

УДК 621.391

Применение субоптимального приема в целом и циклических кодов, допускающих мажоритарное декодирование.

Л. Н. Баранников, А. Б. Ткачëв, А. В. Хромцев

В статье рассмотрено применение помехоустойчивого кодирования при субоптимальном приеме в целом для повышения помехоустойчивости в цифровых каналах связи и приведены результаты моделирования для каналов с независимыми ошибками.

Для передачи сообщений в цифровых системах передачи информации важно повышение помехоустойчивости, особенно в каналах со сложной помеховой обстановкой. Одним из мощных современных средств борьбы с помехами является применение помехоустойчивого кодирования.

Как известно [1], при оптимальном приеме "в целом" функции правдоподобия определяются для всех разрешенных кодовых комбинаций, что обуславливает сложность технической реализации приема в целом, если число используемых кодовых слов велико.

При посимвольном (позлементном) приеме функции правдоподобия определяются для каждого из используемых символов (а не слов), что значительно упрощает схемную реализацию приемника. Традиционный посимвольный приемник содержит первую решающую схему, где вычисляется функция правдоподобия отдельного символа и выносится "жесткое" решение о значении принимаемого символа. Итак, приazoleментном приеме, по каждой величине отсчета C_i , полученной в результате демодуляции символа, основанном на критерии максимального правдоподобия, определяется значение переданного символа. Совокупность принятых решений поступает на вторую решающую схему, осуществляющую схему декодирования с исправлением и (или) обнаружением ошибок. Однако помехоустойчивость посимвольного приема может быть значительно ниже, чем при приеме в целом [1].

Эффективность посимвольного приема избыточного блочного кода можно повысить, если при декодировании символа в первой решающей схеме не принимать "жесткое" решение о значении символа, а запоминать и учитывать (при декодировании кодового блока во второй решающей схеме) значения C_i , пропорциональные апостериорным вероятностям правильного приема каждого символа блока. На этом основан метод субоптимального приема в целом [1].

Известно [2], что в кодах, допускающих мажоритарное декодирование с разделенными проверками, для каждого информационного символа u_i можно составить систему уравнений

$$\begin{aligned}
 y_i &= y_{11} + y_{12} + \dots + y_{1r}, \\
 y_i &= y_{21} + y_{22} + \dots + y_{2r}, \\
 &\dots \dots \\
 y_i &= y_{s1} + y_{s2} + \dots + y_{sr},
 \end{aligned}
 \tag{1}$$

Где s – количество нетривиальных проверок, r – количество символов в проверке, y_{jk} — некоторые символы кодовой комбинации, причем каждый из них входит в правую часть системы не более одного раза. Сложение осуществляется по модулю 2.

Обычное (дискретное) мажоритарное декодирование (правило построения второй решающей схемы) основано на том, что если в правые части проверок подставить значения символов, определенные в первой решающей схеме с жесткими решениями, то в случае отсутствия ошибок они все дадут один и тот же результат для y_i . При наличии ошибок в оценке символов в первой решающей схеме часть проверок даст результат $y_i=0$, а часть – результат $y_i=1$. Окончательное решение принимается по большинству этих результатов мажоритарным элементом (МЭ). К проверкам обычно добавляется еще тривиальная проверка:

$$y_i = y_i \tag{2}$$

Такой метод позволяет исправить ошибки любой кратности до $[s/2]$, где $[x]$ – округление до целого в сторону нуля. На рис.1 приведена схема обычного декодирования для кода (7, 3).

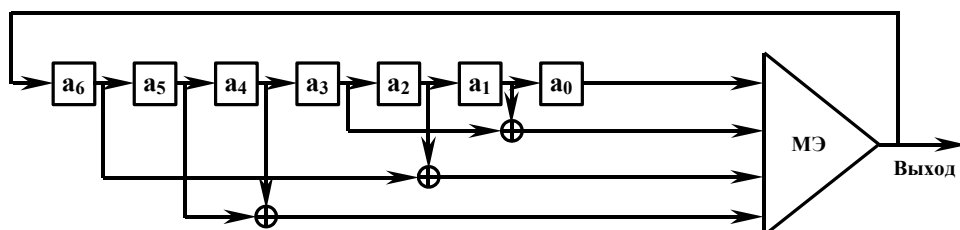


Рис. 1.

Субоптимальный прием в целом [1], [3], [4], или аналоговое декодирование для мажоритарных кодов учитывает связи между символами, определяемые разделенными проверками. Если C_i являются независимыми гауссовскими величинами (что имеет место, например, при когерентном приеме в канале с нормальным белым шумом), то значение символа y_i должно определяться:

$$y_i = \operatorname{sgn} \left(c_i + \sum_{j=1}^s \left(|c_{jm}|_{\min} \operatorname{sgn} \prod_{m=1}^r c_{jm} \right) \right) \tag{3}$$

где $\operatorname{sgn}(x)$ – операция определения знака величины x , c_{jm} — результат демодуляции символа, обозначенного y_{jm} в системе проверок, $j=1, \dots, s$, $m=1, \dots, r$; $|c_{jm}|_{\min}$ — наименьший из модулей c_{jm} при данном j .

Схема декодера в таком случае выглядит так (рис. 2)

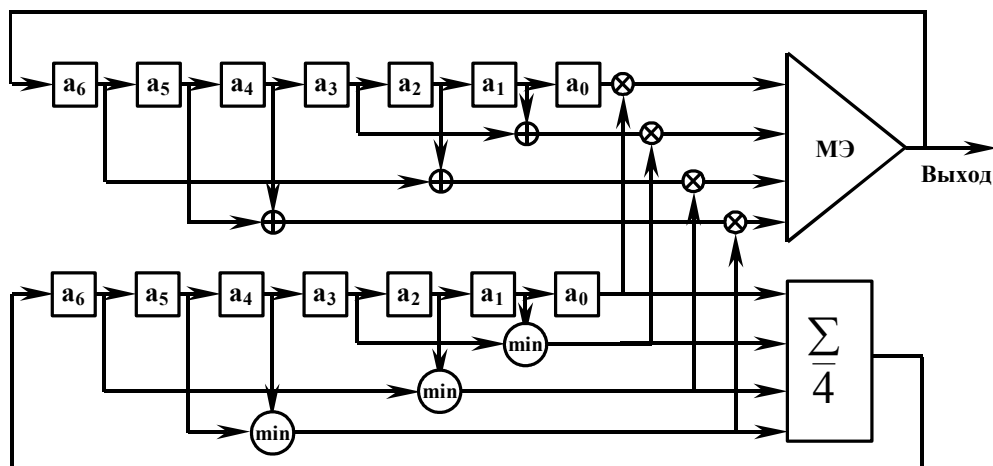


Рис. 2

Обычная схема декодера дополняется еще одним регистром для хранения выборок, этот регистр имеет такую же систему связей, как и основной регистр, соответствующую системе проверок. Вместо операции сложения по модулю 2 происходит выбор минимального значения, результат выбора умножается на значение результата такой же проверки в основном регистре, придавая, таким образом, результату основной проверки определенный вес. При сдвиге в последний разряд дополнительного регистра записывается среднее значение проверок этого регистра.

Частным случаем приема с мягкими решениями является прием со стиранием [5]. Идея приема со стиранием состоит в том, что решающее устройство имеет область неопределенности, в которую попадают все отсчеты сигнала, не превысившие установленный порог. При этом в место неуверенно принятого символа выдается специальный символ стирания, и принятый символ оказывается «стертым».

Восстановить стертые символы оказывается легче, чем исправить ошибочно принятые, так, как, положение стертых символов известно (на их месте стоит символ стирания), а положение ошибок неизвестно, и каждый из принятых символов может быть как правильным так и неправильным.

Было установлено, что оптимальный порог стирания практически не зависит от отношения сигнал–шум в канале и составляет для разных кодов величину от 0,17 до 0,22.

Декодер, реализующий такой способ приема, выглядит следующим образом (рис. 3).

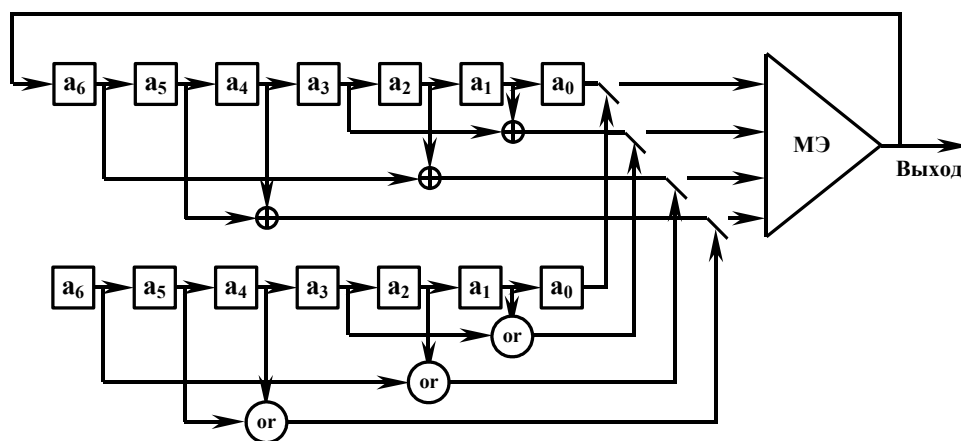


Рис. 3

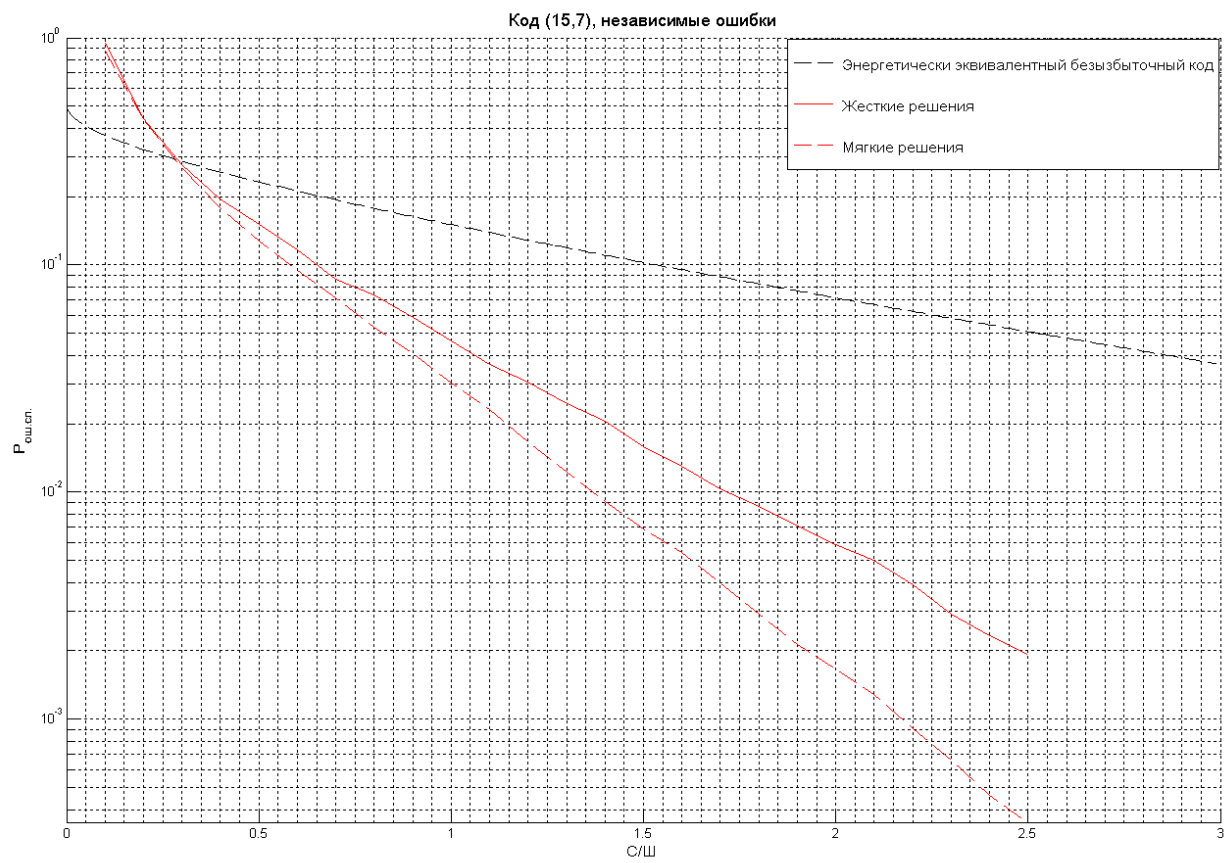
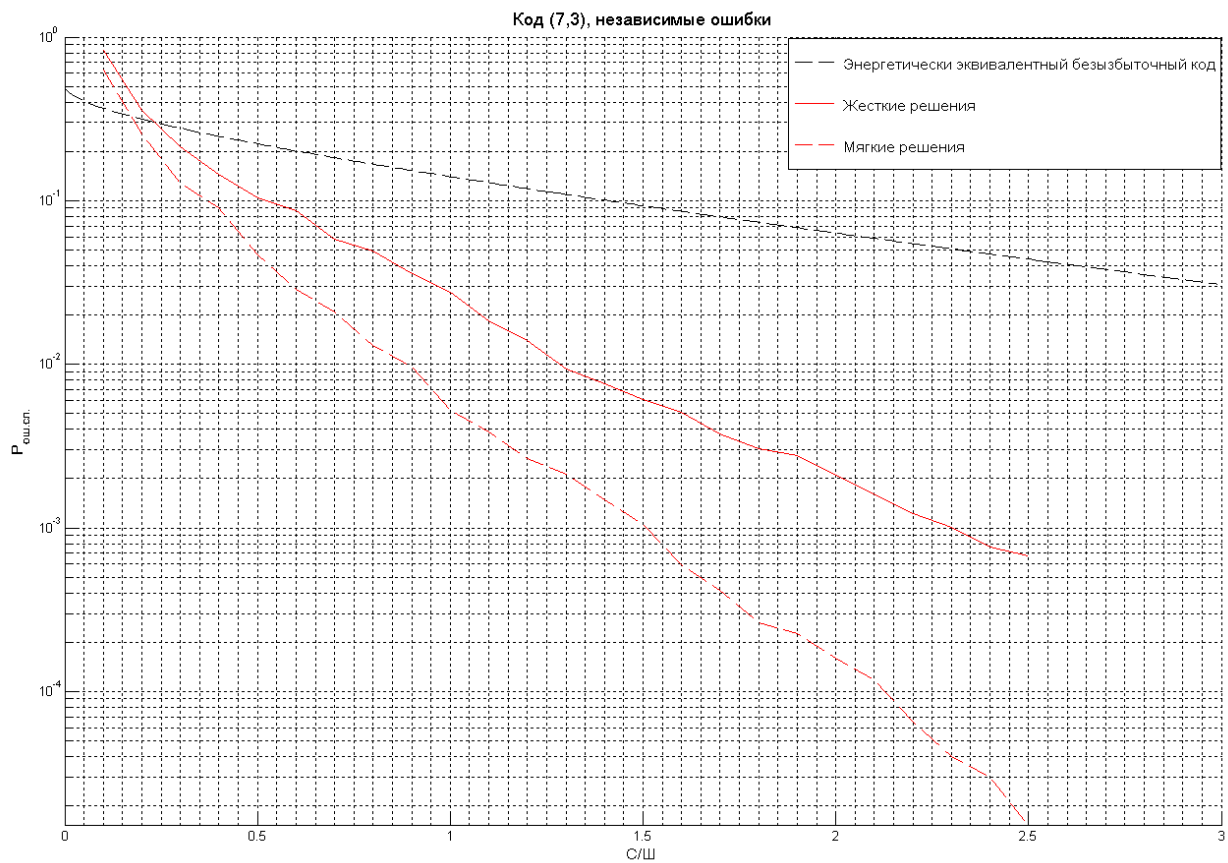
Здесь при наличии символа стирания, в дополнительном регистре, соответствующая проверка, в которой находится стертый символ, отключается от мажоритарного элемента и не участвует при принятии решения о декодированном символе.

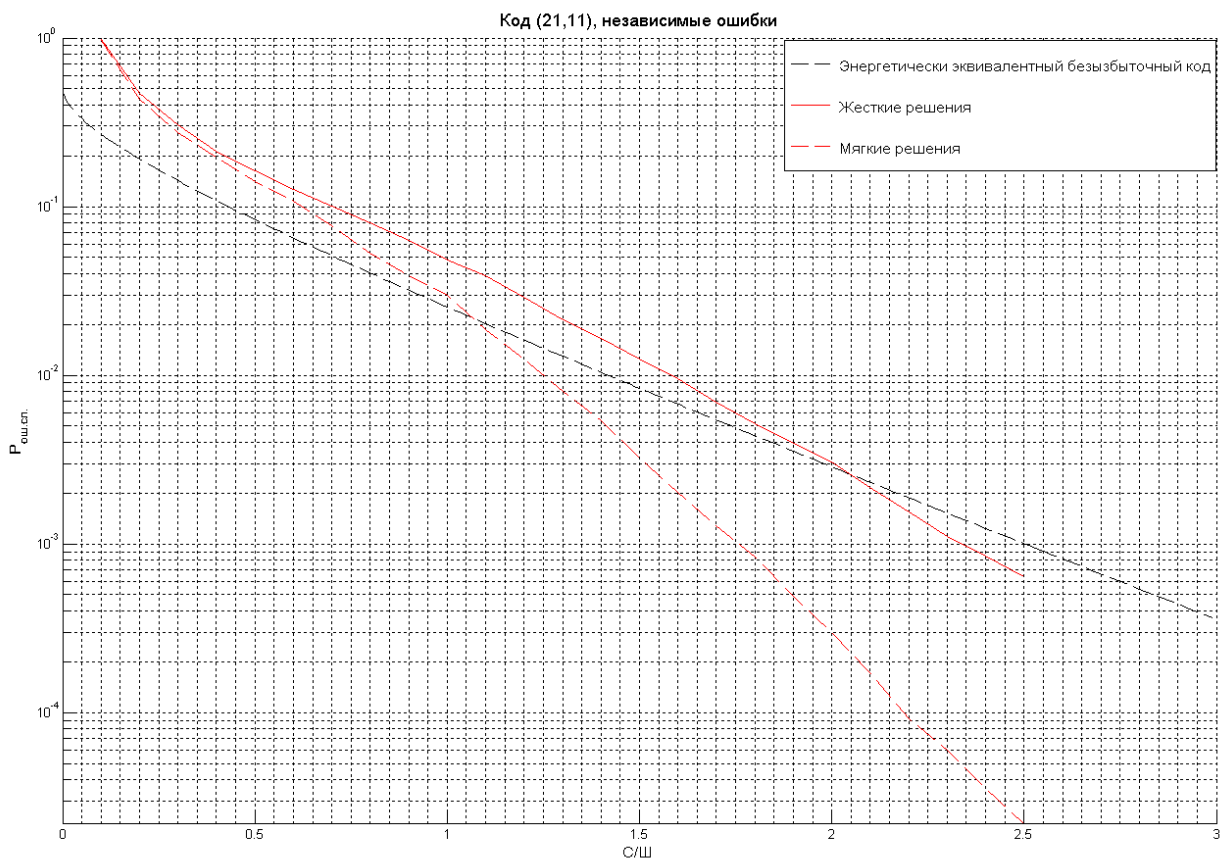
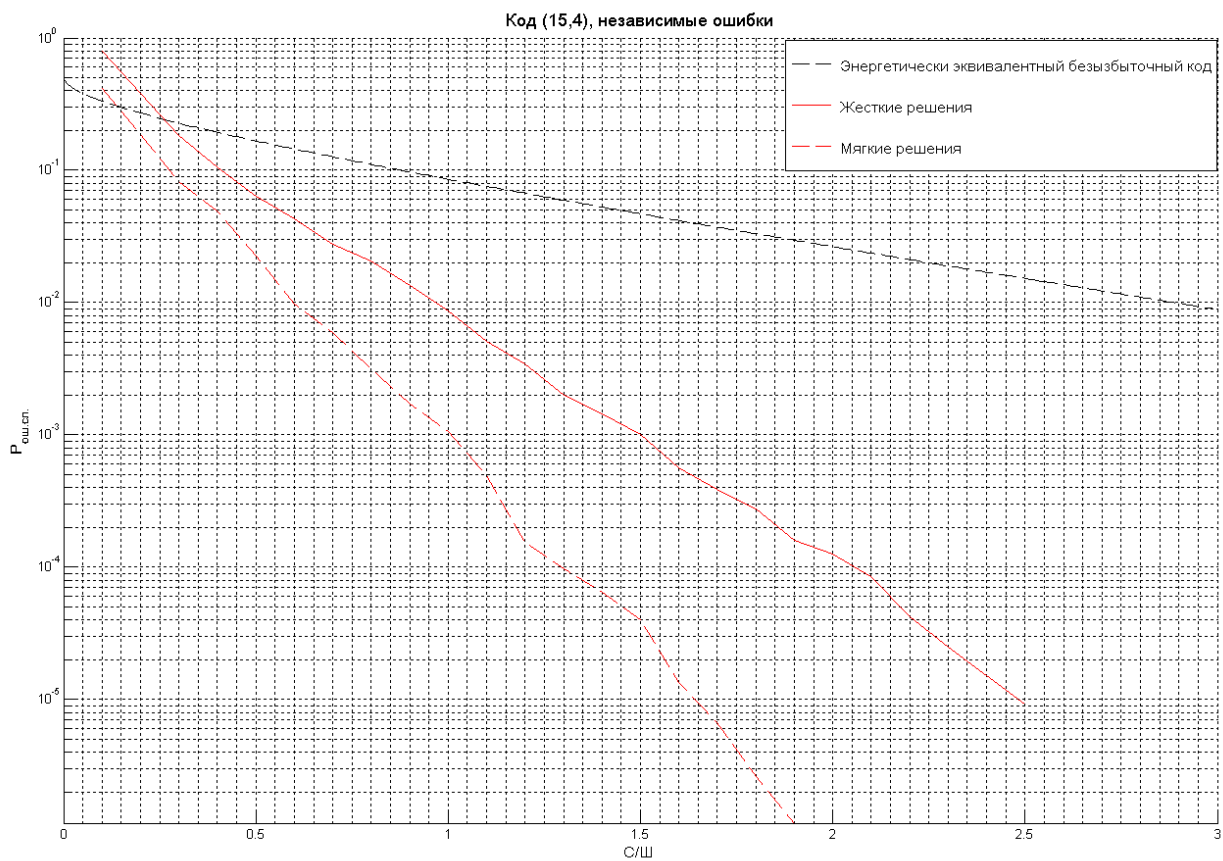
Следующим этапом в развитии этого метода является переход к многопороговому приему. В этом методе весь диапазон входных значений разбивается на несколько областей, и при голосовании учитывается апостериорная вероятность попадания принятого символа в какую-либо область, то есть, каждая основная проверка учитывается с определенным весовым коэффициентом.

Была создана и исследована модель декодера циклического кода с мягкими решениями, в которой отсчеты входного сигнала разбиваются на бесконечное число областей, и значения этих отсчетов участвуют при формировании весовых коэффициентов для основных проверок.

В результате исследования модели декодера циклических кодов, допускающих мажоритарное декодирование, с использованием жестких и мягких решений, были получены оценки вероятности ошибки в слове, которые отображены в графическом виде ниже. Из за того, что при больших отношениях сигнал/шум (С/Ш) вероятность ошибки в символе имеет очень маленькое значение (при $C/Ш=10$ аналитическое значение $P_{ош.с.} \approx 10^{-19}$), моделирование занимает много машинного времени. Поэтому моделирование проводилось в области малых отношений сигнал–шум. Исследовалась вероятность ошибки декодирования слова в зависимости от отношения сигнал–шум, для четырех циклических кодов – (7,3), (15,7), (15,4) и (21,11).

На графиках для каждого кода представлены: зависимость вероятности ошибки в слове от С/Ш для приема с жесткими решениями, приема с мягкими решениями и энергетически эквивалентного безызбыточного кода.





Код (7,3) (рис. 3). Интервал изменения отношения сигнал–шум (0...2,5). При отношении $C/Ш=2$ введение приема с мягкими решениями приводит к понижению вероятности ошибки в слове на порядок. При вероятности ошибки в слове $5 \cdot 10^{-4}$ энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями относительно приема с жесткими решениями составляет 2,3дБ, и 7,5дБ относительно безызбыточного кодирования.

Код (15,7) (рис. 4). Интервал изменения отношения $C/Ш$ (0...2,5). При отношении $C/Ш=2$ введение приема с мягкими решениями приводит к понижению вероятности ошибки в слове на пол–порядка. При вероятности ошибки в слове 10^{-3} энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями относительно приема с жесткими решениями составляет 1,1дБ, и 6дБ относительно безызбыточного кодирования.

Код (15,4) (рис. 5). Интервал изменения отношения $C/Ш$ (0...2,5). При отношении $C/Ш=2$ введение приема с мягкими решениями приводит к понижению вероятности ошибки в слове почти на 2,5 порядка. При вероятности ошибки в слове 10^{-5} энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями относительно приема с жесткими решениями составляет 1,8дБ, и 7,7дБ относительно безызбыточного кодирования.

Код (21,11) (рис. 6). Интервал изменения отношения $C/Ш$ (0...2,5). При отношении $C/Ш=2$ введение приема с мягкими решениями приводит к понижению вероятности ошибки в слове на порядок. При вероятности ошибки в слове $6 \cdot 10^{-4}$ энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями относительно приема с жесткими решениями составляет 1,3дБ, и 1,8дБ относительно безызбыточного кодирования.

Из полученных результатов можно сделать следующие выводы:

1. Применение циклических кодов, допускающих мажоритарное декодирование с разделенными проверками и метода субоптимального приема в целом позволяет повысить помехоустойчивость для каналов с независимыми ошибками по сравнению с безызбыточным кодированием и посимвольным приемом циклических избыточных кодов с жесткими решениями .

2. Из рассмотренных алгоритмов следует, что применение субоптимального приема обеспечит ещё более высокий энергетический выигрыш для каналов с зависимыми (пакетными) ошибками.

3. До недавнего времени применение описанного метода было ограничено техническими возможностями реализации декодеров. Современная скоростная микропроцессорная техника позволяет реализовать данные алгоритмы при большом объеме и достаточно высоких скоростях передаваемых цифровых потоков.

Список литературы

1. Финк Л. М. Теория передачи дискретных сообщений .- М.:Советское радио, 1970. – 728 с.
 2. Колесник В. Д., Мирончиков Е. Т. Декодирование циклических кодов.- М.: Связь, 1968 – 252 с.
 3. Каган Б. Д., Финк Л. М. Метод последовательного приема в целом, для кодов, допускающих мажоритарное декодирование. // Электросвязь.- 1967, № 1 .- с. 14 - 22.
 4. Каган Б. Д., Финк Л. М. К вопросу о приеме в целом, для кодов, допускающих мажоритарное декодирование. // Электросвязь.- 1968, № 5 .- с. 17 - 25.
 5. Баранников Л. Н., Ткачев А. Б., Хромцев А. В. Применение циклических кодов и приема со стиранием для цифровых каналов связи.// Электронный журнал «Труды МАИ», вып. № 18.- <http://www.mai.ru> (5.04. 2004).
-

СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРАХ

Баранников Леонид Николаевич, доцент кафедры радиосистем передачи информации и управления Московского авиационного института (государственного технического университета), к.т.н.

Ткачев Александр Борисович, аспирант кафедры радиосистем передачи информации и управления Московского авиационного института (государственного технического университета)

Хромцев Алексей Викторович, аспирант кафедры радиосистем передачи информации и управления Московского авиационного института (государственного технического университета)