

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

Кафедра сетей и устройств телекоммуникаций

А. И. Королев

ОБРАБОТКА РЕШЕТЧАТЫХ СИГНАЛОВ

Методическое пособие
по дисциплинам

«Системы подвижной радиосвязи и компьютерные сети» и «Скрытые
системы передачи мультимедийной информации»
для студентов специальностей 1-45 01 03 и «Сети телекоммуникаций»
1-45 01 05 и «Системы распределения мультимедийной информации» всех
форм обучения

Минск 2008

УДК 621.391.23 (076)
ББК 32.811 я 73
К 68

Королев, А. И.

К 68 **Обработка решетчатых сигналов** : метод. пособие по дисциплинам. «Системы подвижной радиосвязи и компьютерные сети» и «Скрытые системы передачи мультимедийной информации» для студ. спец. 1-45 01 03 «Сети телекоммуникаций» и 1-45 01 05 «Системы распределения мультимедийной информации» всех форм обучения. – Минск : БГУИР, 2008. – 43 с.: ил. ISBN

Рассматриваются алгоритмы обработки решетчатых сигналов, сформированных на основе помехоустойчивых кодов и многопозиционных методов модуляции, принципы построения декодирующих устройств и их основные характеристики.

УДК 621.391.23 (076)
ББК 32.811 я 73

ISBN

© Королев, А.И., 2008
© УО "Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники", 2008

Содержание

Введение.....	4
Основные обозначения и сокращения	5
1. Методы построения сигнально-кодовых конструкций	
на основе использования групповых кодов	9
1.1.Метод построения сигнально-кодовой конструкции на основе использования циклического кода Хэмминга и метода модуляции ФМ-4.....	9
1.2. Метод построения сигнально-кодовой конструкции на основе использования кода Рида - Соломона и метода модуляции КАМ-16	11
1.3. Методы построения многоуровневой кодовой модуляции.....	12
1.3.1. Метод построения многоуровневой кодовой модуляции на основе использования N ($N \geq 2$) блоковых кодов и метода модуляции ФМ-М ($M \geq 2$).....	12
1.3.2. Метод построения многоуровневой кодовой модуляции на основе использования турбо-кодов.....	18
1.4. Методы организации неравномерной защиты данных в системах многоуровневой кодовой модуляции.....	22
1.4.1. Общие требования к организации неравномерной защиты данных в системах с многоуровневой кодовой модуляцией	22
1.4.2. Метод многоуровневой кодовой модуляции при нестандартном трехуровневом разбиении ФМ - сигналов.....	24
1.4.3. Алгоритм многоступенчатого декодирования многоуровневых кодов	25
2. Метод многоуровневой кодовой модуляции с псевдослучайным побитовым перемежением кодовых символов	29
3. Алгоритмы декодирования сигнально-кодовых конструкций.....	31
Заключение	41
Литература	42

Введение

Рассматриваются методы построения сигнально-кодовых конструкций (*СКК*) на основе использования групповых циклических кодов и многофазных и многоуровневых методов модуляции, а также эффективность их применения в каналах связи как с независимыми, так и с пакетными ошибками. Показано, что использование перемежителей кодовых символов существенно повышает эффективность применения *СКК* в каналах связи с группирующимися (пакетными) ошибками, а также то, что максимальная энергетическая эффективность *СКК* обеспечивается при использовании вероятностных алгоритмов декодирования.

В реальных системах связи наибольшее применение получили *СКК* на основе использования как сверточных кодов, так и циклических кодов модуляции ФМ–32 и КАМ–64. Данные *СКК* обеспечивают удельные скорости передачи информации 5 и 6 бит/с/Гц при вероятности ошибок по символам $P = 10^{-5}$. Теоретически определено и практически подтверждено, что максимальная эффективность *СКК* в каналах связи с группированием ошибок обеспечивается при совместном их использовании перемежителями кодовых символов.

В данном учебном пособии рассматриваются методы построения *СКК* на основе групповых кодов, а также методы организации неравномерной защиты данных при использовании *СКК*.

Основные обозначения и сокращения

Основные обозначения

- B – скорость передачи информации
 V – скорость модуляции
 ΔF_K – полоса частотно-ограниченного канала связи
 d – удельная скорость передачи информации
 P_C – мощность сигнала
 $P_{ш}$ – мощность шумов (помехи)
 E_s – энергия сигнала, необходимая для передачи одного бита информации при $P_k = const$
 N_0 – спектральная мощность шума
 P_k – вероятность ошибочного приема для двоичного символа (бита) на выходе дискретного канала связи
 $P_{ош.дек}$ – вероятность ошибочного декодирования
 $S(w)$ – спектр сигнала
 C – пропускная способность канала связи
 k – количество информационных символов кодовой последовательности блокового кода
 n – количество кодовых символов кодовой последовательности блокового кода, или длина кода
 l – количество проверочных символов кода
 $R = k/n$ – скорость передачи блокового кода
 k_0 – количество информационных символов, образующих миниблок сверточного кода
 n_0 – количество кодовых символов, образующих миниблок сверточного кода
 $R = k_0/n_0$ – скорость передачи сверточного кода
 $G^{(j)}(D)$ – порождающий полином сверточного кода; здесь $J = \overline{1, k_0}$ – порядковый номер порождающего полинома
 m – максимальная степень порождающего полинома
 n_A – длина кодового ограничения
 n_E – эффективная длина кодового ограничения
 J – количество ортогональных проверочных уравнений (проверок)
 t_H – количество (кратность) независимых ошибок
 t_n – кратность (длина) пакета ошибок

Основные сокращения

- АМ* – амплитудная модуляция
АФМ – *N* – амплитудно-фазовая модуляция с *N* уровнями
АСП – анализатор синдромной последовательности
ДКС – дискретный канал связи
ДСК – двоичный симметричный канал
ДФМ – двукратная фазовая модуляция
ДОФМ – двукратная относительная фазовая модуляция
КО – корректор ошибок
Кодер – кодирующее устройство
Декодер – декодирующее устройство
Кодек – кодирующее и декодирующее устройство
Модем – модулятор и демодулятор
МЭ – мажоритарный элемент
ПЭ – пороговый элемент
РС – регистр сдвига
СК – сверточный код
СКК – сигнально - кодовые конструкции
ССК – самоортогональный *СК*
СП – синдромная последовательность
ФПС_к – формирователь проверочных символов кодера
ФПП_к – формирователь проверочной последовательности кодера
ФПС_д – формирователь проверочных символов декодера
ФСС – формирователь синдромных символов
ФСП – формирователь синдромной последовательности
ЭВК – энергетический выигрыш кодирования
ADSL (High-bit-rate Digital Subscriber Loop) – высокоскоростная цифровая абонентская линия связи
ADC (Analogue to Digital Conversion) – аналого-цифровое преобразование
ADPCM (Adaptive Differential Pulse Code Modulation) – адаптивная дифференциальная кодо – импульсная модуляция
ARQ (Automatic Repeat Request) – автоматический запрос повторения
АМ (Amplitude Modulation) – амплитудная модуляция
ASK (Amplitude Shift Keying) – амплитудная манипуляция
m-ary ASK (m-ary Amplitude Shift Keying) – многоуровневая ($m > 2$) амплитудная манипуляция
ATM (Asynchronous Transfer Mode) – режим асинхронной передачи
АПК (Amplitude and Phase Keying) – амплитудно-фазовая манипуляция
BPSK (Binary Phase Shift Keying) – двоичная фазовая манипуляция
CATV (Cable Access Television) – кабельное телевидение
CAP (Carrierless Amplitude and Phase Modulation) – амплитудно-фазовая модуляция (*АФМ*) без передачи несущей
CRC (Cyclic Redundancy Check) – контроль с использованием циклического кодирования

DCE (Data Communication Equipment) – аппаратура передачи данных (АПД)

DMT (Discrete Multi - Tone Modulation) – дискретная (цифровая) многочастотная (многоканальная) модуляция

DPSK (Differential Phase Shift Keying) – относительная фазовая манипуляция

QPSK (Quadrature Phase Shift Keying) – квадратурная фазовая манипуляция

DQPSK (Differential QPSK) – дифференциальная (относительная) квадратурная фазовая манипуляция

OQPSK (Offset QPSK) – четырехфазная фазовая манипуляция со сдвигом или квадратурная фазовая манипуляция со смещением (дифференциальная QPSK со сдвигом (смещением))

O-DQPSK – относительная *DQPSK*

DSL (Digital Subscriber Line) – цифровая абонентская линия

DLC (Digital Loop Carrier) – цифровая распределительная сеть

DTE (Data Terminal Equipment; Data Termination Equipment) – оконечное оборудование данных (ООД); оконечное оборудование

FM (Frequency Modulation) – частотная модуляция, (ЧМ)

FSK (Frequency Shift Keying) – частотная манипуляция, (ЧМ_Н)

m-ary FSK (m-ary Frequency Shift Keying) – многочастотная манипуляция

GMSK (Gaussian Minimum Shift Keying) – гауссова манипуляция с минимальным сдвигом

PAM (Pulse Amplitude Modulation) – импульсно-амплитудная модуляция

PCM (Pulse Code Modulation) – импульсно-кодовая модуляция (ИКМ)

MSK (Minimum Shift Keying) – минимальная частотная манипуляция

HDSL (High-bit-rate Digital Subscriber Loop) – высокоскоростная цифровая абонентская линия

MSDSL (Multi Rate Single pair DSL) – многоскоростная цифровая абонентская линия связи с использованием одной пары проводов

MS (Mobile Station) – мобильная станция

PM (Phase Modulation) – фазовая модуляция, (ФМ)

PSK (Phase Shift Keying) – фазовая манипуляция, (ФМ_Н)

QAM (Quadrature Amplitude Modulation) – квадратурная амплитудная модуляция

QPSK (Quadrature Phase Shift Keying) – квадратурная фазовая манипуляция; квадратурная фазовая манипуляция со сдвигом

SDSL (Symmetrical DSL) – симметричная цифровая абонентская линия связи

SIR (Signal to Interface Ratio) – отношение сигнал/шум

SNR (Signal to Noise Ratio) – отношение сигнал/шум

SPM (Superposer Modulation) – способ модуляции наложением или АФМ- N ; $N \geq 4$

TSM (Trellis Code Modulation) – решетчатое кодирование (кодирование с использованием сверточных кодов или треллис-модуляция)

TDD (Time Division Multiple) – временное разделение (уплотнение) каналов

TDM (Time Division Multiplexing) – мультиплексирование с разделением времени

RADSL (Rate Adaptive DSL) – цифровая абонентская линия связи с изменяемой скоростью передачи информации

VDSL (Very high speed DSL) – сверхвысокоскоростная цифровая абонентская линия связи

Библиотека БГУИР

1. Методы построения сигнально-кодовых конструкций на основе использования групповых кодов

1.1. Метод построения сигнально-кодовой конструкции на основе использования циклического кода Хэмминга и метода модуляции ФМ-4

Для построения и рассмотрения сущности СКК на основе использования циклического кода (ЦК) Хэмминга и метода модуляции ФМ-М целесообразно выбрать код Хэмминга с параметрами $(n, k, d_0) = (8, 4, 4)$ и метод модуляции ФМ-4. В этом случае код преобразует две пары информационных дибитов в четыре пары кодовых дибитов, которые хорошо согласуются с манипуляционным кодом Грея. Данное преобразование можно представить в виде *сигнального созвездия* показанного на рис.1.1, а. Обобщенная структурная схема передатчика кода СКК на основе ЦК Хэмминга и метода модуляции ФМ-4 представлена на рис. 1.1 б.

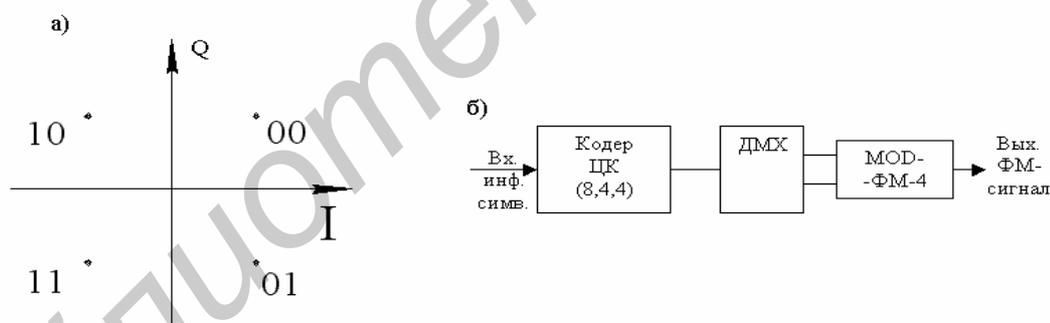


Рис. 1.1. Сигнальное созвездие (а) отображения информационных дибитов на манипуляционные символы и обобщенная структурная схема передатчика кода СКК (б) на основе кода Хэмминга и ФМ-4

Из *сигнального созвездия* следует, что кодовому дибиту 00 соответствует модуляционный символ с фазой 45^0 , а кодовому дибиту 10 $\rightarrow 135^0$ и т. д. В результате данного построения передатчика кода СКК блоковая кодовая модуляция обеспечивает удельную скорость передачи информации $\gamma = 2$ бит/с/Гц, но спектральная эффективность составляет $\mu = 1$ бит/символ, т. к.

один бит в модуляционном символе является избыточным (проверочным). Такая спектральная эффективность обеспечивается методом модуляции ФМ-2. Квадраты минимальных эвклидовых расстояний равны

$d_{э \text{ min } \text{ФМ-4}}^2 = 8$ и $d_{э \text{ min } \text{ФМ-2}}^2 = 4$ соответственно при кодовой модуляции и ФМ-2.

Асимптотический выигрыш кодирования или АЭВК кодовой модуляции равен: $\text{АЭВК} = 10 \lg d_{э \text{ min } \text{ФМ-4}}^2 / d_{э \text{ min } \text{ФМ-2}}^2 = 3$ дБ.

На рис. 1.2 представлены кривые вероятностей ошибочного приема двоичного символа при использовании кодовой модуляции и некодированной ФМ-2 [1–4].

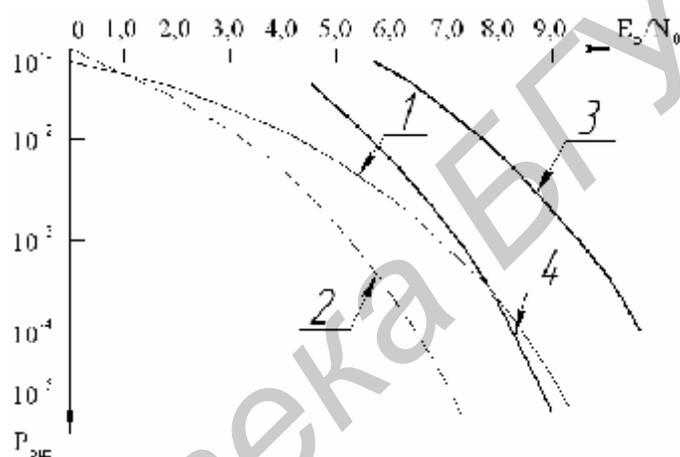


Рис. 1.2. Вероятность ошибочного приема двоичного символа: 1– некодированная ФМ-2; 2 – кодовая модуляция ФМ-4; 3 – не кодированная КАМ–16; 4 – кодовая модуляция КАМ–16

Согласно рисунку, кодовая модуляция, или СКК, на основе использования ЦК Хэмминга и ФМ-4 (QPSK) требует в два раза меньшую мощность сигнала по сравнению с некодированной ФМ-2 (BPSK) при обеспечении равной вероятности ошибочного приема двоичного символа.

Таким образом, несмотря на то что применение расширенного созвездия точек модуляции приводит к уменьшению расстояния между сигналами (или к уменьшению фазового расстояния между сигнальными векторами), правильно выбранная схема избыточного (помехоустойчивого) кодирования позволяет построить последовательности сигналов с большим минимальным эвклидовым расстоянием, чем в системе без кодирования при

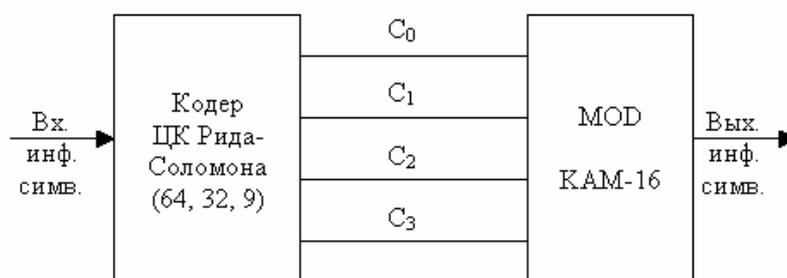
той же самой спектральной эффективности или удельной скорости передачи информации.

1.2. Метод построения сигнально-кодовой конструкции на основе использования кода Рида – Соломона и метода модуляции КАМ-16

При использовании данного метода построения *кодовой модуляции* (СКК) необходимо правильно выбрать параметры кода Рида – Соломона и метода модуляции КАМ-М. Это связано с тем, что ЦК Рида – Соломона (или РС-код), как правило, используется для коррекции *одномодульных ошибок* кратностью $t_m \geq 4$ двочных символа или, бита: в модуле ошибок, возникающих на длине кодовой последовательности из n ($n \gg t_m$) двоичных символов. Следовательно, необходимо и целесообразно, чтобы общее число двоичных символов (битов), передаваемых всей совокупностью модуляционных символов КАМ-М, равнялось длине кодовой последовательности РС-кода, а число двоичных символов, передаваемых (входящих) одним *модуляционным символом*, равнялось длине (кратности) корректируемого модуля ошибок, т. е. t_m двоичным символам (битам).

На рис. 1.3 приведена обобщенная структурная схема передатчика кодема СКК, реализующего *кодовую модуляцию* на основе РС-кода с параметрами $(n, k, d_0) = (64, 32, 9)$ и метода модуляции КАМ-16; *сигнальное созвездие* метода модуляции КАМ-16 имеет 16 сигнальных точек, а количество двоичных символов (бит) в каждой сигнальной точке равно четырем. Код Рида Соломона обеспечивает коррекцию

$$t_{\text{ош}} \leq \frac{d_0 - 1}{2} = \frac{9 - 1}{2} = 4 \text{ бита (двоичных символов) или один модуль ошибок.}$$



$C_0 - C_3$ – кодовые символы РС-кода

Рис. 1.3. Обобщенная структурная схема передатчика кода *СКК* на основе *РС*-кода и метода модуляции *КАМ-16*

На рис. 1.2 приведены кривые вероятностей ошибочного приема двоичных символов, рассчитанных для некодированной *КАМ-16* (кривая 3) и *кодовой модуляции (СКК)* с использованием *РС*-кода (кривая 4) с параметрами (64, 32, 9) синдромного алгоритма декодирования и при передаче информации по *ДСК* без памяти (*ДСК*_{БП}) с *АБГШ*. Из приведенных кривых $P_{ош} = \varphi(E_c/N_0)$ следует, что при обеспечении $P_{ош} = 10^{-4}$ *АЭВК* составляет 4,8 дБ при использовании *кодовой модуляции (СКК)* по сравнению с некодированной *КАМ-16*.

Рассмотренный метод построения *СКК* является одним из вариантов реализации *многоуровневой кодовой модуляции (МКМ)*. Далее рассмотрим методы *многоуровневой кодовой модуляции* с общих позиций теории избыточного (помехоустойчивого) кодирования информации и теории *многоуровневой модуляции сигналов*.

1.3. Методы построения многоуровневой кодовой модуляции

1.3.1 Метод построения многоуровневой кодовой модуляции на основе использования $N(N > 2)$ блоковых кодов и метода модуляции *ФМ-М* ($M > 2$)

Многоуровневая кодковая модуляция (МКМ) может быть реализована с использованием *групповых (блоковых) и непрерывных (сверточных) кодов* и *многопозиционных (многофазных) и многоуровневых (АФМ-М, КАМ-М)*

методов модуляции. В связи с этим существуют разные подходы к формированию и реализации *МКМ*, что является достоинством данных *СКК*. Большое количество вариантов построения *МКМ* обеспечивает большой выбор вариантов согласования *евклидовых расстояний* на подмножествах сигнальных точек d_i^2 , $i = 1, 2, \dots, v$ на каждом уровне разбиения с *хэмминговыми расстояниями*, или расстояниями Хэмпинга, используемых компонентных (помехоустойчивых) кодов.

В [15,18] проанализирована схема кодирования для v уровневой схемы вложенных разбиений, образующих вместе множество 2^v *сигнальных точек созвездия*. Элементы кодовых слов v двоичных компонентных (используемых в *МКМ*) кодов C_i , $1 \leq i \leq v$ используются для индексации (нумерации) смежных классов на каждом уровне разбиения.

В [3–11] проанализированы несколько правил конструирования *МКМ*, основанных на соображениях об увеличении пропускной способности канала связи. Здесь впервые использовано «ценное» неравенство для обеспечения максимальной информативности *МКМ*, а доказано, что *многоуровневое кодирование* с длинными компонентными кодами, например, *турбо-коды* или *коды с низкой плотностью проверок* достигают пропускной способности канала связи, т.е. $B = C = \Delta F_k \log_2(1 + P_c / P_u)$, бит/с/Гц.

Следует отметить, что независимо от используемого правила разбиения множества *сигнальных точек* на подмножества, *двоичные компонентные коды* могут быть выбраны над любым конечным полем соответственно схеме разбиения сигнального множества. Кроме того, декодирование двоичных кодов может выполняться независимо на каждом уровне, что позволяет существенно снизить аппаратную и программную сложность реализации декодеров по сравнению с оптимальным декодированием всего кода.

Далее на примере использования метода модуляции *ФМ-8* и *коротких блоковых кодов* рассмотрим метод (принцип) построения *МКМ*, *кодовые решетки МКМ*, методы декодирования и основные параметры *МКМ*. Данные сведения излагаются по материалам, приведенным в [3,4].

На рис. 1.4 приведена обобщенная структурная схема передатчика кодема *МКМ* на основе использования метода модуляции *ФМ-8* и трех компонентных (блоковых) кодов с параметрами: $(n_1, \kappa_1, d_{01}) = (8, 1, 8)$; $(n_2, \kappa_2, d_{02}) = (8, 7, 2)$ и $(n_3, \kappa_3, d_{03}) = (8, 8, 1)$; последний блоковый код является безызбыточным.

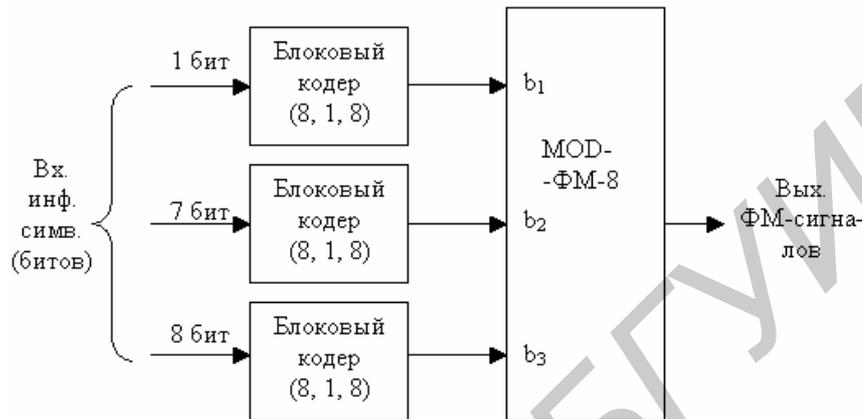
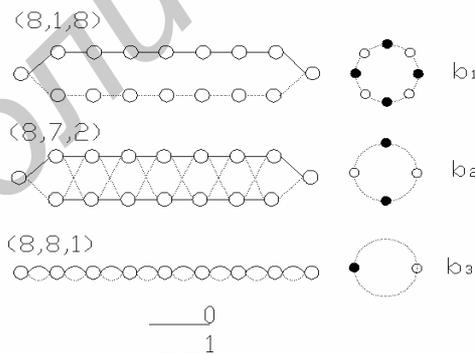


Рис. 1.4. Обобщенная структурная схема передатчика кодема *МКМ* на основе *ФМ-8* и трех компонентных (блоковых) кодов

На рис. 1.5 а и б приведены соответственно *кодовые решетки* для компонентных (блоковых) кодов и *полная кодовая решетка* передатчика кодема *МКМ*

а



б

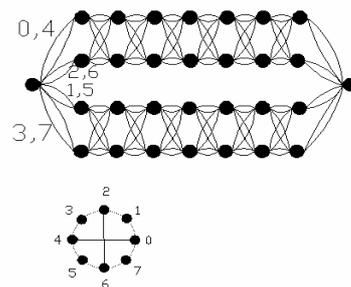


Рис. 1.5. Кодовые решетки компонентных (блоковых) кодов (а) и полная кодовая решетка передатчика кодема *МКМ* с использованием сигналов *ФМ-8* (б)

Скорость передачи кода *многоуровневой кодовой модуляции* (конструкции) определяется выражением [3, 7, 11]

$$R = (k_1 + k_2 + \dots + k_v) / n, \text{ бит/символ}, \quad (1.1)$$

где v – количество уровней кодовой модуляции.

Квадрат минимального *евклидова расстояния* для *многоуровневой кодовой модуляции* определяется следующим равенством-неравенством вида [3, 7, 11]

$$d_{э.мин}^2 \geq \min\{d_i \cdot d_i^2\}, \quad (1.2)$$

где d_i – минимальное *расстояние Хэмминга* между сигнальными точками.

Для рассматриваемого передатчика кода *МКМ* и схемы разбиения *ФМ-8* на уровни (рис. 1.4) минимум квадрата *евклидова расстояния* равен

$$d_{э.мин}^2 = \min\{d_1 \cdot d_1^2, d_2 \cdot d_2^2, d_3 \cdot d_3^2\} = \min\{8 \cdot 0,586, 2 \cdot 2, 1 \cdot 4\} = 4,$$

где $d_1^2 = 0,586$, $d_2^2 = 2$ и $d_3^2 = 4$ – квадраты минимальных *евклидовых расстояний* для схемы разбиения *ФМ-8* в предположении единичной энергии сигналов.

Выигрыш по энергетике данной конструкции *МКМ* по отношению к некодированной *ФМ-4 (QPSK)* составляет 3 дБ.

Важнейшим вопросом при разработке систем с *МКМ* является выбор и реализация алгоритма декодирования *компонентных кодов*. В качестве примера на рис. 1.6, а и б приведены обобщенные структурные схемы передатчика и приемника кода *МКМ*, используемые соответственно для кодирования и декодирования *многоуровневых (компонентных) кодов*.

Многоступенчатое декодирование приводит к снижению сложности, измеряемой, например, количеством *ребер (ветвей)* на *кодовой решетке* декодирования, по сравнению с декодированием по *максимуму правдоподобия (МП)*, реализуемым, например, *алгоритмом Витерби* по *полной кодовой решетке многоуровневого кода*. Однако при *многоуровневом (многоступенчатом)* декодировании декодеры первых (ранних) уровней считают, что на последующих (старших) уровнях кодирование не применяется. Это приводит к увеличению количества *кодových слов (кодových последовательностей)* на минимальном расстоянии, т. е. увеличивается

коэффициент ошибок. Энергетические потери, связанные с этим эффектом, зависят от выбранных *компонентных кодов* и способа отображения символов на сигналы и могут достигать несколько их децибел в диапазоне вероятностей ошибок $P_k=10^{-2} - 10^{-5}$ [3, 4].

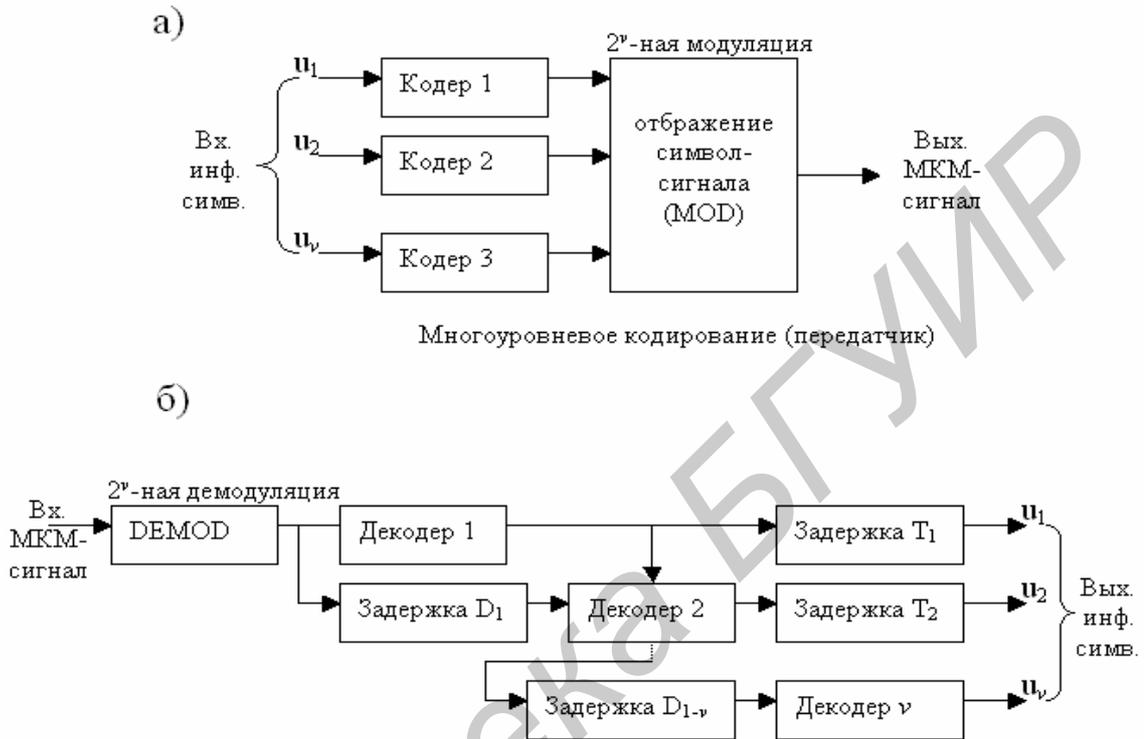


Рис. 1.6. Обобщенные структурные схемы передатчика (а) и приемника (б) кода МКМ

а - 1

б - 2

Так, в приведенной схеме приемника кода МКМ декодер первого уровня использует *кодую решетку* первого компонентного кода C_1 . *Метриками ребер* являются расстояния (корреляции) между подмножеством, выбранным на первом уровне декомпозиции, и принятой последовательностью сигналов. Вышесказанное иллюстрируется *кодовой решеткой* и символами вычисленных *метрик*, приведенными на рис. 1.7.

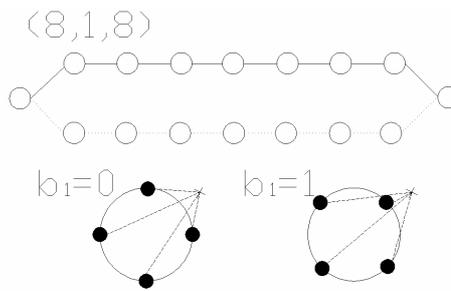


Рис. 1.7. Кодовая решетка и символы, используемые при вычислении метрик на первой степени декодирования

Решение, принятое на первом уровне, передается на следующий уровень декодирования. Декодер на втором уровне использует *кодую решетку* второго компонентного кода с информацией, полученной с первого уровня декодирования. В случае ФМ-8, если результат декодирования на первом уровне равен $b_1 = 0$, то принятая последовательность сигналов не изменена. Если же этот результат равен $b_1 = 1$, то принятый сигнал повернут на 45° . *Метрики ребер* являются расстояниями (*корреляциями*) между подмножеством, выбранным на втором уровне декомпозиции (при условии, что решение на первом уровне декодирования уже принято), и принятой последовательностью сигналов.

Декодер третьего уровня (третьего компонентного кода) включается в работу тогда, когда известны решения первых двух уровней декодирования. *Метрики ребер* вычисляются как для двоичной модуляции. На этом уровне возможны четыре варианта сигналов ФМ-2, отличающиеся поворотом фаз, в зависимости от решений на двух предыдущих уровнях декодирования. *Кодовая решетка* и символы, используемые при вычислении *метрик* на третьей степени декодирования, приведены на рис. 1.8.

Из приведенных *кодовой решетки* и символов следует, что возможное решение состоит в дополнительном повороте принятого сигнала в зависимости от решений $b_1 b_2$ до некоторого стандартного положения и использовании одного и того же двоичного созвездия.

Для кодов средней и большой длины предельная эффективность многоуровневой кодовой модуляции может быть обеспечена с помощью гибридного подхода, когда на первых уровнях используются мощные турбокоды, а на остальных – двоичные коды с жестким декодированием. Данные каскадные конструкции кодов обеспечивают очень высокую достоверность передачи информации.

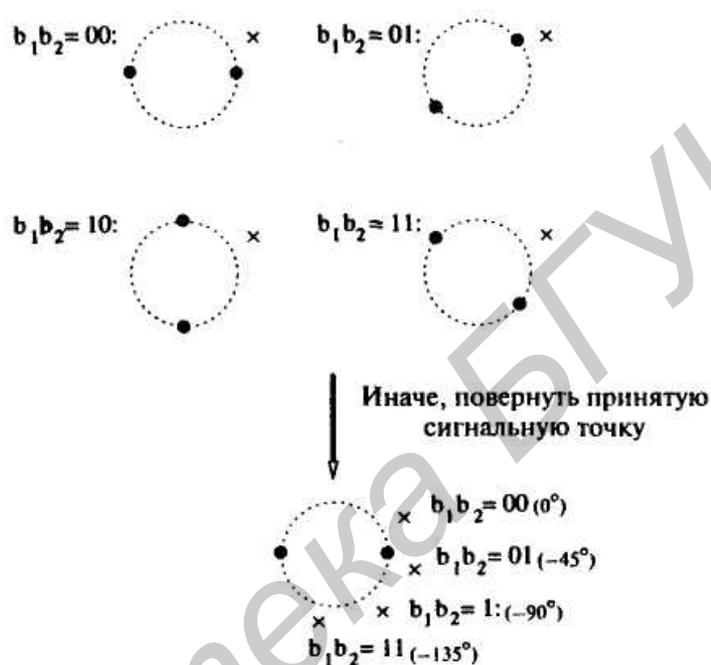


Рис. 1.8. Кодовая решетка и символы, используемые при вычислении метрик на третьей ступени декодирования

Достоинством многоуровневой кодовой модуляции является возможность организации эффективных методов неравномерной защиты передаваемых информационных символов от ошибок.

1.3.2. Метод построения многоуровневой кодовой модуляции на основе использования турбо-кодов

Наиболее известными методами кодовой модуляции являются:

- практическая кодовая модуляция [13];
- турбо-кодовая модуляция на кодовой решетке с посимвольным перемешиванием [14,15];

– турбо-кодирование на кодовой решетке с побитовым перемешиванием [16].

Практическая турбо-МКМ. На рис. 1.9 приведена обобщенная структурная схема передатчика, реализующего турбо-МКМ [20].

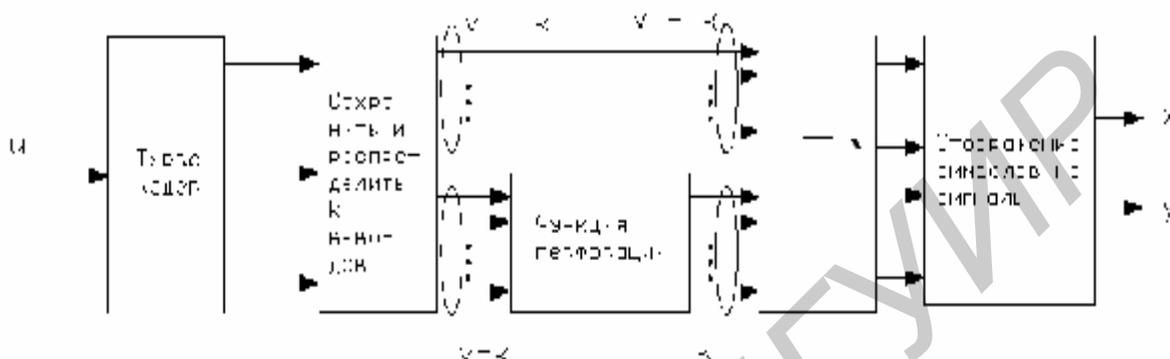


Рис. 1.9. Обобщенная структурная схема передатчика, реализующего турбо-МКМ

Главным элементом передатчика является *турбо-кодер*, в блоке которого осуществляется перемежение информационных символов. В данной схеме используется ФМ-8, а в принципе можно использовать ФМ-16 и т. д. В качестве алгоритма декодирования целесообразно применять *алгоритм Витерби*, но в этом случае надо очень внимательно подходить к процедуре вычисления побитных метрик.

Турбо-кодирование с посимвольным перемешиванием

Данный метод базируется на использовании *рекурсивных систематических кодов*, используемых в качестве *компонентных кодов*. На рис. 1.10, 1.11 приведены обобщенные структурные схемы передатчика и декодера, реализующих МКМ на основе использования *турбо-кода* и *итеративного кода* соответственно с *посимвольным перемешиванием*.

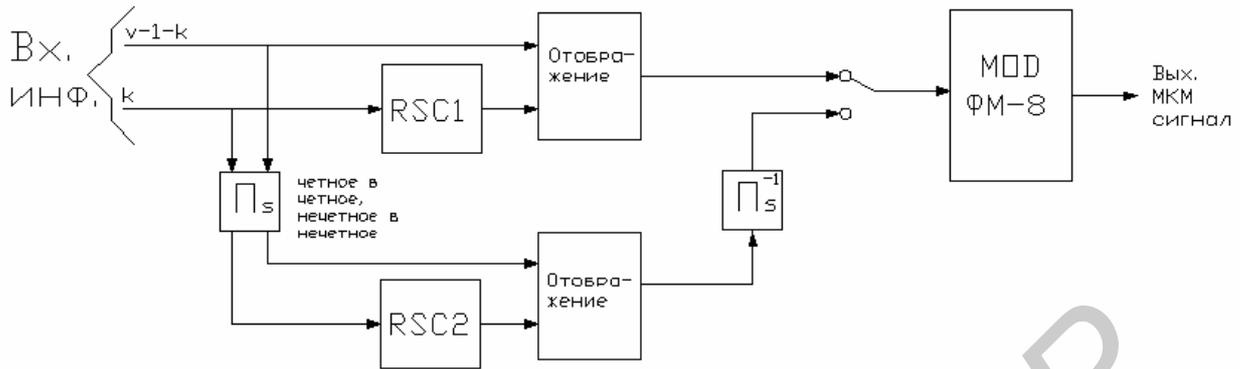


Рис. 1.10. Обобщенная структурная схема передатчика, реализующего МКМ на основе турбо-кода с посимвольным перемешиванием

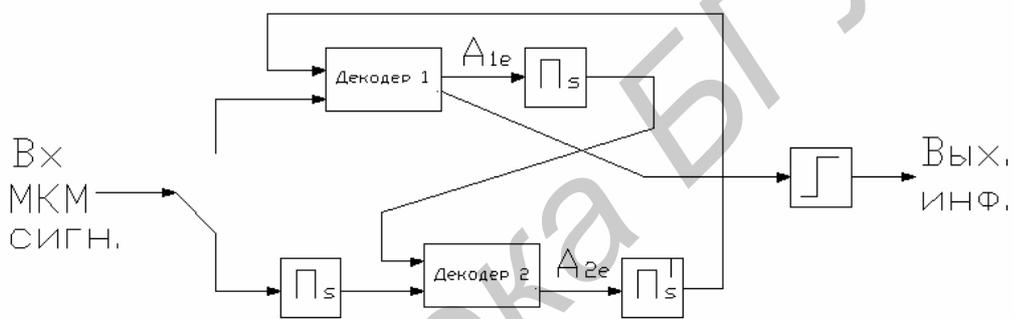


Рис.4.11. Обобщенная структурная схема декодера итеративного кода для турбо-МКМ с посимвольным перемешиванием

Из структурной схемы декодера видно, что перемешивание выполняется над символами из v бит в отличие от перемешивания (перемежения) двоичных символов в *турбо-коде* (рис. 1.10). Здесь необходимо перекодировать избыточные символы в связи с тем, что к каждой *модуляционной точке* идут два пути, и тщательно выбрать *компонентные коды* и конструкции *перемежителя*. Код не должен иметь параллельные переходы, а перемешивание (перемежение) должно выполняться так, чтобы четная позиция перемешивалась бы в четную и нечетная в нечетную, либо четная в нечетную и нечетная в четную.

Следует отметить, что при интеративном невозможно отделить систематические компоненты и внешние (поступающие извне), т. к. те и

другие передаются в одном символе. Тем не менее, вычисление *метрик* можно выполнять отдельно: Необходимо чтобы информация использовалась *компонентными кодами* не более одного раза. Для этого на выходе кодера устанавливается устройство в виде селектора для удаления избыточных символов.

Турбо-кодовая модуляция на кодовой решетке с побитовым перемешиванием

Суть метода состоит в том, что перфоратор символов обеспечивает появление информационного бита на выходе кодера только один раз. Более того, в отличие от посимвольного перемеживания с перфорацией избыточных символов, здесь используется побитовое перемешивание. На рис. 1.12. приведена обобщенная структурная схема передатчика *турбо-МКМ* с побитовым перемешиванием.

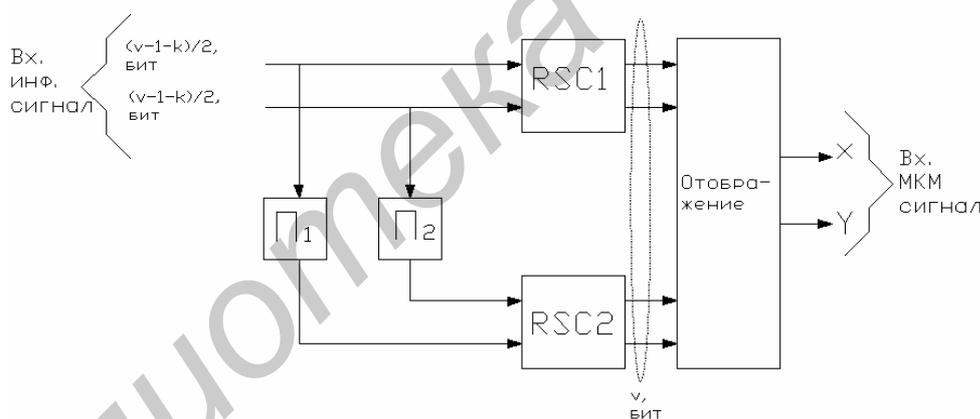


Рис. 1.12. Обобщенная структурная схема передатчика *турбо-МКМ* с побитовым перемешиванием

Структурная схема декодера для кодера *турбо-МКМ* с побитовым перемешиванием аналогична структурной схеме декодера двоичного *турбо-кода*. Главное отличие состоит в преобразовании величин *LLR* (логарифм отношения правдоподобия) из побитовых в посимвольные и наоборот; преобразование должно выполняться между декодерами в итеративной процедуре.

Для декодирования *турбо-МКМ* – конструкций с побитовым перемешиванием величины *LLR*, вычисленной для отдельных битов, должны быть преобразованы в посимвольные априорные вероятности, и наоборот, априорные вероятности для символов должны быть преобразованы в побитовые внешние значения *LLR*. Более подробно с алгоритмом декодирования можно познакомиться в [16] и др. Общим недостатком данных методов модуляции является достаточно высокая сложность их реализации.

1.4. Методы организации неравномерной защиты данных в системах многоуровневой кодовой модуляции

1.4.1. Общие требования к организации неравномерной защиты данных в системах с многоуровневой кодовой модуляцией

Организация эффективных методов *неравномерной защиты данных* от ошибок (*UEP – Unequal-Error-Protetion*) базируется на том, что данный метод модуляции обладает необходимой гибкостью в конструировании *минимальных евклидовых расстояний* между кодовыми последовательностями на каждом уровне разбиений. При этом следует очень внимательно выбирать отображение между символами и сигналами с тем, чтобы не разрушить искомую способность метода модуляции *МКМ* к *неравномерной защите*.

Известные методы организации *неравномерной защиты данных* базируются на реализации трех правил [3 -6]:

1) *стандартном разбиении* предложенном *Унгербоеком*. Следует отметить, что эти правила разбиения, не подходят к системам *многоступенчатого декодирования МКМ-последовательностей* при низких и средних отношениях $P_c/P_{ш}$. Это определяется числом кодовых слов (последовательностей) на первых ступенях декодирования;

2) *нестандартном разбиении*, предложенном ;

3) смешанном разбиении.

При смешанном разбиении некоторые уровни являются нестандартными, тогда как другие выполняются по стандартным правилам. В этом случае обеспечивается «хороший» обмен между коэффициентами ошибок и эвклидовыми расстояниями по уровням МКМ.

Для достижения неравной защиты расстояния Эвклида по уровням разбиения вычисляются следующим образом [3, 9–11]:

$$d_1 \cdot d_1^2 \geq d_1 \cdot d_2^2 \geq \dots \geq d_v \cdot d_v^2. \quad (1.3)$$

Для некоторого случая $i(1 \leq i \leq v)$ обозначим $V_i(u_i)$ кодовое слово блокового кода C_i , соответствующее информационному вектору u размерности K_i бит. Далее введем обозначение $S = s(u)$ и $S' = s(u')$ последовательности 2^v – ичных сигналов для информационных векторов $u = (u_1, u_2, \dots, u_v)$ и $u' = (u'_1, u'_2, \dots, u'_v)$ соответственно. Эвклидово расстояние между кодовыми словами (последовательностями) на i -м уровне декомпозиции для $i = 1, 2, \dots, v$ определяется выражением [10, 11]:

$$S_i = \min \{d(S, S') : u_i \neq u'_i, u_j = u'_j, j < i\}, \quad (1.4)$$

где $S_1 = d_1 \cdot d_1^2, S_2 = d_2 \cdot d_2^2, \dots, S_v = d_v \cdot d_v^2$.

Выполнение неравенств (1.3) обеспечивает коррекцию ошибок в канале связи с АБГШ на низших уровнях декомпозиции и использование коротких композиционных (блоковых) кодов. На рис. 1.13 представлены результаты моделирования трехуровневой кодовой модуляции при использовании ФМ-8 с расширенными БЧХ-кодами с параметрами (64, 18, 22), (64, 57, 4) и (64, 63, 2) БЧХ - коды используются в качестве компонентных кодов $C_i, i=1; 2; 3$ соответственно.

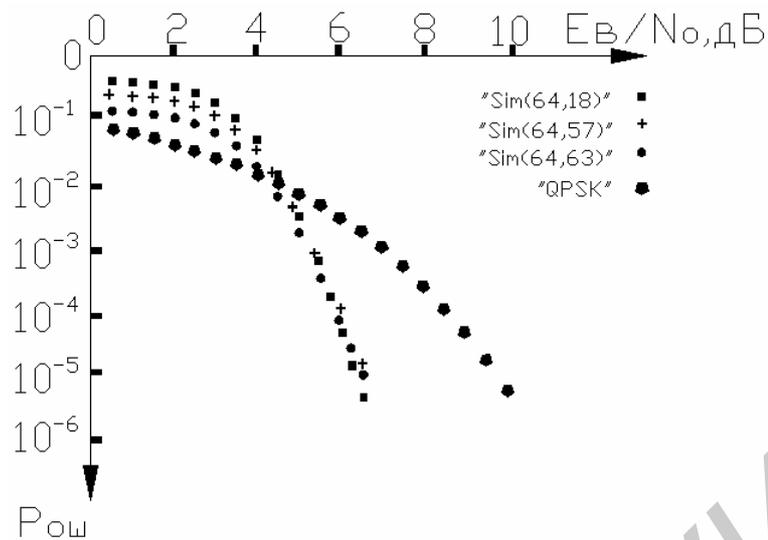


Рис. 1.13. Результаты моделирования трехуровневой кодовой модуляции при использовании ФМ-8 декомпозиции сигналов по методу Унгербоeka

Эвклидовы разделения для данной схемы декомпозиции соответственно равны $S_1 = 12,9$, $S_2 = S_3 = 8$ для 18 и 120 информационных символов соответственно. АЭВК составляет 8,1 и 6 дБ для третьего и первого уровней декомпозиции соответственно. Увеличение количества ошибок на первом уровне декомпозиции и, следовательно, снижение АЭВК определяется большим количеством близкорасположенных сигналов.

1.4.2. Метод многоуровневой кодовой модуляции при нестандартном трехуровневом разбиении ФМ – сигналов

Нестандартно трехуровневое разбиение сигналов проанализировано в [16–18]. На рис 1.14 представлено *сигнальное созвездие ФМ-8* и блок-структура трехканального декодера МКМ.

На рис. 1.14, а и б черным цветом обозначены *сигнальные точки* с метками $0b_2b_3$, где $b_2, b_3 \in \{0,1\}$. Аналогично, белым цветом выделены *сигнальные точки* с метками $1b_2b_3$. Кружками отмечены *сигнальные точки* с метками вида $b_1 0 b_3$, где $b_1, b_3 \in \{0, 1\}$, и квадратиками выделены *сигнальные точки* с метками $b_1 1 b_3$.

Из рис. 1.14 видно, что для определения первого бита метки v_1 достаточно только координаты X . Если *сигнальная точка* находится в левой полуплоскости ($X < 0$), то $v_1 = 0$, иначе $v_1 = 1$. Таким образом, находим, что координаты y достаточно для определения значения второго бита метки v_2 . Если сигнальная точка находится в верхней полуплоскости ($y > 0$), то $v_2 = 0$, иначе $v_2 = 1$. Это свойство блочного разбиения позволяет реализовать первые два уровня декодирования независимо или параллельно. На основе анализа алгоритма декодирования *композиционных кодов с нестандартным разбиением сигналов* был разработан алгоритм параллельного декодирования многоуровневых кодов.

1.4.3. Алгоритм многоступенчатого декодирования многоуровневых кодов

Сущность алгоритма *многоступенчатого декодирования многоуровневых кодов* рассмотрим на примере приемника кодера *МКМ*, представленного на рис. 1.14 в.

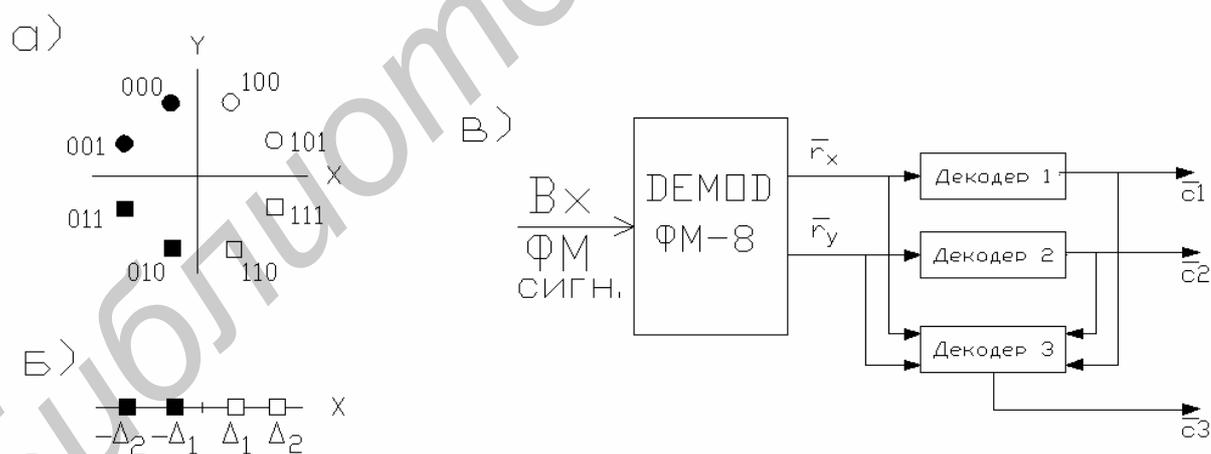


Рис. 1.14. Сигнальное созвездие с блоковым разбиением: а – нумерация; б – проекции сигналов на x координату; в – обобщенная структура приемника кодера *МКМ* ($c_i, i=1; 2; 3$)

На первой и второй ступенях декодирования решение находится с помощью проекции принятой последовательности на ось X или Y

соответственно. Декодеры первой и второй ступени приемника кода *МКМ* используют независимо *синфазные* и *квадратурные компоненты* принятой последовательности сигналов r_x и r_y соответственно.

Решения, принятые относительно оценок соответствующих кодовых слов v_1 и v_2 , сразу же передаются на третью ступень декодирования.

Пусть $v_i^* = (v_{i1}^*, v_{i2}^*, \dots, v_{in}^*) \in C_i$ декодированное кодовое слово i -й ступени декодирования, $i = 1, 2$. Перед декодированием третьей ступени каждая точка принятой последовательности $r = (r_x, r_y)$ с координатами (r_{xj}, r_{yj}) проектируется из двумерного пространства на одномерное пространство с координатой r_{xj}'' , $1 \leq j \leq n$. Значения r_{xj}'' являются входными переменными декодера C_3 . Проекция зависит от декодированного квадранта, который индексируется парой значений кодовых слов v_{1j}^*, v_{2j}^* , $1 \leq j \leq n$, по правилу, представленному в таблице 1.1.

Таблица 1.1. Индексация кодовых слов в координаты 2

v_{1j}^*	v_{2j}^*	r_{xj}''
0	0	$-\sqrt{2}/2(r_{xj} - r_{yj})$
0	1	$-\sqrt{2}/2(r_{xj} - r_{yj})$
1	1	$\sqrt{2}/2(r_{xj} - r_{yj})$
1	0	$\sqrt{2}/2(r_{xj} - r_{yj})$

Эта операция является масштабированным поворотом r на угол $\pi/4$. Таким образом, повернутая последовательность $r'' = (r''_{x1}, r''_{x2}, \dots, r''_{xn})$ может быть декодирована любой процедурой декодирования с мягким решением для компонентного кода C_3 .

Здесь следует отметить, что в отличие от декомпозиции *Унгербоека*, независимость между первыми двумя уровнями блочного разбиения приводит к отсутствию размножения ошибок при переходе от первой ступени ко второй.

Обозначим $A_w^{(i)}$ число кодовых слов в коде C_i веса w . Если предположить далее систематическое кодирование, то можно записать границу определения для вероятности ошибки на бит первой степени декодирования в следующем виде [1, 3 – 8]

$$P_{b1}^{(NS)} \leq \sum_{w=d_1}^n \frac{W}{n} A_w^{(1)} \cdot 2^{-w} \sum_{i=0}^w \binom{w}{i} \rho \left(\sqrt{\frac{2 \cdot R \cdot E_b}{N_o} \cdot d_p^2(i)} \right), \quad (1.5)$$

где $d_p^2(i) = [i\Delta_1 + (w - i)\Delta_2]^2 / w$.

Граница (1.5) справедлива и для вероятности ошибки на бит второй степени декодирования с теми же аргументами. Данную границу можно сравнить с аналогичной границей для схемы разбиений *Унгербоека*, а именно [3, 4]:

$$P_{b1}^{(us)} \leq \sum_{w=d_1}^n \frac{W}{n} A_w^{(j)} \cdot 2^w \cdot Q \left(\sqrt{\frac{2 \cdot R \cdot E_b}{N_o} \cdot w\Delta_p^2} \right). \quad (1.6)$$

Из границ (1.5) и (1.6) следует, что для схемы разбиений *Унгербоека* влияние ближайших соседей возрастает экспоненциально на множитель 2^w , а для схемы блочного разбиения и при $d_p^2(i) = w\Delta_1^2$, коэффициент ошибок, 2^{-w} , убывает экспоненциально с расстоянием *компонентного кода* первого уровня.

В результате, для практических значений отношения P_c/P_{us} блочное разбиение может дать на первой степени реальный ЭВК, превышающий даже АЭВК. Это является весьма желательным эффектом в схемах с *неравномерной защитой данных*.

В схемах *нестандартного разбиения* второй уровень выполняется обычно так, чтобы иметь ЭВК больше, чем на третьем уровне. В этом случае хорошую аппроксимацию дает предположение о том, что результаты декодирования на первом и втором уровнях правильны. Для оценки вероятности ошибочного декодирования используется выражение вида:

$$P_{b_3}^{(NS)} \leq \sum_{w=d_3}^n \frac{W}{n} A_w^{(3)} \cdot Q \left(\sqrt{\frac{2 \cdot R \cdot E_b}{N_o} \cdot w \Delta_p^2} \right). \quad (1.7)$$

Приведенная на рис. 1.14, в обобщенная структурная схема приемника кодема МКМ с использованием трех БЧХ-кодов обеспечивает $\gamma = 1,96$ бит/символ, что практически соответствует удельной скорости передачи информации некодированной ФМ-4 (QPSK). На рис. 1.15 приведены результаты моделирования 3 – х уровневой кодовой модуляции с использованием метода модуляции ФМ-8, БЧХ-кодов и блочным разбиением.

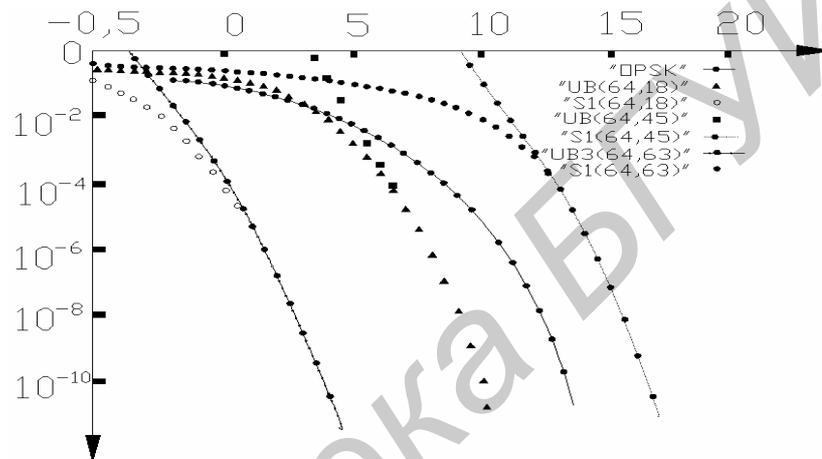


Рис. 1.15. Кривые вероятностей ошибочного декодирования трехуровневой кодовой модуляции на сигналах ФМ-8 с неравной защитой с использованием БЧХ-кодов и блочным разбиением

Метками $SI(n, k)$ обозначены результаты моделирования, а метками $UB(n, k)$ – верхние границы. ЭВК в 8,5 дБ обеспечивается при вероятности ошибки 10^{-5} и для 18 наиболее защищенных двоичных символов (14,3 %) на первом уровне. На втором и третьем уровнях ЭВК составляет 2,5 дБ и – 4,0 дБ соответственно. Характеристики алгоритмов декодирования могут быть существенно улучшены, если дополнительно используется перемежение либо информационных, либо кодовых символов. Далее рассмотрим общий принцип использования перемежителя кодовых символов в системе связи с МКМ.

2.Метод многоуровневой кодовой модуляции с псевдослучайным побитовым перемежением кодовых СИМВОЛОВ

Методы кодовой модуляции с псевдослучайным побитовым перемежением передаваемой информации впервые рассматривались в работах [1, 2, 18]. На рис. 2.1 приведена обобщенная структурная схема двухточечного тракта передачи информации с использованием кодовой модуляции и псевдослучайным побитовым перемежением кодовых символов.

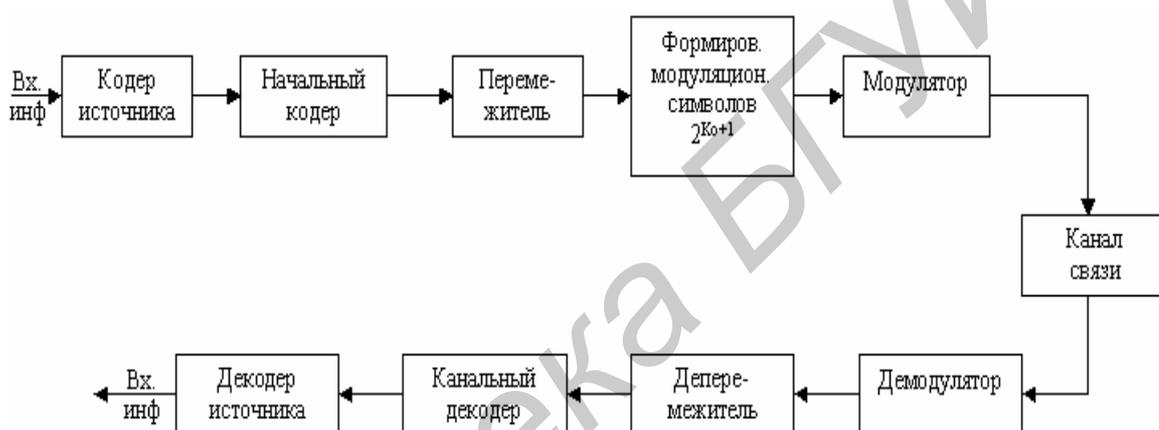


Рис. 2.1. Обобщенная структурная схема двухточечного тракта передачи информации с использованием кодовой модуляции и побитового перемежения

Выходы кодовые символа канального кодера перемежителя группирует блоки из v бит, которыми формируются точки 2^v -го модуляционного созвездия. Пропускная способность кодовой модуляции с псевдослучайным побитовым перемежением практически равно пропускной способности МКМ, использующей отображение Грея при формировании сигнального созвездия.

При передаче информации по каналу связи с АБГШ достаточно использовать перемежитель с небольшим интервалом перемежения, длина которого в несколько раз превышает v (длину блока). Главная задача перемежителя состоит в том, чтобы разрушить корреляцию между битами,

возникающую из-за модуляционного множества 2^v *сигнальных точек* (v бит на сигнал). Следует отметить, что конструкция перемежителя, используемая с данной кодовой модуляцией, отличается от перемежителей для *турбокодов* и кодов перемежения.

Далее кратко рассмотрим сущность *прямого* и *обратного отображения Грея*.

Отображение Грея является ключевой частью кодовой модуляции с побитовым перемежением. Главной задачей данного отображения является в идеале, создание *эквивалентного канала (ЭК)*, состоящего из v параллельных, независимых двоичных каналов без памяти.

Каждый двоичный канал соответствует некоторой позиции в номере *сигнальной точки* $x \in \mathcal{C}$. Каждому кодовому слову на выходе двоичного канального кодера перемежитель приписывает случайно выбранную позицию точки сигнала для передачи кодовых символов.

Прямое отображение Грея состоит во взаимно однозначном отображении множества двоичных векторов из $\{0, 1\}^v$ на множество точек \mathcal{X} , если для всех $i=1, 2, \dots, v$, и $b \in \{0, 1\}$ каждый элемент $c \in \mathcal{C}_b^i$ имеют самое большее одного ближайшего соседа $y \in \mathcal{C}_b^i$, на расстоянии D_{min} , где $b' = b \oplus 1$.

Генерация метрик и обратное отображение Грея. Данные операции необходимы для реализации алгоритма декодирования по *максимуму правдоподобия*. Введем следующие обозначения. Пусть r обозначает выход канала связи после передачи χ . Из предположения о равномерном распределении на входе найдем условную вероятность r при условии, что $l^i(x) = b$:

$$P(r / l^i(x) = b) = \sum_{z \in \mathcal{Z}} P(r / x) \cdot P(x / l^i(x) = b) = 2^{-(v-1)} \sum_{x \in \mathcal{X}_b^i} P(r / x). \quad (2.1)$$

Обозначим i позицию кодового символа v_j в метке сигнала $\mathcal{C}_{p(j)}$. Для каждого момента j обозначим кодовый символ и *сигнальную точку* $v_j, \mathcal{C}_{p(j)}$

после перемежителя, которая была принята как $r_{p(j)}$ после передачи по каналу с шумом.

Приемник вычисляет побитовые метрики из равенства:

$$I^i(r_{p(j)}, b) = \log \left(\sum_{x \in X_b} P(r_{p(j)} / x) \right), \quad (2.2)$$

где $b = 0, 1$ и $I = 1, 2, \dots, v$.

Декодер МП, например декодер *Витерби*, использует найденные метрики и выбирает решение на основе следующего правила [3, 7]

$$v_i^* = \arg \max_{v \in c} \sum_j I^i(r_{p(j)}, v_j). \quad (2.3)$$

Аппроксимация выражения (2.3), дает приближенную оценку битовой метрики, как

$$I^i(r_{p(j)}, b) = \max_{x \in c_b^i} \log P(r_{p(j)} / x)$$

Кодовая модуляция с побитовым перемежением и декодирование по МП (алгоритм *Витерби*) наиболее эффективен для каналов связи с АБГШ.

3. Алгоритмы декодирования сигнально-кодовых конструкций

Для декодирования СКК широко используется модифицированный алгоритм *Витерби* (АВ). Модификация АВ заключается в основном в двух следующих операциях декодирования [1–7]:

1) При определении кодовых путей вычислитель *реберных меток* должен учитывать при определении *кодовых путей* параллельные *ребра* (*ветви*);

2) несколько изменен принцип (алгоритм) работы блока выбора лучшего *ребра* и «выживших» некодированных информационных символов. Память выживавших путей (или память обратного прохода) должна

включать $(k_0 - \hat{k} - 1)$ некодированных двоичных символов в отличие от одного только двоичного символа в случае использования *СК* со скоростью $R = 1/n_0$.

Следует отметить, что в случае 2^{k+1} -ичной ФМ или 2^{k+1} -ичной КАМ корреляционные метрики для двумерных символов имеют вид $x_p \cdot x_r + y_p \cdot y_r$, где (x_p, y_p) представляет эталон *сигнальной точки* в созвездии точек, а (x_r, y_r) – является координатой принятой точки.

Определение (расчет) помехоустойчивости приема кодовых последовательностей *СКК* или *треллис-кодированной модуляции* может выполняться так же, как и для *СК* с *АВ*, с помощью *нумератора (вычислителя) спектра весов* по методу *производящих функций* [3–6].

Однако в этом случае следует иметь в виду, что теперь степени будут не целыми числами (соответствующими *расстоянию Хэмминга*), а вещественными (соответствующими *расстоянию Эвклида*). Кроме того, необходимо учитывать факт наличия параллельных переходов на диаграмме состояний *кодированной решетки*; последнее означает, что модифицированная диаграмма состояний содержит два члена [7,8]. Вышесказанное поясним приведенными ниже структурами модифицированной диаграммы состояний кодера (рис. 3.1) и *кодированной решетки* с двумя кодовыми путями (рис. 3.2) с минимальным *эвклидовым расстоянием* для кода *СКК*, приведенного на рис. 3.4 б.

Ребра решетки помечены целыми числами, соответствующие (щими) восьми значениям фазы сигнала. Для вычисления *нумератора весов* $T(x)$ применяется процедура записываемая как $T(x) = T_1(x) + T_2(x^2) + \dots + T_w(x^w) +$, где коэффициент T_w в $T(x)$ равен числу кодовых последовательностей (кодовых слов) веса w . Так как *СК* порождает бесконечное множество кодовых последовательностей, то и *нумератор весов (WES)* имеет бесконечное число членов.

Известны два метода вычисления *нумератора весов* $T(x)$. Первый из них рассматривает модифицированную диаграмму состояний как *сигнальный граф* и для вычисления $T(x)$ применяется правило *Мэйсона*. Вторым методом,

предложенный *Витерби* состоит в приписывании состояниям $(S^{(j)}, j = 1, 2, \dots, 2^m - 1)$ кодера *СК* формальных переменных $M_j(x)$. каждая переменная $M_j(x)$ представляет собой линейную комбинацию взвешенных переменных, приписанную состояниям, которые связаны с состоянием $S^{(j)}$ выражениями:

$$\mu_j(x) = \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^{2^m-1} M_k \cdot d_{kj} \cdot x^{n_{kj}},$$

$$\mu_i(x) = \sum_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^{2^m-1} m_k \cdot d_{kj} \cdot x^{n_{ij}}$$

для всех $k \in \{1, 2, \dots, 2^m - 1\}$, $k \neq j$: величина h_{ij} равна весу *Хэмминга* соответствующего выходного вектора длины n ; $\delta_{ij} = 1$, если и только если имеется переход из состояния i в состояние j , а в противном случае $\delta_{ij} = 0$.

Начальному состоянию $S_{ini}^{(0)}$ приписывается переменная со значением, равной 1, а *нумератор весов* $T(x)$ приписывается как переменная канальному состоянию $S_{ini}^{(0)}$. Далее записывается система линейных уравнений, которая решается относительно $\mu_i(x)$, что позволяет далее определить нумератор весов:

$$T(x) = \mu_i(x) \cdot x^{h_{i0}}.$$

Для определения вероятности ошибочного приема декодеров *СК* используется *полный нумератор весов* *СК*, который в общем виде обозначается как $T(x, y, z)$, где x, y, z – метки модифицированной диаграммы состояний *СК*: t – число ненулевых ребер *кодовой решетки*; w – вес *Хэмминга* *кодовой последовательности*.

Анализ структуры решетки, приведенной на рис. 3.2, показывает, что квадрат минимального *эвклидова расстояния* между *кодowymi последовательностями* равен [3, 4, 7]

$$d_{э, \min}^2 = \min\{D_{par}^2, D_{tre}^2\} = 3,172.$$

Следовательно, по сравнению с некодированной ФМ-4, имеющей спектральную эффективность 2 бит/символ, при использовании СКК обеспечивается асимптотический ЭВК ≈ 2 дБ.

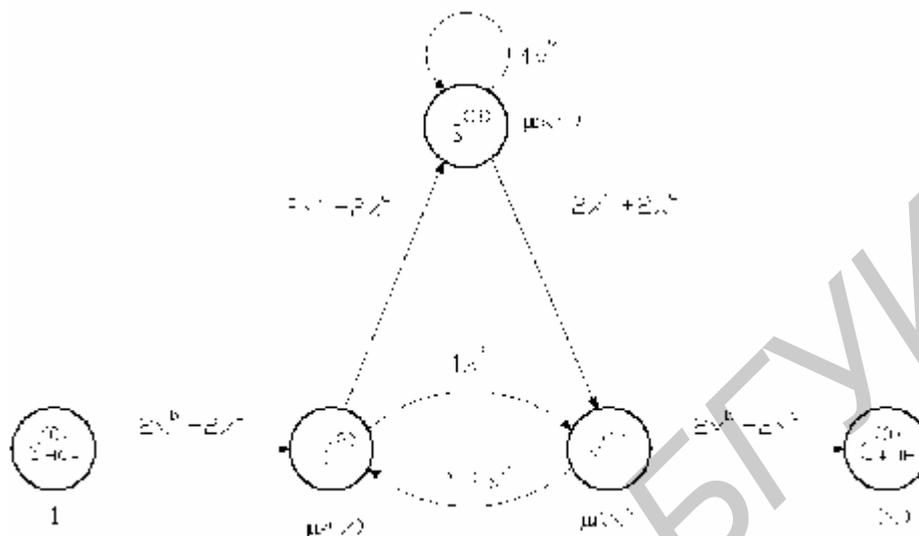


Рис. 3.1. Модифицированная диаграмма состояний конструкций треллис – кодовой модуляции для четырёх состояний на сигналах ФМ-4

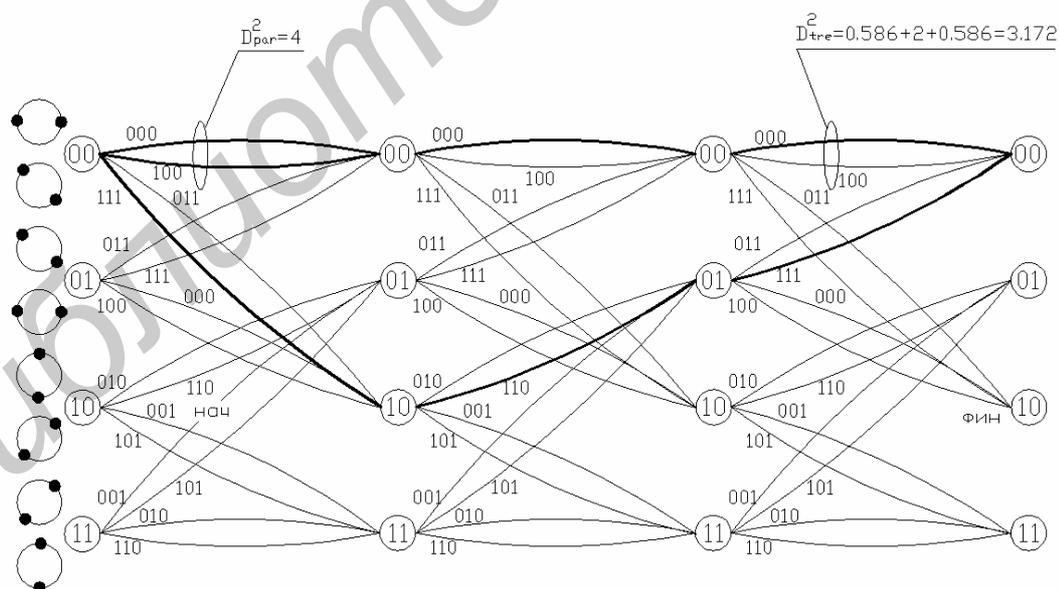


Рис. 3.2. Кодовая решетка двух кодовых путей с минимальным эвклидовым расстоянием между ними для кода СКК с $R = 2/3$

Рассмотрим сущность используемого на практике алгоритма декодирования *СКК*, который был предложен *Имаи* и *Хирокавой*. Из практических соображений было предложено выполнять разбиение *сигнального созвездия* $2^n = 2^{k+1}$ модуляционных точек на два смежных класса двух верхних уровней разбиения, которые ассоциируются (сравниваются) с выходами стандартного кодера *СК* с $R = 1/2$, $k = 6$, $q_1(D) = 1111001 = 1 + D + D^2 + D^3 + D^6$ и $q_2(D) = 1011011 = 1 + D^2 + D^3 + D^5 + D^6$. Обобщенная структурная схема кодера *СКК* с данными параметрами приведена на рис. 3.3.

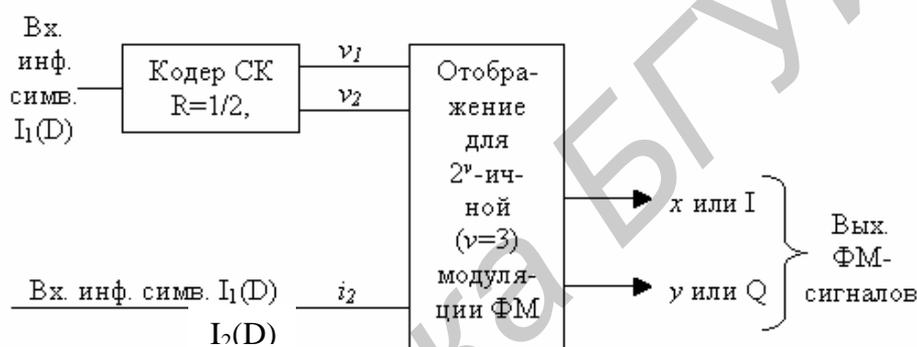


Рис. 3.3. Обобщенная структурная схема кодера *СКК* практической конструкции треллис-кодовой модуляции

В данной схеме *СКК* v_1 и v_2 кодовые символы, сформированные кодером *СК* из передаваемых информационных символов потока $I_1(D)$, а v_3 – некодированные информационные символы потока $I_2(D)$. Отличие данной схемы *СКК* от схемы *СКК*, предложенной *Унгебоеком* состоит в том, что структура решетки не зависит от значения $v > 2$, а число параллельных ребер решетки $v - 2$ растет с числом бит на символ (бит/символ). Такая структура *СКК* предполагает реализацию алгоритма декодирования в два этапа:

на первом этапе параллельные ребра кодовой решетки объединяются в одно ребро;

на втором этапе применяется обычный (классический) алгоритм декодирования *Витерби* (декодер *Витерби*): используются полученные оценки кодированных двоичных символов потока $I_1(D)$ и значение

(положение на плоскости) принятого сигнала для оценки некодированных двоичных символов потока $I_2(D)$. На рис. 3.4 приведена обобщенная структурная схема двухэтапного декодера практической реализации СКК.

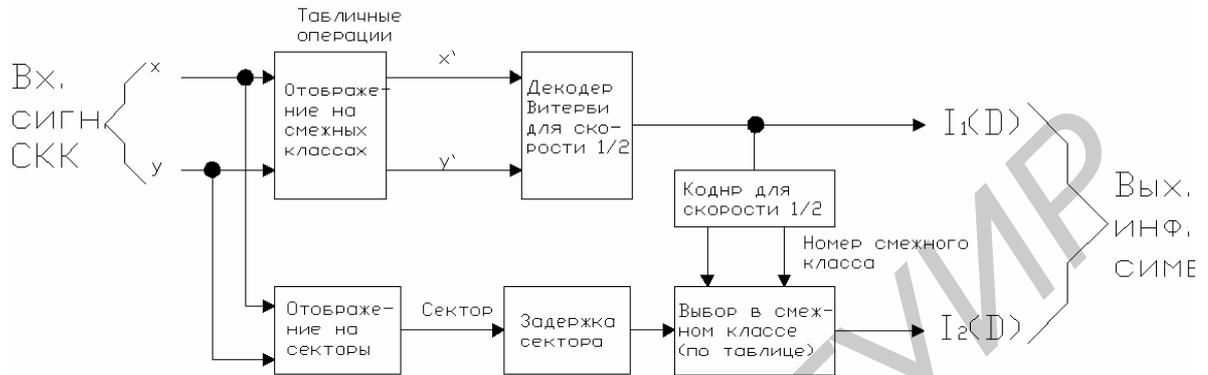


Рис. 3.4. Обобщенная структурная схема декодера СКК с двухэтапной процедурой декодирования

В данной схеме через x и y обозначены значения I и Q координат квадратурных каналов принятого ФМ-М – сигнала, амплитуда и фаза которого равны $r = (x^2 + y^2)^{1/2}$ и $j = \tan^{-1}(y/x)$ соответственно. Далее используется преобразователь символов ФМ-сигнала, чтобы можно было использовать декодер Витерби.

Процедура преобразования использует значение фазы φ и происходит таким образом, что точки ФМ-М отображаются в точки «смежных классов», помеченных выходными (кодowymi) символами кодера СК с $R=1/2$ и $k=6$.

Для треллис-кодовой модуляции при использовании M -ичной ФМ, $M = 2^v$, $v > 2$, вводится параметр ζ , равный числу кодированных бит на символ, $\zeta=1;2; \dots$. Используемое ниже следующее преобразование вращения, применяемое к каждому принятому ФМ-сигналу (x,y) , дает входной символ (x', y') для декодера Витерби [3, 8]:

$$\begin{aligned}x' &= r \cdot \cos[2^{n-z} (j - \Phi)], \\y' &= r \cdot \sin[2^{n-z} (j - \Phi)],\end{aligned}\tag{3.1}$$

где Φ – некоторая фиксированная величина, действующая на все *сигнальные точки* одинаково.

После преобразования 2^{n-z} *сигнальных точек* смежного класса исходного $\Phi M-2^{n-z}$ *созвездия* соединяются («схлопываются») в одну точку $\Phi M-2$ *созвездия* смежных классов на плоскости $x' - y'$.

Кодер CK , приведенный на рис. 3.3 (часть 1), реализует кодовую модуляцию на сигналах $\Phi M-8$ (с использованием метода модуляции $\Phi M-8$) с двумя (из трех) информационными битами на символ $\Phi M-8$; два информационных бита соответственно потоков $I_1(D)$ и $I_2(D)$ вводятся в кодер CK , который формирует три символа (i_2, v_2, v_1) , отображаемых на множество *сигнальных точек* $\Phi M-8$; конкретно отображение *сигнальной точки* $\Phi M-8$ будет определяться структурой поступивших на вход устройства отображения (модулятора) трех символов (i_2, v_2, v_1) . Двоичные символы v_2 и v_1 есть результат кодирования информационных символов потока $I_1(D)$ CK с $R=1/2$, $\kappa = 7$. Сигнальные точки нумеруются тройками символов (i_2, v_2, v_1) , а каждая пара символов (v_2, v_1) является индексом смежного класса, содержащего две *сигнальные точки* метода модуляции $\Phi M-2$ (двухфазной модуляции), в *сигнальном созвездии* $\Phi M-8$, представленного на рис. 3.5.

В результате преобразования вращения с параметром $j' = 2j$ получается, что подмножество $\Phi M-2$ *сигнальных точек* исходного множества *сигнальных точек* $\Phi M-8$ сводится в одну из *сигнальных точек* *сигнального созвездия* $\Phi M-4$ (четырёхфазной модуляции) смежных классов на плоскости $(x' - y')$. В этом случае (примере) обе точки любого смежного класса имеют одно и то же значение фазы j' . Это следует из того, что эти точки имеют фазы φ и $\varphi + \pi$. Эти все преобразования вращения осуществляются в декодере (рис. 3.4) устройством отображения на основе использования табличных операций.

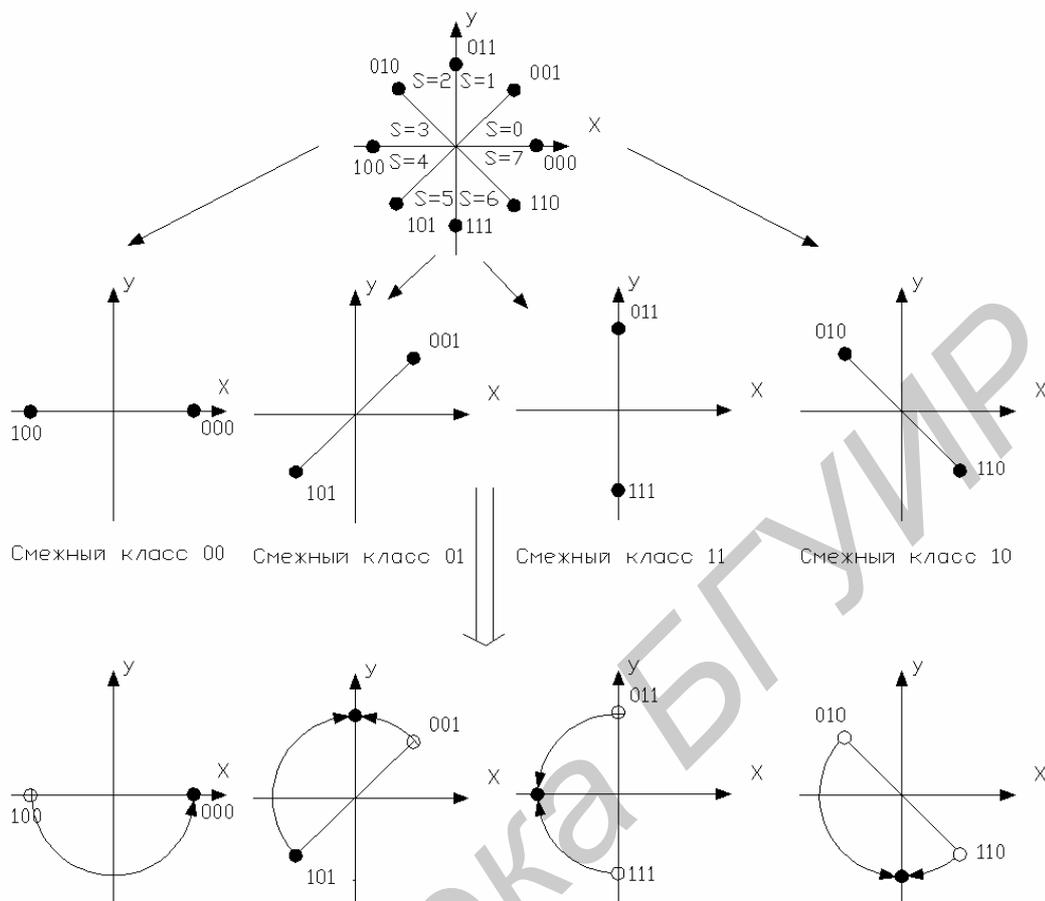


Рис. 3.5. Метод декомпозиции созвездия ФМ-8 ($\zeta = 2$) и смежные классы

Сформированные отображением кодовые символы ($x' - y'$) поступают на вход «внутреннего» декодера *Витерби*, который выдает информационный символ потока $I_1(D)$. Для того чтобы получить оценку *некодированного бита* информационного потока $I_2(D)$, выполняется повторное кодирование «внутренним» кодером *СК* ($R = 1/2$ и $k = 7$) информационных символов потока $I_1(D)$. Результаты кодирования позволяют найти наиболее вероятный индекс смежного класса.

Вычисленные индекс и сектор (S), сформированный устройством отображения на секторы и указывающий, в каком секторе находится принятый символ ФМ-8, используются для определения информационного символа потока $I_2(D)$. В заданном смежном классе сектор S указывает ближайшую к принятому символу ФМ-8 *сигнальную точку* (с индексом i_2) из

пары сигнальных точек ФМ-2. Например, если декодированный смежный класс есть (1,1) и принятый символ ФМ-8 находится в секторе $S = 3$, то информационный символ потока $I_2(D)$ равен нулю, т. е. $i_2 = 0$.

На рис. 3.6 представлены результаты моделирования алгоритмов декодирования по максимуму правдоподобия (кривая 1) и двухэтапного декодирования с треллис-кодowymi модуляторами с исходными данными вышерассмотренного примера (кривая 2). Результаты моделирования $P_{ош.пр.}$ сравниваются с вероятностью ошибочного приема некодированной ФМ-4. [1, 3–6].

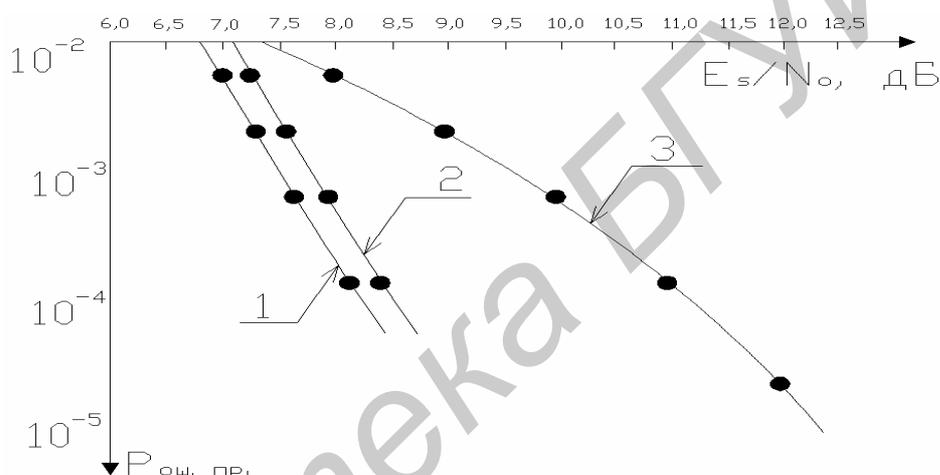


Рис. 3.6. Вероятность ошибочного приема двоичного символа:

- 1 – декодирование по максимуму правдоподобия; 2–двухэтапное декодирование; 3–некодированная ФМ-4

Из рис. 3.6. следует, что алгоритм этапного декодирования имеет АЭВК на 0,2 дБ меньше, чем АВ (декодирование по максимуму правдоподобия).

Аналогичное преобразование может применяться и в случае использования КАМ-М. Отличие состоит в том, что преобразование выполняется отдельно для квадратурных каналов I и Q , поэтому нет необходимости вычислять фазу. На рис. 3.7 приведено сигнальное созвездие КАМ-16 для практической треллис-кодовой модуляции при использовании двухуровневого (двухэтапного) алгоритма декодирования с $\zeta=2$ кодированными битами на символ [3 – 5].

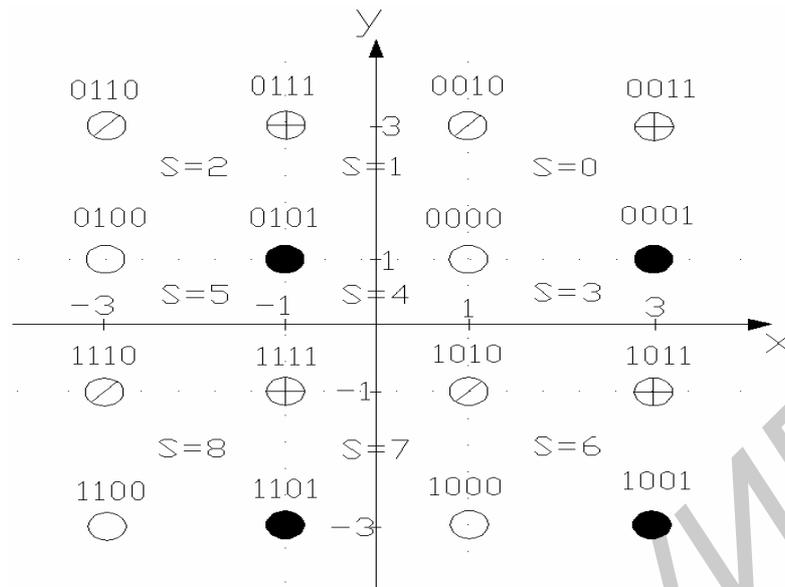


Рис. 3.7. Сигнальное созвездие *KAM-16* для практического треллис-кодирования и двухуровневого (двухэтапного) алгоритма декодирования

В этом случае кодовые биты являются индексами смежных классов подмножеств метода модуляции *ФМ-4*. Преобразование для метода модуляции *KAM-16* и $\zeta=2$ определяется правилами операциями напоминающими операции суммирования по модулю 4:

$$x' = \begin{cases} x, & |x| \leq 2; \\ (x-4), & x \geq 2; \\ (x+4), & x < -2; \end{cases} \quad (3.2)$$

$$y' = \begin{cases} y, & |y| \leq 2; \\ (y-4), & y \geq 2; \\ (y+4), & y < -2. \end{cases}$$

Необходимо отметить, что рассмотренные методы практической треллис-кодированной модуляции или методы формирования *СКК* могут быть реализованы с $\Phi M \geq 16$ и *турбо-сверточными кодами*, а также с другими видами (типами) модуляции.

Заключение

Рассмотренные методы построения сигнально-кодовых конструкций на основе групповых помехоустойчивых кодов и методов многофазных и многоуровневых модуляций показывают высокую эффективность их применения в частотно-ограниченных каналах связи и, следовательно, являются актуальными вопросами для инженеров по телекоммуникационным системам. Проблемными остаются вопросы оценки эффективности сигнально-кодовых конструкций в системах, обеспечивающих скрытную передачу информации.

Библиотека БГУИР

Литература

1. Блейхут, Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки / Р. Блейхут. – М. Мир, 1986.
2. Кларк, Дж. мл. Кодирование с направлением ошибок в системах цифровой связи / Дж. мл. Кларк, Дж. Кейн. – М.: Мир, 1987.
3. Морелос-Сарагоса, Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение / Р. Морелос-Сарагоса. – М. : Техносфера, 2005.
4. Lebowita, S. A. Performance of Coded 8-PSK Signalling for Satellite Communications / S. A. Lebowita, S. A. Rhoockes // ICC Conference Record, June 1981, Denver, – p.P. 47.4.1–47.4.8.
5. Ungerboeck, G. Channel coding with multilevel phase signals / G. Ungerboeck. – IEEE Trans. Inf. Theor., 1982. V. IT – 28, – P. 55 – 67.
6. Wilson, S. Rate $\frac{3}{4}$ 16 – PSK Phase Codes (Department of Electrical Engineereng Univer-Sity of Virginia. Charlottesville, VA 22901) / S. Wilson, P. Schottler, H. Sleeper. – IEEE, 1982.
7. Moreno, F. Convolutionally Encoded Parallel MSK and Duobinary MSK / F. Moreno, S. Pasupathy. – IEE, Toronto, Canada MSS IA4.
8. Chalid, A. Effects of Filtering on Coded M-PSK Systems / A. Chalid, S. Mori. – IEE, 3-14-1 Hiyoshi, Kohoku-ku, Yokohama 223, Japan.
9. Serial Concatenation of Interleaved Codes: Performance Analysis, Design and Iterative Decoding / S. Benedetto, – IEEE. Trans Inform. Theory, May 1998. – Vol. 44. – p.P. 909–926.
10. Introduction to Trellis – Coded Modulation with Applications / E. Biglieri, D. Divsalar, P. McLane, M. Simon. – Macmillan Publishing, 1991.
11. Dibsalar, D. Generalized Multiple Trellis Coded Modulation (MTCM) / D. Dibsalar, M. Simon. – IEEE Jnt. Conf. Commun., June 1986. – p.P. 20.3.1 – 20.2.7.

12. Caire, G. Bit – Interleaver Coded – Modulation / G. Caire, G. Taricco, E. Biglieri. – IEEE Trans. Infom. Theory, May 1998. – Vol. 44. – №3, p.P. – 927–946.

13. Le, Goff. Turbo-Codes and High-Spectral Efficiency Modulation / Goff Le, A. Glaviex, C. Berrou. – IEEE Jnt. Conf. Comm. (ICC'94). – p.P. – 645-649.

14. Robertson, P. Coded Modulation Scheme Employing Turbo-Codes / P. Robertson, T. Worz. – Electronics Letters, Aug. 1995. – Vol.31, – p.P.1546 – 1547.

15. Robertson, P. Bandwidth – Efficient Turbo Trellis-Coded Modulaion Using Punctured Component Codes / P. Robertson, T. Worz. – IEEE J. Sel. Areas in Comm., Feb. 1998, – Vol. 16, – №2, – p.P. 206 – 218.

16. Wachsmann, U. Multilevel Codes: Theoretical Concepts and Practical Design Rules / U. Wachsmann, R. Fischer, J.B. Huber. – IEEE Trans. Inform. Thevry, July 1999, – Vol. 45, – №5, – p.P. 1361 – 1391.

17. Wahlen, B. E. Turbo-Coding Applied to Pragamtic Trelles-Coded Modulation / B. E. Wahlen, C. Y. Mai. – IEEE Comm. Letters, Feb. 2000. – Vol. 4. – №2 – p.P. 65–67.

18. Caire, G. Capacity of Bit-Interleaved Channels / G. Caire, G. Taricco, Biglieri. – Elect. Letters, June 1996. – Vol 32, – p.P. 1060–1063.

Учебное издание

Королев Алексей Иванович

ОБРАБОТКА РЕШЕТЧАТЫХ СИГНАЛОВ

Методическое пособие
по дисциплинам

«Системы подвижной радиосвязи и компьютерные сети» и «Скрытые системы передачи мультимедийной информации»
для студентов специальностей 1-45 01 03 «Сети телекоммуникаций» и 1-45 01 05 «Системы распределения мультимедийной информации» всех форм обучения

Редактор М. В. Тезина
Корректор Е. Н. Батурчик

Подписано в печать	Формат 60x48 1/16	Бумага офсетная
Гарнитура «Таймс»	Печать ризографическая	Усл. печ. л.
Уч.-изд. л.	Тираж 50 экз.	Заказ 383

Издатель и полиграфическое исполнение: Учреждение образования «Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники»
Лицензия на осуществление издательской деятельности № 02330/0056964 от 01.04.2004
Лицензия на осуществление полиграфической деятельности № 02330/0131518 от 30.04.2004
220013, Минск, П. Бровки, 6