

УДК 621.391

## **Применение субоптимального приема в целом в каналах с пакетными ошибками.**

Л. Н. Баранников, А. Б. Ткачѐв, 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 пакетными 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 (поэлементном) 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, при поэлементном 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).

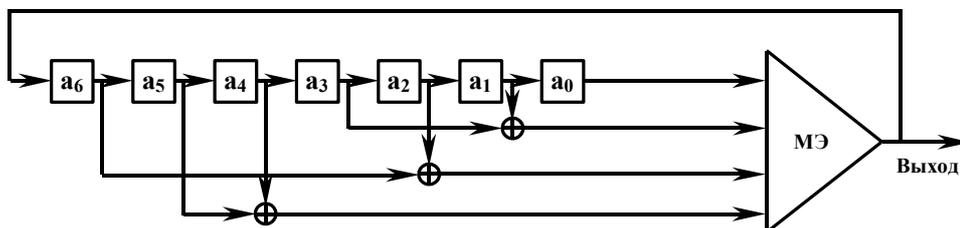


Рис. 1.

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)

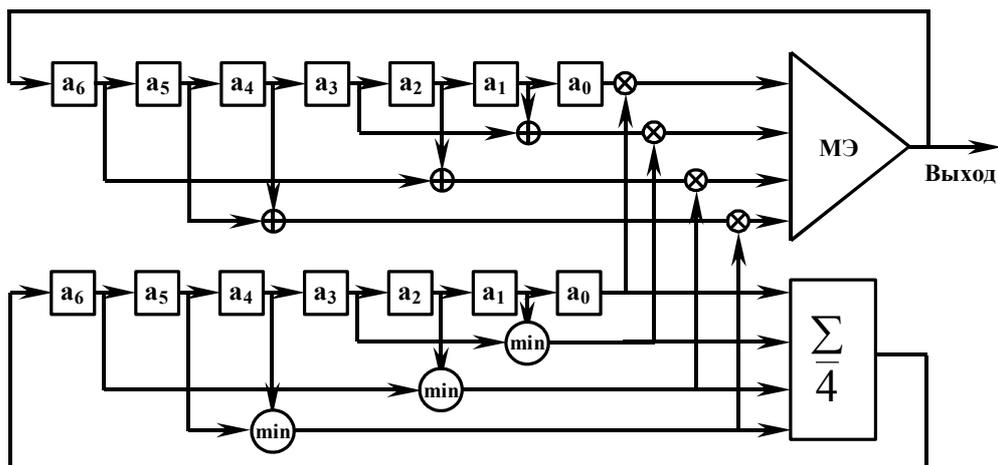


Рис. 2

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.

Для исследования эффективности применения субоптимального приема в целом в случае пакетных ошибок была создана следующая модель канала.

Вероятность возникновения пакета ошибок является параметром источника пакетных ошибок и определяется следующим образом. Генератором равномерно распределенных чисел разыгрывается число в диапазоне  $[0, 1]$ , если оно меньше заданной вероятности появления пакета ошибок, то генерируется признак наличия пакета ошибок. Длина пакета ошибок также является случайной величиной распределенной по нормальному закону со своим математическим ожиданием и СКО, которые задаются в качестве параметров. Наряду с пакетными ошибками в модели учитываются и независимые ошибки. Если на передаваемый символ не действует пакет ошибок, то отношение сигнал/шум в канале равно  $ОСШ_1$ , а если пакет ошибок действует, то отношение сигнал/шум в канале равно  $ОСШ_2$ .  $ОСШ_1$  и  $ОСШ_2$  также являются параметрами модели.

Моделировалась следующая ситуация: при отсутствии пакетных ошибок отношение сигнал–шум высокое ( $С/Ш_1 = 10$ ), а когда возникает пакет ошибок, то отношение сигнал–шум резко падает до значения  $С/Ш_2$ . Т.о., моделируются, так называемые, «чистые пакеты», при которых ошибки в канале возникают только пакетами. При моделировании значение  $С/Ш_2$  менялось от 0,1 до 2, и в зависимости от этого строилась вероятность ошибки в слове.

Моделировалось два случая передачи: без перемежения и при перемежении кодовых слов. Вероятность возникновения пакета ошибок равна 0,1, средняя длина пакета равна 3 (при изменении от 2 до 4).

При моделировании получены следующие результаты.

Код (7,3). (Рис. 3, 4). Интервал изменения отношения  $C/\text{Ш}_2$  в пакете (0...2). При отношении  $C/\text{Ш}_2 = 1,9$  введение приема с мягкими решениями приводит к уменьшению вероятности ошибки в слове на полтора порядка, а добавление перемежения – на два порядка. При вероятности ошибки в слове  $10^{-3}$  энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями в канале с пакетными ошибками, относительно приема с жесткими решениями, в том же канале, составляет 2,6дБ, при добавлении перемежения – ЭВК составляет 2,7дБ.

Код (15,7). (Рис. 5, 6). Интервал изменения отношения  $C/\text{Ш}_2$  в пакете (0...2). При отношении  $C/\text{Ш}_2 = 1,9$  введение приема с мягкими решениями приводит к уменьшению вероятности ошибки в слове на порядок, а добавление перемежения – на полтора порядка. При вероятности ошибки в слове  $10^{-3}$  энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями, в канале с пакетными ошибками, относительно приема с жесткими решениями в том же канале, составляет 1дБ, при добавлении перемежения – ЭВК составляет 1,3дБ.

Код (15,4). (Рис. 7, 8). Интервал изменения отношения  $C/\text{Ш}_2$  в пакете (0...1,5). При отношении  $C/\text{Ш}_2 = 1,3$  введение приема с мягкими решениями приводит к уменьшению вероятности ошибки в слове на два порядка, а добавление перемежения – почти на три порядка. При вероятности ошибки в слове  $10^{-4}$  энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями, в канале с пакетными ошибками, относительно приема с жесткими решениями, в том же канале, составляет 1,5дБ, при добавлении перемежения – ЭВК составляет 2,3дБ.

Код (21,11). (Рис. 9, 10). Интервал изменения отношения  $C/\text{Ш}_2$  в пакете (0...2). При отношении  $C/\text{Ш}_2 = 1,9$  введение приема с мягкими решениями приводит к уменьшению вероятности ошибки в слове на полтора порядка, а добавление перемежения – на два порядка. При вероятности ошибки в слове  $10^{-3}$  энергетический выигрыш кодирования при приеме с мягкими решениями, в канале с пакетными ошибками, относительно приема с жесткими решениями, в том же канале, составляет 1,9дБ, при добавлении перемежения – ЭВК составляет 2,3дБ.

Сравнение эффективности применения мягких решений в каналах с независимыми и пакетными ошибками.

Сравнение эффективности применения мягких решений в каналах с независимыми и пакетными ошибками производилось по следующей методике. В канале с независимыми

ошибками при приеме с жесткими решениями определена вероятность ошибки в символе. Для канала с пакетными ошибками некоторым аналогом этой величины является вероятность возникновения пакета, т. к. пакеты ошибок в рассмотренной модели возникают независимо друг от друга. Однако пакеты могут включать в себя более одного ошибочного символа.

Поэтому для сравнения получены результаты моделирования пакетных ошибок для выбранного значения вероятности возникновения пакета при жестких и мягких решениях для разных помехоустойчивых кодов. Затем находится отношение сигнал/шум, соответствующее вероятности ошибки в слове, равной вероятности возникновения пакета, для модели канала с независимыми ошибками. Для найденного отношения сигнал/шум находится вероятность ошибки в слове для случаев жестких и мягких решений с разными помехоустойчивыми кодами. По найденным показателям помехоустойчивости для каналов с независимыми и пакетными ошибками проводится сравнение.

Для моделирования выбрано значение вероятности возникновения пакета ошибок равным 0,1. При фазовой манипуляции и вероятности ошибки в символе 0,1 соответствует отношение сигнал–шум равное 0,9.

При использовании кода (7,3) при отношении сигнал–шум 0,9 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $3 \cdot 10^{-2}$ , при мягких решениях –  $7 \cdot 10^{-3}$ . В канале с пакетными ошибками при вероятности возникновения пакетов из 3 ошибок равной 0,1 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $4,5 \cdot 10^{-3}$ , при мягких решениях –  $6 \cdot 10^{-4}$ .

При использовании кода (15,7) при отношении сигнал–шум 0,9 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $5 \cdot 10^{-2}$ , при мягких решениях –  $3,5 \cdot 10^{-2}$ . В канале с пакетными ошибками при вероятности возникновения пакетов из 3 ошибок равной 0,1 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $2,5 \cdot 10^{-3}$ , при мягких решениях –  $10^{-3}$ .

При использовании кода (15,4) при отношении сигнал–шум 0,9 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $10^{-2}$ , при мягких решениях –  $1,2 \cdot 10^{-3}$ . В канале с пакетными ошибками при вероятности возникновения пакетов из 3 ошибок равной 0,1 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $4 \cdot 10^{-4}$ , при мягких решениях –  $1,3 \cdot 10^{-5}$ .

При использовании кода (21,11) при отношении сигнал–шум 0,9 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $5,3 \cdot 10^{-2}$ , при мягких решениях –  $2,3 \cdot 10^{-2}$ . В канале с пакетными ошибками при вероятности возникновения пакетов из 3 ошибок равной 0,1 вероятность ошибки в слове при жестких решениях составила  $5 \cdot 10^{-3}$ , при мягких решениях –  $8 \cdot 10^{-4}$ .

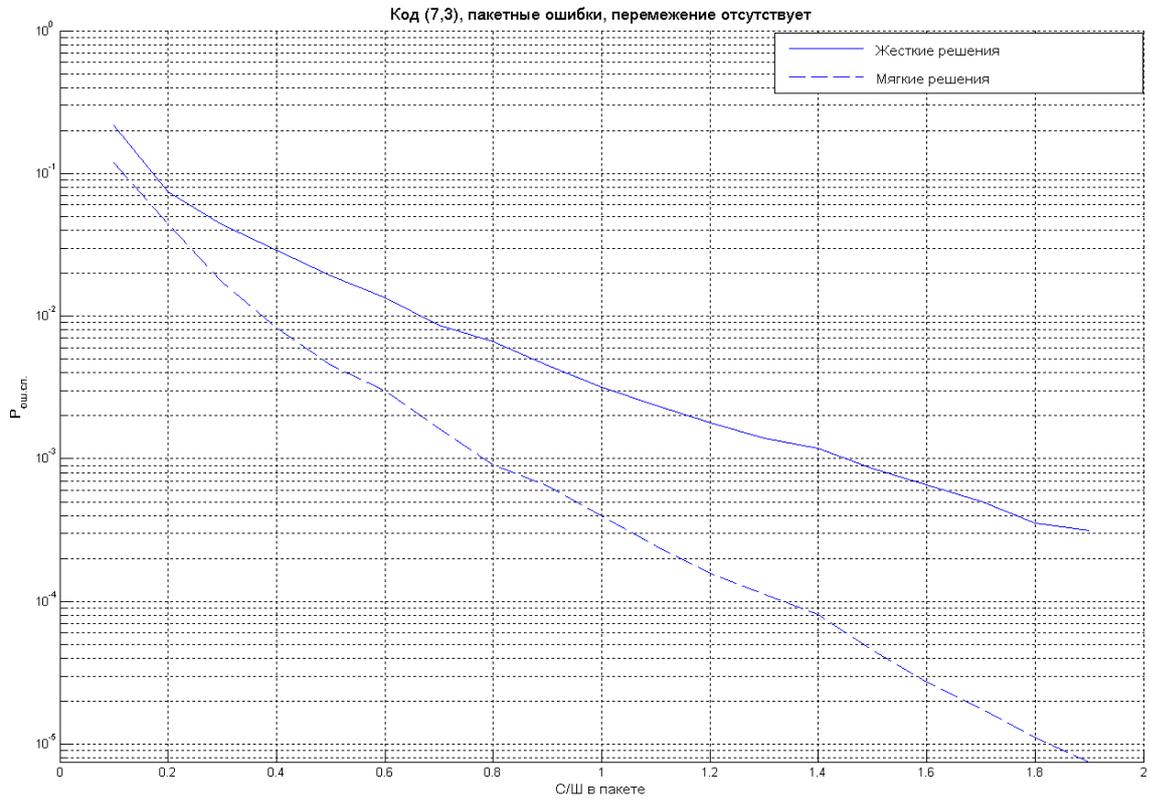


Рис. 3

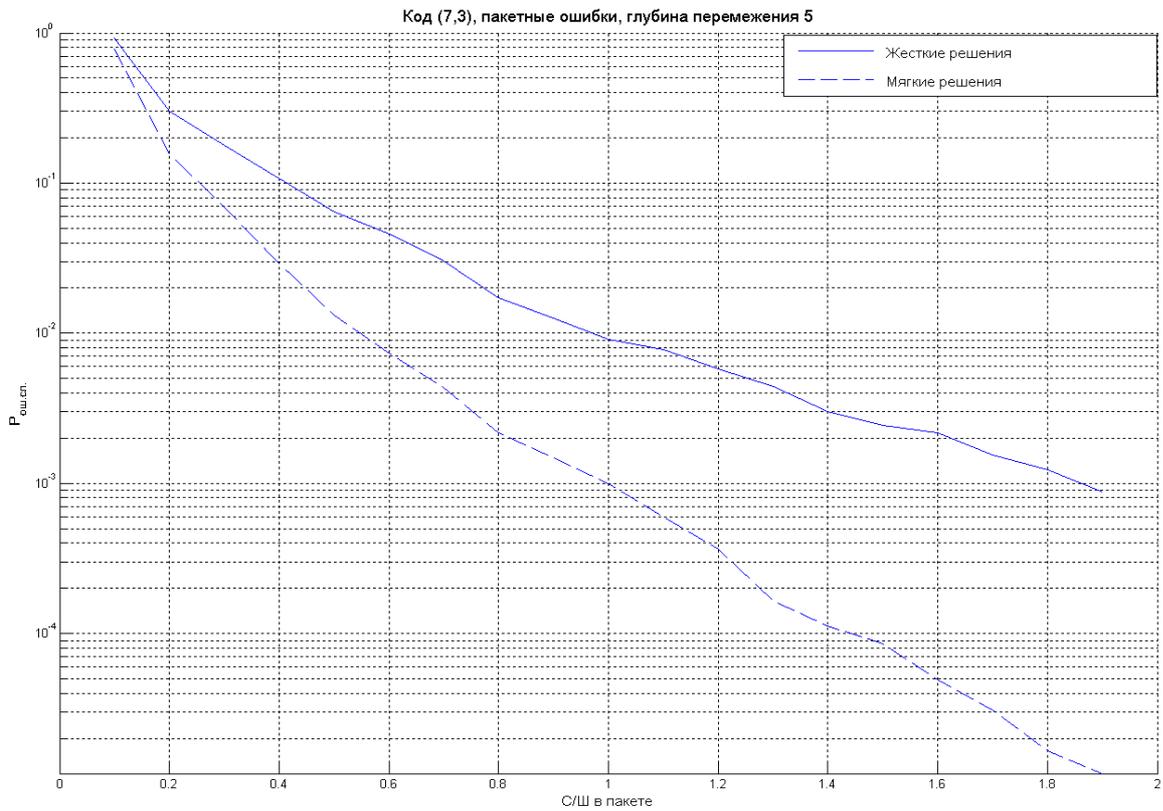


Рис. 4.



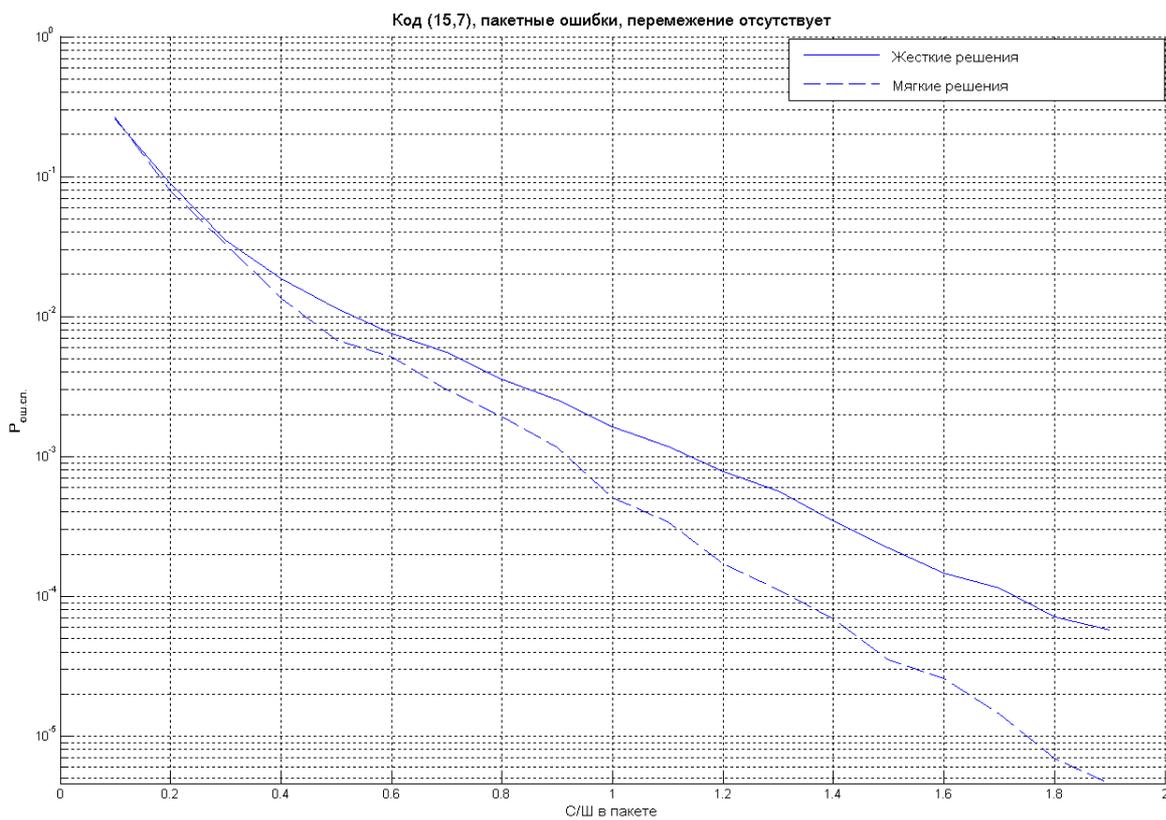


Рис. 5

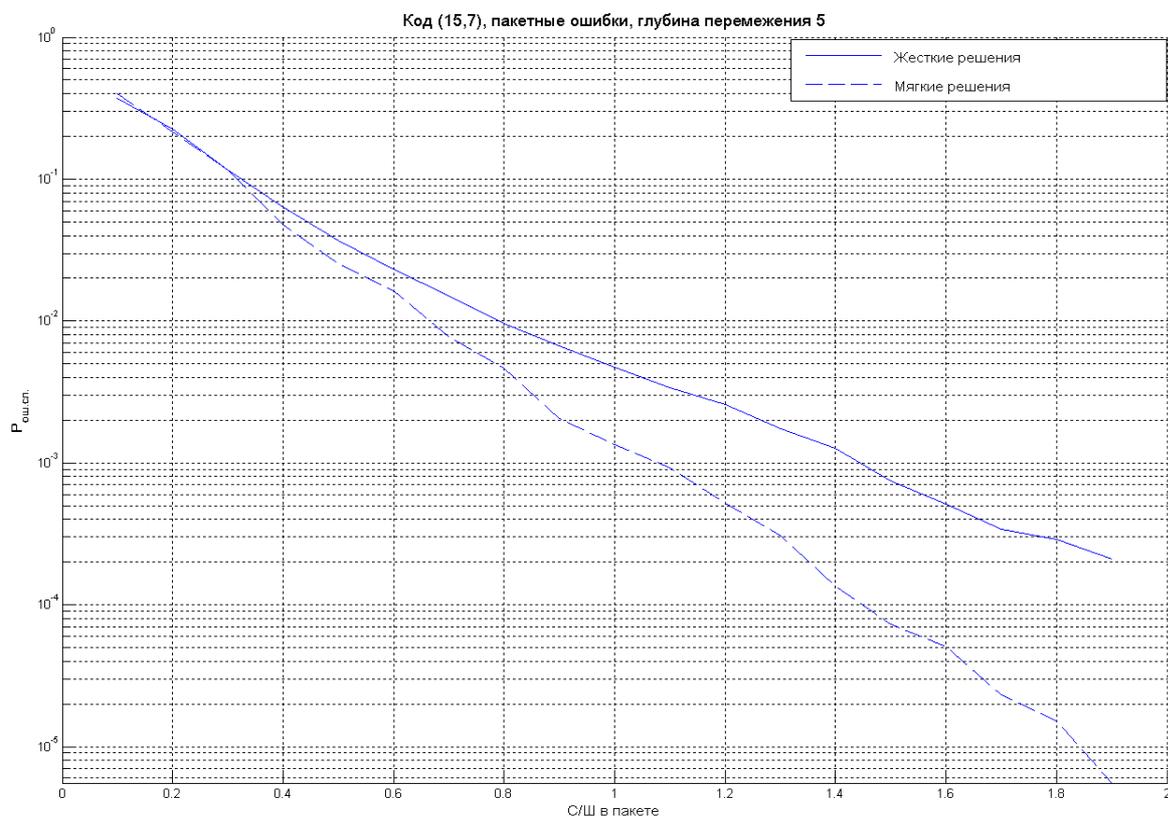


Рис. 6



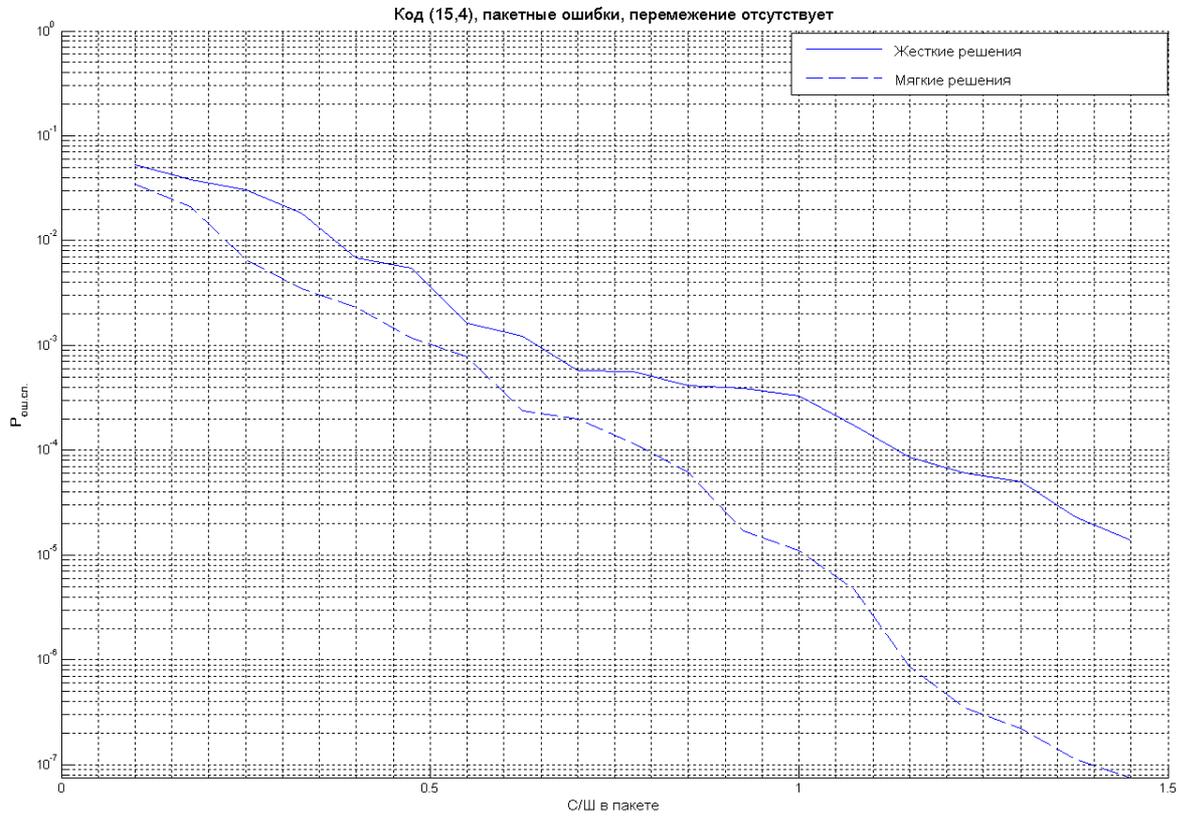


Рис. 7

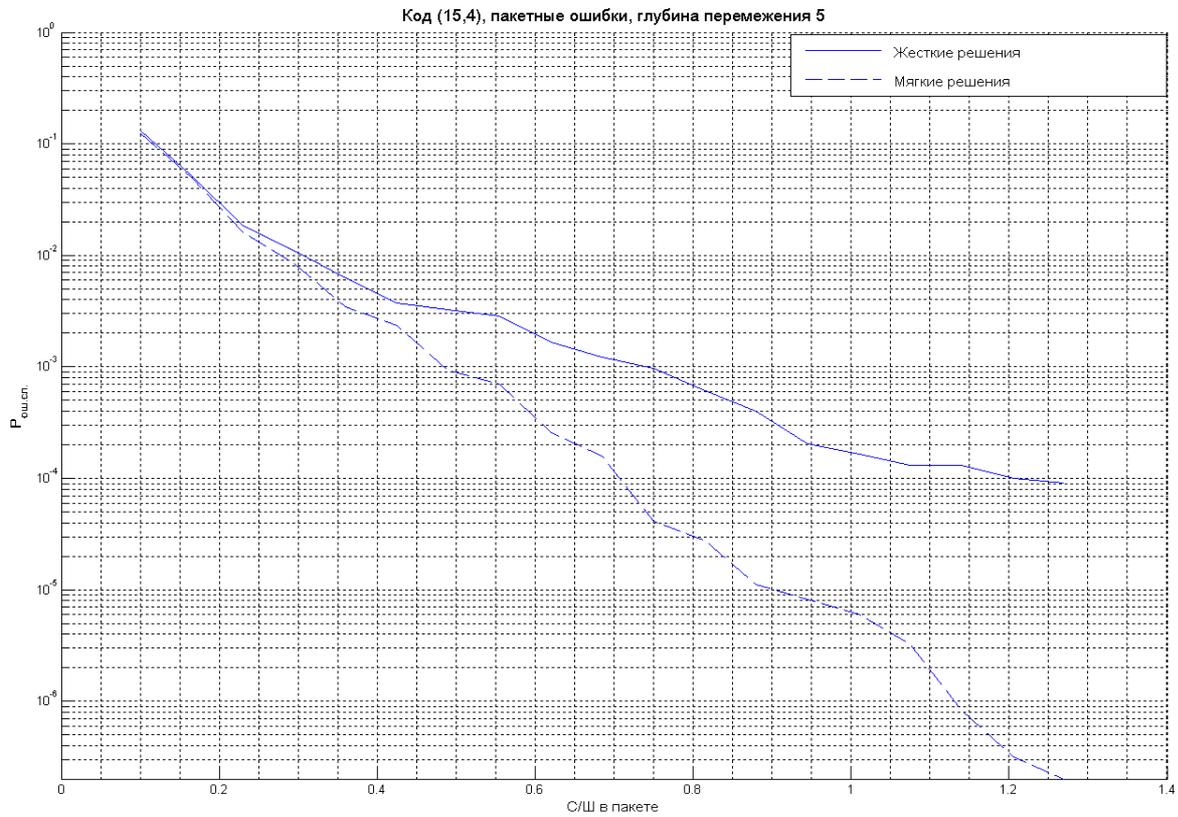


Рис. 8



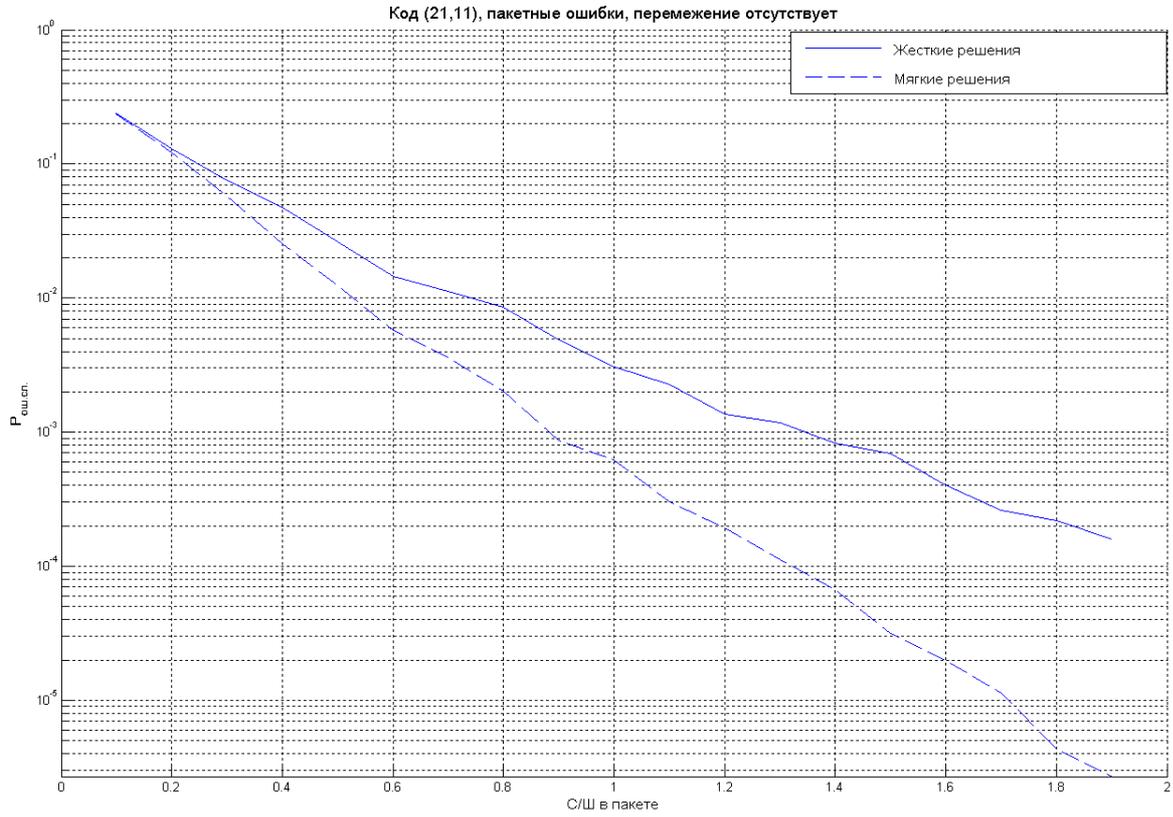


Рис. 9

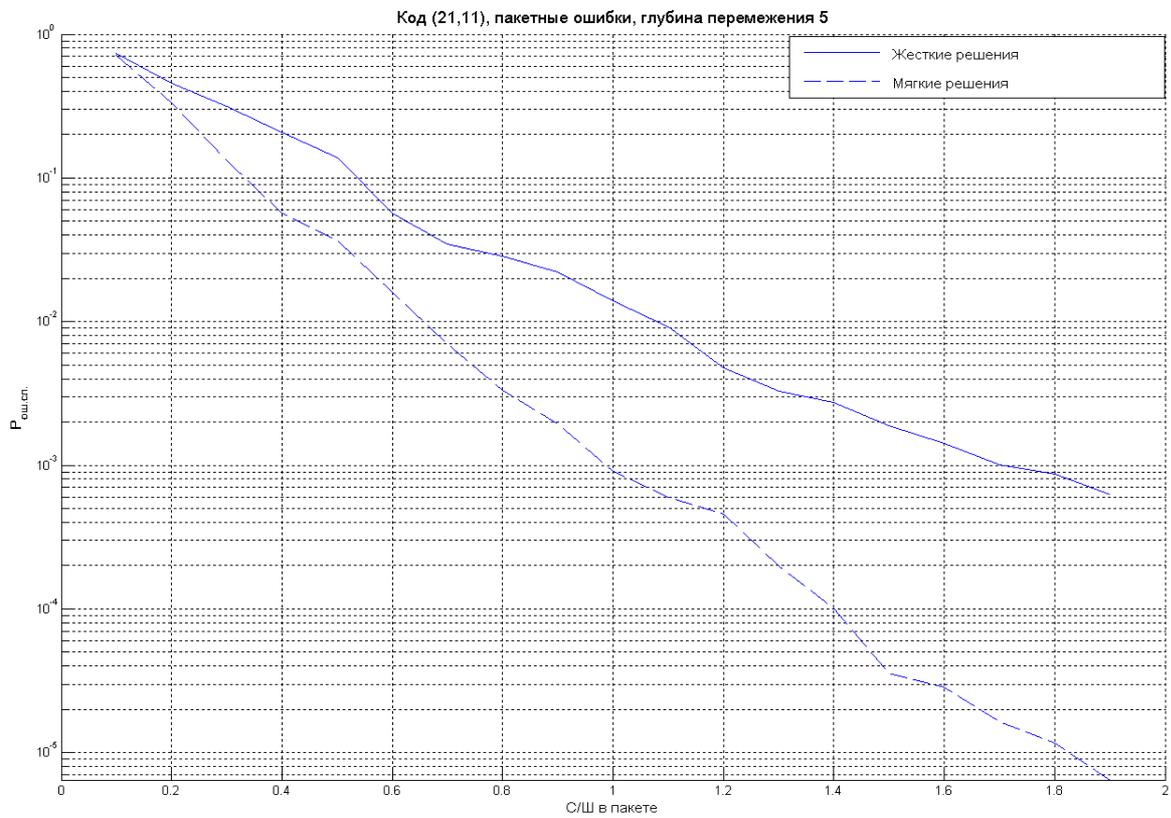


Рис. 10

Таким образом, на основании полученных результатов при сравнении эффективности применения приема с мягкими решениями в каналах с независимыми и пакетными ошибками можно сделать следующие выводы:

1. Применение помехоустойчивого кодирования в канале с пакетными ошибками эффективнее, чем в канале с независимыми ошибками, даже при приеме с жесткими решениями.
2. Эффективность приема с мягкими решениями выше, чем при приеме с жесткими решениями, как в канале с независимыми ошибками, так и в канале с пакетными ошибками.
3. К сожалению, не удаётся получить результаты моделирования при больших (и более реальных на практике) отношениях сигнал-шум. Но из графиков видно, что кривые расходятся при его увеличении. Следовательно, эффективность декодирования с мягкими решениями растёт с увеличением отношения сигнал-шум не на 2-3 дб, а на значительно большее значение.
4. Выбранные коды допускают мажоритарное декодирование и его можно практически реализовать в режиме реального времени.

### 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.

---

### СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРАХ

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

*Ткачёв 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)*

