению мощности передатчика, необходимой для нормальной работы системы?
- 3 Зависит ли качество передачи сигналов в радиолинии от времени года и суток?
- 4 Работают ли наземные радиорелейные станции в диапазоне частот от 35 до 45 ГГц?
- 5 Справедливо ли утверждение, что тропосфера находится на высоте 40 км?
- 6 Применяются ли ретрансляционные станции в тропосферных системах связи?
- 7 Работают ли ионосферные системы передачи информации на метровых волнах?
- 8 Справедливо ли утверждение, что ионосфера находится на высоте 500 км?
- 9 Справедливо ли утверждение, что метеорные системы основаны на использовании отражений радиоволн метрового диапазона от следов сгорающих метеоров?
- 10 Можно ли передавать информацию по ионосферным линиям со скоростью 1600 бод?

## Тест №13

- 1 Работают ли системы спутниковой связи в диапазоне частот от 1 до 1,5 ГГц?
- 2 Используются ли радиолинии «Космос – Земля» для управления устройствами, расположенными на космическом аппарате?
- 3 Можно ли применять адаптивную линию в дальней космической связи для поддержания постоянства вероятности ошибки?
- 4 Справедливо ли утверждение, что оптический диапазон превышает весь радиодиапазон?
- 5 Правы ли мы, когда утверждаем, что лазер – это источник электромагнитных колебаний?
- 6 Действительно ли, что в атмосферных и космических оптических линиях связи (ОЛС) используется открытый канал распространения света?
- 7 Можно ли осуществить передачу сообщения в ОЛС методом АМ?
- 8 Можно ли в ОЛС применять кодоимпульсную модуляцию?
- 9 Зависит ли качество передачи информации по атмосферным ОЛС от промышленных загрязнений атмосферы?
- 10 Могут ли атмосферные ОЛС применяться для дальней связи?

## Тест №14

- 1 Справедливо ли утверждение, что стеклянный световод волоконно-оптической линии связи (ВОЛС) представляет собой однослойное стеклянное волокно?
- 2 Можно ли при передаче информации по ВОЛС использовать временное разделение сигналов?
- 3 Можно ли в оптическом волокне одновременно осуществить несколько мод?
- 4 Справедливо ли утверждение, что многомодовые кабели обладают лучшими характеристиками по сравнению с одномодовыми?
- 5 Может ли длина регенеративного участка достигать 500 км за счет применения чувствительных фотоприемников?
- 6 Могут ли применяться волоконные усилители, выполненные на основе легированного эрбием оптоволокна (ОВ)?
- 7 Может ли для сосредоточенных объектов применяться радиальная линия связи для подключения КП?
- 8 Можно ли при радиальной структуре линии связи использовать общий линейный блок?
- 9 Можно ли при радиально-узловой структуре линии связи применять ВОЛС между КП и УП и радиолинию между УП и ПУ?
- 10 Могут ли узлы коммутации в сетях передачи дискретных сообщений иметь радиально-узловое соединение?

## Тест №15

- 1 Можно ли назвать помеху мультипликативной, если ее взаимодействие с полезным сигналом описывается выражением  $y = x + \varepsilon$ ?
- 2 Называется ли помеха апериодической, если она описывается выражением  $U(t) = U_0 e^{-\alpha t}$ ?
- 3 Можно ли помеху отнести к флуктуационной, если отсутствуют выбросы, отличающиеся от среднего уровня в пять раз?
- 4 Можно ли из выражения  $U_{\varphi} = \sigma_0 \sqrt{\Delta f}$  определить уровень флуктуационной помехи?
- 5 Соответствует ли центральный момент второго порядка дисперсии?
- 6 Характеризует ли закон Пуассона вероятность появления  $K$ -импульсов помехи на интервал времени  $\tau$ ?
- 7 Приводят ли искажения типа «дробления» к изменению местоположения полезного импульса?
- 8 Вызываются ли искажения по соседнему каналу искажениями типа «преобладания»?
- 9 Вызываются ли перекрестные помехи неидеальностью АЧХ фильтров?
- 10 Вызывают ли искажения преобладания изменения длительности импульса за счет паузы?

## Тест №16

- 1 Характеризует ли вероятность правильного приема достоверность приема информации?
- 2 Можно ли для оценки помехоустойчивости дискретных сигналов использовать вероятностный критерий?
- 3 Можно ли теорию потенциальной помехоустойчивости применить при воздействии импульсных помех?
- 4 Характеризует ли величина  $\beta = U_{\text{пск}} / U_{\text{пор}}$  пороговые свойства приемника?
- 5 Справедливы ли наши утверждения, что  $P_{10} = V(\beta)$ ?
- 6 Зависит ли вероятность появления ложного сигнала от коэффициента потенциальной помехоустойчивости?
- 7 Идеальный приемник Котельникова зафиксировал, что  $I_2 - I_1 < \beta$ . Соответствует ли это приему сигнала А2?
- 8 Справедливо ли утверждение, что заполнение видеоимпульсами токами высокой частоты приводит к увеличению достоверности приема сигнала, если диапазон величин один и тот же?
- 9 Может ли по помехоустойчивости при одинаковом диапазоне изменения параметров сигнала полярная модуляция превосходить ФМП?
- 10 Пропускает ли идеальный приемник удвоенную частоту полезного сигнала?

## Тест №17

- 1 Соответствует ли выражение  $P_{01} + P_{11} = 1$  теореме о полной группе событий?
- 2 Составляют ли вероятность правильного приема и вероятность ошибки полную группу событий для двоичных избыточных кодов?
- 3 Верно ли выражение  $P_{10} = P_{11}$  для симметричных каналов?
- 4 Можно ли из выражения  $\beta = U_{\text{пор}} / U_{\text{п.скв}}$  определить коэффициент, характеризующий пороговые свойства приемника?
- 5 Справедливо ли утверждение, что вероятность того, что одна комбинация перейдет в другую, равна произведению вероятностей переходов каждого символа?
- 6 Можно ли по формуле  $P_{\text{пр}} = P_{00}^{\ell} \cdot P_{11}^m$  определить вероятность правильного приема, если  $\ell$  и  $m$  – число нулей и единиц в кодовой комбинации соответственно?
- 7 Верна ли формула  $P_{\text{пр}} = (1 - P_1)^n$  для определения вероятности правильного приема в симметричном канале?

8 Можно ли найти среднюю вероятность ошибки за такт из выражения  $\bar{P}_{\text{ош}} = \sum_i P_i \sum_{j(j \neq i)} P_{ij}$  ?

9 Может ли быть вероятность возникновения трех ошибок больше вероятности возникновения двух ошибок?

10 Можно ли при длине кодовой комбинации определить число трех ошибок из выражения  $C_n^3 = \frac{n!}{3!(n-3)!}$  ?

### Тест №18

1 Верно ли выражение  $P_{\text{прав}} + P_{\text{н.ош}} = 1$  для кодов с обнаружением ошибок?

2 Верно ли утверждение, что код с защитой на четность обнаруживает только одиночные искажения, так как  $d = 2$  ?

3 Правомочны ли выводы, что код с постоянным весом не обнаруживает искажений только типа «смещения»?

4 Может ли код с двухкратным повторением обнаружить трехкратные искажения?

5 Одинаковы ли вероятности появления необнаруженных ошибок в инверсном и корреляционном кодах?

6 Соответствует ли выражение  $P_{\text{прав}} = (1 - P_1)^{2n_0}$  вероятности правильного приема в корреляционном коде, если  $n_0$  – число разрядов исходной кодовой комбинации?

7 Повышается ли вероятность правильного приема в коде Хэмминга за счет исправления одиночных искажений?

8 Обнаруживает ли код Хэмминга с  $d = 4$  все ошибки четной кратности?

9 Справедливо ли утверждение, что ложный прием в итеративном коде обуславливается искажениями, приводящими к появлению четных ошибок одновременно в строках и столбцах?

10 Правомочно ли утверждение, что поэлементное сравнение повторяемых комбинаций снижает вероятность ошибочного приема по сравнению с покомбинационным сравнением?

### Тест №19

1 Заключается ли технология расширения спектра сигналов в преднамеренном увеличении в передатчике полосы частот, занимаемой сигналом-переносчиком сообщений?

2 Уменьшается ли уровень спектральной плотности передаваемого сигнала при выполнении операции расширения спектра?

3 Применяется ли при прямом расширении спектра псевдослучайная фазовая манипуляция?

4 Можно ли базу сигнала принимать за выигрыш при обработке сигнала системы?

5 Сможет ли при прямом расширении спектра сообщение на первой ступени применяться частотная модуляция с минимальным сдвигом?

6 Означает ли принцип множественного доступа, что одновременно несколько абонентов используют канал передачи?

7 Можно ли считать, что если псевдослучайный сигнал, используемый для расширения спектра, имеет идеальную автокорреляционную функцию, то при сворачивании сигнала его копия может рассматриваться как мешающая интерференция?

8 Можно ли считать, что в приемнике осуществляется расширение спектра узкополосной помехи?

9 Может ли быть реализован когерентный прием сигнала с прямым расширением спектра?

10 Нужно ли поддерживать синхронизацию между генерируемым в приемнике и содержащимся в принимаемом сигнале псевдослучайным кодом?

### Тест №20

1 Существуют ли ограничения на увеличение коэффициента расширения спектра при прямом расширении спектра сообщения?

2 Решается ли проблема «близкий – далекий» применением системы управления мощностью абонентской станции?

3 Присутствуют ли в явном виде модулятор и демодулятор второй ступени при программной перестройке рабочей частоты?

4 Может ли перестройка частоты осуществляться путем непосредственного управления синтезатора сегментами ПСП, содержащими  $K$  символов?

5 Передается ли при медленной перестройке частоты один и тот же символ сообщения на нескольких частотах?

6 Определяется ли полоса частот сигнала при быстрой программной перестройке рабочей частоты выражением  $\Delta F_s = M \Delta f + 2R_b$  ?

7 Можно ли линейную частотную модуляцию сигнала несущей в пределах длительности  $\tau_0$  элемента сигнала рассматривать как частный случай ППРЧ?

8 Можно ли применять корректирующие коды на интервалах, в которых передаются сигналы другим абонентам, чтобы восстановить данные на этих интервалах при ППРЧ?

9 Допускает ли система со скачками частоты большие значения ошибок синхронизации по сравнению с системой прямого расширения спектра?

10 Приводят ли быстрые изменения уровня сигнала при переключении частоты к увеличению мгновенной полосы частот при ППРЧ?



## Тест №21

- 1 Можно ли отнести систему с программной перестройкой временного положения сигнала к системе с непрерывным режимом передачи?
- 2 Применяется ли предварительное преобразование сообщений в пакеты при ППВП сигналов?
- 3 Способствует ли применение псевдослучайных кодов для разных абонентов в системе с ППВП уменьшению вероятности использования двумя абонентами одной и той же полосы частот одновременно?
- 4 Обеспечивает ли ППВП сигналов преимущество в борьбе с многолучевостью?
- 5 Уменьшается ли время воздействия помехи и ее средняя мощность в системе ППВП сигналов?
- 6 Осуществляется ли при формировании пакетов временное сжатие псевдослучайностей символов в системе с ППВП сигналов?
- 7 Можно ли в системе с ППВП сигналов уменьшить излучаемую мощность пропорционально скважности?
- 8 Может ли отсутствовать синхронизация при приеме пакетов в системе ППВП сигналов?
- 9 Допускает ли ППВП сигналов множественный доступ?
- 10 Является ли проблема «близкий – далекий» актуальной для ППВП?

## Тест №22

- 1 Близки ли корреляционные свойства ПСП к соответствующим свойствам шумовой реализации такой же длительностью?
- 2 Соответствует ли термин «сбалансированность структуры ПСП» абсолютному равенству числа единиц и нулей?
- 3 Могут ли ПСП быть линейными?
- 4 Может ли плечо триггера регистра, формирующего ПСП, принимать три состояния?
- 5 Справедливо ли утверждение, что регистр, не имеющий с обратной связи, формирует только одну кодовую комбинацию?
- 6 Зависит ли период  $M$ -последовательности от исходного состояния триггерных ячеек регистра, формирующего ПСП?
- 7 Называется ли многочлен  $f(x)$  степени  $m$  примитивным, если период коэффициентов не равен  $2^m - 1$ ?
- 8 Является ли последовательность, образованная из взятых через один символов исходной  $M$ -последовательности, ПСП?
- 9 Зависят ли корреляционные свойства  $M$ -последовательности от частоты следования символов и посимвольной структуры?
- 10 Имеет ли значение взаимокорреляционная функция для систем с кодовым разделением абонентов?

### Тест №23

- 1 Может ли быть раскрытой структура  $M$ -последовательности по ее неискаженному сегменту, содержащему  $2^m$  символов?
- 2 Будет ли изменяться структура  $M$ -последовательности, если в начале каждого периода изменять начальные условия?
- 3 Можно ли осуществить оптимальный когерентный прием сложного сигнала «в целом», если не располагать такими же сложными сигналами при приеме?
- 4 Повышаются ли требования к узлам элементов приемника с уменьшением базы сигнала?
- 5 Можно ли осуществить оптимальный когерентный поэлементный прием сложного сигнала, не имея образцов сложного сигнала?
- 6 Действительно ли, что в некогерентном приемнике принятое колебание разлагается на два ортогональных, соответствующих синусоидальному и косинусоидальному опорным напряжениям?
- 7 Можно ли с помощью сложных сигналов решить задачу ослабления влияния интерференции и замираний?
- 8 Определяет ли условие  $N \left( \frac{P_c}{P_{ш}} \right) \leq 0,2$  минимальное число каналов, начиная с которого система со сложными сигналами эффективнее использует полосу, чем системы с простыми сигналами?
- 9 Зависит ли время обнаружения ШПС при условии  $\frac{P_c}{P_{ш}} \ll 1$  от его ширины спектра?
- 10 Включает ли понятие «помехозащищенность» помехоустойчивость и скрытность системы связи?

### Тест №24

- 1 Можно ли применять ШПС для кодового разделения абонентов?
- 2 Можно ли измерить скорость объекта по доплеровскому смещению частоты?
- 3 Применяются ли линейные коды для контроля ошибок на уровне физического канала?
- 4 Должна ли присутствовать постоянная составляющая в линейном коде?
- 5 Приводит ли сокращение длительности импульсов линейного кода в два раза к увеличению уровня тактовой составляющей в спектре такого сигнала?
- 6 Отсутствует ли постоянная составляющая в коде Манчестер-II?
- 7 Можно ли использовать код Манчестер-II для систем, где частотные ограничения не являются определяющими?
- 8 Действительно ли, что в коде RZ (возврат к нулю) бит единицы представляется нулевым напряжением продолжительностью передачи одного бита данных?
- 9 Верно ли утверждение, что для передачи кодов 4В/5В со скоростью 100 Мбит/с необходимая тактовая частота передатчика 125 МГц?

10 Действительна ли, что код Манчестер-II имеет полосу частот уже, чем коды 4B/5B?

### Тест №25

1 Можно ли бит нечетной последовательности принимать за действительную часть, а бит четной подпоследовательности – за мнимую часть компенсации бита при ФМ-4?

2 Справедливо ли утверждение, что диаграммы фазовых переходов – это графическое изображение траекторией перемещений сигнальных точек в сигнальном созвездии?

3 Устраняется ли изменение мгновенных значений фазы в схемах с квадратурной фазовой модуляцией со смещением?

4 Действительно ли, что у  $\frac{\pi}{4}$  квадратурной модуляции максимальный скачок фазы равен  $135^\circ$ ?

5 Можно ли ФМ с непрерывным гладким изменением фазы рассматривать как ЧМ?

6 Справедливо ли выражение  $m_{\text{ЧМ}} \frac{f_{\text{в}} - f_{\text{н}}}{F_{\text{с}}}$  для определения индекса двоичной ЧМ?

7 Действительно ли, что при ЧМ с минимальным сдвигом приращение фазы несущего колебания на интервале времени, равном длительности одного символа, всегда равно  $+90^\circ$  или  $-90^\circ$ ?

8 Действительно ли, что многопозиционная АМ имеет два значения фазы –  $0^\circ$  или  $180^\circ$ ?

9 Справедливо ли утверждение, что при КАМ16 необходимо усиливать сигнал на +6 дБ?

10 Соответствует ли действительности утверждение, что треллис-кодирование уменьшает на десятичный порядок количество неисправляемых ошибок по сравнению с другими методами кодирования?

## ПЕРЕЧЕНЬ СОКРАЩЕНИЙ

А – анализатор  
ААС – асинхронная адресная система  
ААСС – асинхронная адресная система связи  
АД – аддитивный  
АЗПП – автоматический запрос повторной передачи  
АИМ – амплитудно-импульсная модуляция  
АКФ – автокорреляционная функция  
АМ – амплитудная модуляция  
АМП – амплитудная манипуляция  
АПК – аппаратно-программный комплекс  
АЦП – аналого-цифровой преобразователь  
АЧХ – амплитудно-частотная характеристика  
БУ – блок управления  
ВКФ – взаимокорреляционная функция  
ВОЛС – волоконно-оптическая линия связи  
ВЧ – высокочастотный  
ГПСП – генератор псевдослучайной последовательности  
ДИ – датчик информации  
ДКС – дискретный канал связи  
ДКУ – декодирующее устройство  
ДС – декодер сигнала  
ИИ – источник информации  
ИОС – информационная обратная связь  
ИСЗ – искусственный спутник Земли  
ИТС – информационно-телеметрическая система  
К – ключ  
КАМ – квадратурная амплитудная модуляция  
КОС – комбинированная обратная связь  
КП – контролируемый пункт  
КРК – кодовое разделение каналов  
КУ – кодирующее устройство  
ЛЗ – линия задержки  
ЛЧМ – линейная частотная модуляция  
МОФМ – многопозиционная относительная фазовая манипуляция  
МФМ – многопозиционная фазовая манипуляция  
МЧМ – многопозиционная частотная манипуляция  
ОВ – оптоволокно  
ОЖ – ожидание  
ОК – обратный канал  
ОЛС – оптическая линия связи  
ОП – ошибка приема (ошибочный прием)  
ОС – обратная связь

ОФМ – относительная фазовая манипуляция  
ПВИМ – псевдослучайная времяимпульсная модуляция  
ПИ – приемник информации  
ПП – повторная передача  
ППВП – программная перестройка временного положения  
ППРЧ – программная перестройка рабочей частоты  
ПСП – псевдослучайная последовательность  
ПУ – пункт управления  
РОС – решающая обратная связь  
РУ – решающее устройство  
САС – синхронная адресная система  
СЕВ – система единого времени  
СК – синхрокод  
СКК – сигнально-кодовая конструкция  
СПЦИ – система передачи цифровой информации  
СС – самосинхронизирующееся (скремблирование)  
ССПС – сотовая система подвижной связи  
ТИ – телеизмерение  
УКФ – уплотнение каналов по форме  
УС – устройство сравнения  
УФС – устройство формирования сигнала  
ФИМ – фазоимпульсная модуляция  
ФКК – формирователь кодовых комбинаций  
ФМ – фазовая модуляция  
ФМП – фазовая манипуляция  
ФНЧ – фильтр нижних частот  
ФСОС – формирователь сигнала обратной связи  
ЧВА – частотно-временной адрес  
ЧВМ – частотно-временная матрица  
ЧИМ – частотно-импульсная модуляция  
ЧМ – частотная модуляция  
ЧМП – частотная манипуляция  
ЧРК – частотное разделение каналов  
ШИМ – широтно-импульсная модуляция  
ШПС – широкополосный сигнал  
ШПСЦИ – широкополосные системы передачи цифровой информации  
ЭМС – электромагнитная совместимость

## СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

- 1 Маковеева, М. М. Системы и средства связи с подвижными объектами / М. М. Маковеева, Ю. С. Шинаков. – М. : Радио и связь, 2002. – 440 с.
- 2 Сорока, Н. И. Телемеханика: конспект лекций для студентов специальности Т.11.01.00 «Автоматическое управление в технических системах». В 4 ч. Ч. 1 : Сообщения и сигналы / Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко. – Минск : БГУИР, 2000. – 128 с.
- 3 Гаранин, М. В. Системы и сети передачи информации / М. В. Гаранин, В. Н. Журавлев, С. В. Кунегин. – М. : Радио и связь, 2001. – 336 с.
- 4 Журавлев, В. Н. Поиск и синхронизация в широкополосных системах / В. Н. Журавлев. – М. : Радио и связь, 1986. – 240 с.
- 5 Бэрлекамп, Э. Алгебраическая теория кодирования / Э. Бэрлекамп ; пер. с англ. ; под ред. С. Д. Бирмана. – М. : Мир, 1971. – 477 с.
- 6 Варакин, Л. Е. Системы связи с шумоподобными сигналами / Л. Е. Варакин. – М. : Радио и связь, 1985. – 384 с.
- 7 Корреляционные свойства шумоподобных сигналов, генерируемых системами с динамическим хаосом / В. Я. Кислов [и др.] // Радиотехника и электроника, 1997. – Т. 42, №11. – С. 1341–1349.
- 8 Смирнов, Н. И. Синхронное кодовое разделение абонентских станций: перспективное поколение персональных систем связи / Н. И. Смирнов, С. Ф. Горгадзе // Технологии и средства связи. – 1998. – №4. – С. 58–62.
- 9 Горностаев, Ю. М. Мобильные системы третьего поколения / Ю. М. Горностаев. – М. : МЦНТИ, 1998. – 164 с.
- 10 Пенин, П. И. Системы передачи цифровой информации : учеб. пособие для вузов / П. И. Пенин. – М. : Сов. радио, 1976. – 368 с.
- 11 Сорока, Н. И. Телемеханика: конспект лекций для студентов специальностей 53 01 03 «Автоматическое управление в технических системах» и 53 01 07 «Информационные технологии и управление в технических системах». В 4 ч. Ч. 3 : Линии связи и помехоустойчивость информации / Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко. – Минск : БГУИР, 2004. – 132 с.
- 12 Хелд, Г. Технологии передачи данных / Г. Хелд. – 7-е изд. – СПб. : Питер, 2003. – 720 с.
- 13 Петраков, А. В. Телеохрана / А. В. Петраков, В. С. Лагужин. – М. : Энергоиздат, 1998. – 504 с.
- 14 Сорока, Н. И. Телемеханика: конспект лекций для студентов специальности «Автоматическое управление в технических системах». В 4 ч. Ч. 2 : Коды и кодирование / Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко. – Минск : БГУИР, 2001. – 168 с.
- 15 Сорока, Н. И. Телемеханика: конспект лекций для студентов специальностей 53 01 03 «Автоматическое управление в технических системах» и 53 01 07 «Информационные технологии и управление в технических системах». В 4 ч. Ч. 4 : Системы телемеханики / Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко. – Минск : БГУИР, 2005. – 155 с.

- 16 Сорока, Н. И. Теория передачи информации: конспект лекций для студентов специальности Т.11.01.00 «Автоматическое управление в технических системах» / Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко. – Минск : БГУИР, 1998. – 88 с.
- 17 Кудрашов, В. А. Системы передачи дискретной информации / В. А. Кудрашов, В. П. Глушко. – М. : УМК МПС, 2002. – 384 с.
- 18 Скляр, Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение / Б. Скляр. – М. : Изд. дом «Вильямс», 2003. – 1104 с.
- 19 Столлингс, В. Компьютерные системы передачи данных / В. Столлингс. – 6-е изд. – М. : Изд. дом «Вильямс», 2003. – 638 с.
- 20 Олифер, В. Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы / В. Г. Олифер, Н. А. Олифер. – М. : Питер, 2004. – 248 с.
- 21 Дмитриев, А. С. Динамический хаос: новые носители информации для систем связи / А. С. Дмитриев, А. И. Панас. – М. : Физматлит, 2002. – 252 с.
- 22 Синхронизация регулярных, хаотических и стохастических колебаний / В. С. Анищенко [и др.]. – М. – Ижевск : РХД, 2008. – 136 с.
- 23 Галкин, В. А. Телекоммуникации и сети : учеб. пособие для вузов / В. А. Галкин, Ю. А. Григорьев. – М. : Изд-во МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2003. – 608 с.
- 24 Сухман, С. М. Синхронизация в телекоммуникационных системах. Анализ инженерных решений / С. М. Сухман, А. В. Бернов, Б. В. Шевкопляс. – М. : Эко-Трендз, 2008. – 269 с.
- 25 Лагутенко, О. И. Современные модемы / О. И. Лагутенко. – М. : Эко-Трендз, 2002. – 344 с.
- 26 Методы сжатия данных / Д. Ватолин [и др.]. – М. : Диалог-МИФИ, 2002. – 384 с.
- 27 Хазаров, В. Г. Интегрированные системы управления технологическими процессами / В. Г. Хазаров. – СПб. : Продессия, 2009. – 592 с.
- 28 Денисенко, В. В. Компьютерное управление технологическим процессом, экспериментом, оборудованием / В. В. Денисенко. – М. : Горячая линия – Телеком, 2009. – 608 с.
- 29 Волков, Л. Н. Системы цифровой радиосвязи: базовые методы и характеристики : учеб. пособие / Л. Н. Волков, М. С. Немировский, Ю. С. Шинаков. – М. : ЭКО-Тренд, 2005. – 392 с.
- 30 Проектирование радиопередатчиков : учеб. пособие для вузов / В. В. Шахгильдян [и др.] ; под ред. В. В. Шахгильдяна. – 4-е изд., перераб. и доп. – М. : Радио и связь, 2000. – 656 с.
- 31 Соловьев, В. А. Управление космическими полетами : учеб. пособие. В 2 ч. / В. В. Соловьев, Л. Н. Лысенко, В. Е. Любинский ; под общ. ред. Л. Н. Лысенко. – М. : Изд-во МГТУ им. Н. Э. Баумана : Ч. 1, 2009. – 476 с. ; Ч. 2, 2010. – 426 с.
- 32 Росляков, А. В. IP-телефония / А. В. Росляков, М. Ю. Самсонов, И. В. Шибаева. – М. : Эко-Трендз, 2003. – 252 с.
- 33 Пшеничников, А. М. Телемеханические системы на интегральных микросхемах / А. М. Пшеничников, М. Л. Пертнов. – М. : Энергия, 1977. – 296 с.

34 Контроллеры привязки измеряемых параметров к единому времени / В. Румянцев [и др.] // СТА. – 2013. – №3. – С. 4.

35 Тутевич, В. Н. Телемеханика / В. Н. Тутевич. – М. : Высш. шк., 1985. – 423 с.

36 Феер, К. Беспроводная цифровая связь / К. Феер ; пер. с англ. ; под ред. В. Н. Журавлёва. – М. : Радио и связь, 2000. – 520 с.

37 Чердынцев, В. А. Системы передачи информации с расширением спектра сигналов : учеб.-метод. пособие / В. А. Чердынцев, В. В. Дубровский. – Минск : БГУИР, 2009. – 130 с.

38 Проектирование и надежность систем автоматики и телемеханики / А. Д. Горбачев [и др.] ; под общ. ред. А. Д. Горбачева. – Минск : Высш. шк., 1981. – 334 с.

39 Карпушкин, Э. М. Радиосистемы передачи информации: учеб.-метод. пособие / Э. М. Карпушкин. – Минск : БГУИР, 2008. – 63 с.

40 Макаров, В. А. Теоретические основы телемеханики / В. А. Макаров. – Л. : Изд-во Ленингр. ун-та, 1974. – 287 с.

41 Шастова, Г. А. Кодирование и помехоустойчивость передачи телемеханической информации / Г. А. Шастова. – М. : Энергия, 1966. – 456 с.

42 Пенин, П. И. Радиотехнические системы передачи информации : учеб. пособие для вузов / П. И. Пенин, Л. И. Филиппов ; под ред. П. И. Пенина. – М. : Радио и связь, 1984. – 256 с.

43 Адаптивные телеизмерительные системы / Б. Я. Авдеев [и др.] ; под общ. ред. Б. Я. Авдеева. – Л. : Энергоиздат, 1981. – 248 с.

44 Черкесов, Г. Н. Надежность аппаратно-программных комплексов / Г. Н. Черкесов. – СПб. : Питер, 2005. – 479 с.

45 Дианов, В. Н. Диагностика и надежность автоматических систем / В. Н. Дианов. – М. : МГИУ, 2005. – 160 с.

46 Помехозащищенность систем радиосвязи с расширением спектра сигнала модуляцией псевдослучайной последовательностью / В. Н. Борисов [и др.] ; под ред. В. И. Борисова. – М. : Радио и связь, 2003. – 640 с.

47 Помехозащищенность систем радиосвязи с расширением спектра сигнала методом псевдослучайной перестройки рабочей частоты / В. Н. Борисов [и др.] ; под ред. В. И. Борисова. – М. : Радио и связь, 2000. – 384 с.

48 Прокас, Дж. Цифровая связь. / Дж. Прокас ; пер. с англ. ; под ред. Д. Д. Кивского. – М. : Радио и связь, 2000. – 800 с.

49 Сорока, Н. И. Телемеханика : учеб. пособие. В 2 ч. Ч. 1 : Модуляция и кодирование / Н. И. Сорока, Г. А. Кривинченко. – Минск : БГУИР, 2020. – 230 с.

50 Емельянов, Г. А. Передача дискретной информации : учебник для вузов / Г. А. Емельянов, В. О. Шварцман. – М. : Радио и связь, 1982. – 240 с.



*Учебное издание*

**Сорока Николай Ильич**  
**Кривинченко Георгий Александрович**

**ТЕЛЕМЕХАНИКА.  
СИСТЕМЫ КОНТРОЛЯ И УПРАВЛЕНИЯ**

УЧЕБНОЕ ПОСОБИЕ

В двух частях

Часть 2

Редактор *Е. С. Юрец*  
Корректор *Е. Н. Батурчик*  
Компьютерная правка, оригинал-макет *М. В. Касабуцкий*

Подписано в печать 22.09.2020. Формат 60×84 1/16. Бумага офсетная. Гарнитура «Таймс».  
Отпечатано на ризографе. Усл. печ. л. 13,49. Уч.-изд. л. 14,3. Тираж 150 экз. Заказ 336.

Издатель и полиграфическое исполнение: учреждение образования  
«Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники».  
Свидетельство о государственной регистрации издателя, изготовителя,  
распространителя печатных изданий №1/238 от 24.03.2014,  
№2/113 от 07.04.2014, №3/615 от 07.04.2014.  
Ул. П. Бровки, 6, 220013, г. Минск