

ПРИМЕНЕНИЕ МНОГОПороГОВОГО ДЕКОДЕРА В КАНАЛАХ СО СТИРАНИЯМИ*

Гринченко Н.Н.¹, Золотарев В.В.², Овечкин Г.В.¹, Овечкин П.В.¹

¹Рязанская государственная радиотехническая академия, г. Рязань

²Институт космических исследований РАН, г. Москва

Одной из важнейших проблем при создании высокоскоростных цифровых систем связи является правильный выбор методов кодирования и декодирования помехоустойчивых кодов, необходимых для организации достоверной передачи цифровой информации. На сегодняшний день в теории кодирования известно много классов помехоустойчивых кодов [1], отличающихся друг от друга структурой, функциональным назначением, энергетической эффективностью, алгоритмами декодирования и многими другими параметрами. Обзор [2] наиболее перспективных методов кодирования по критерию «эффективность-производительность» показал, что наибольшее предпочтение в высокоскоростных каналах спутниковой связи заслуживают многопороговые декодеры (МПД) [3, 4]. Данные декодеры, являясь модификацией простейшего порогового декодера Мессе [5], позволяют декодировать даже очень длинные коды с линейной от длины кода сложностью реализации. В десятках публикаций по многопороговым декодерам рассматривается эффективность его применения в двоичном симметричном или гауссовском каналах. В данной работе рассматриваются вопросы использования МПД в каналах со стираниями.

Канал со стираниями характеризуется тем, что биты по нему передаются правильно с вероятностью $1-P_C$ и «стираются» с вероятностью P_C . Работа МПД в таком канале [6] отличается от работы в двоичном симметричном канале тем, что при вычислении символов синдрома (Далее называемых проверками) стертые информационные и проверочные биты на значение проверок не влияют, но при этом для каждой проверки запоминается число участвующих в его формировании стираний. Затем в процессе декодирования стертого информационного бита среди относящихся к нему проверок ищется проверка, содержащая только одно стирание. Очевидно, что это стирание будет вызвано декодируемым информационным битом, который по значению данной проверки может быть легко восстановлен. При этом также необходимо провести коррекцию всех проверок для восстановленного информационного бита и уменьшить на единицу число стираний для этих же проверок. После этого переходят к декодированию следующего бита. Если же для стертого бита нет ни одной проверки, содержащей только одно стирание, то этот бит пропускается и сразу осуществляется переход к декодированию следующего информационного бита.

На рис. 1 представлены зависимости вероятности невозможности бита (стирания) на выходе декодера P_H от вероятности стирания P_C бита в канале связи. На данном рисунке кривые «МПД ($R=5/10$, $d=11$)», «МПД ($R=4/10$, $d=14$)», «МПД ($R=4/10$, $d=16$)», «МПД ($R=3/9$, $d=19$)» соответствуют эффективности многопорогового декодирования блочных самоортогональных кодов с кодовой скоростью R и кодовым расстоянием d . Длина данных кодов не превосходит 8000 бит. При получении представленных зависимостей использовалось до 10 итераций декодирования. Кривой «МПД 1 ($R=5/10$, $d=13$)» соответствует эффективность МПД для кода $R=5/10$, $d=13$, получающегося при параллельном каскадировании нескольких самоортогональных кодов [7].

Для сравнения на рис. 1 также представлены характеристики классического алгоритма Витерби [8] для кода с $R=1/2$ и длиной кодирующего регистра $K=7$ (кривая «Витерби ($R=1/2$, $K=7$)»), а также характеристики получающих все большее распространение турбо кодов [9] с $R=1/2$ и длиной 8000 бит. Данные турбо коды состояли из двух рекурсивных систематических сверточных кодов с конструктивной длиной 3, связанных между собой псевдослучайным перемежителем длиной 4000 бит (кривая «Турбо ($R=1/2$, S-Random)») и диагональным перемежителем

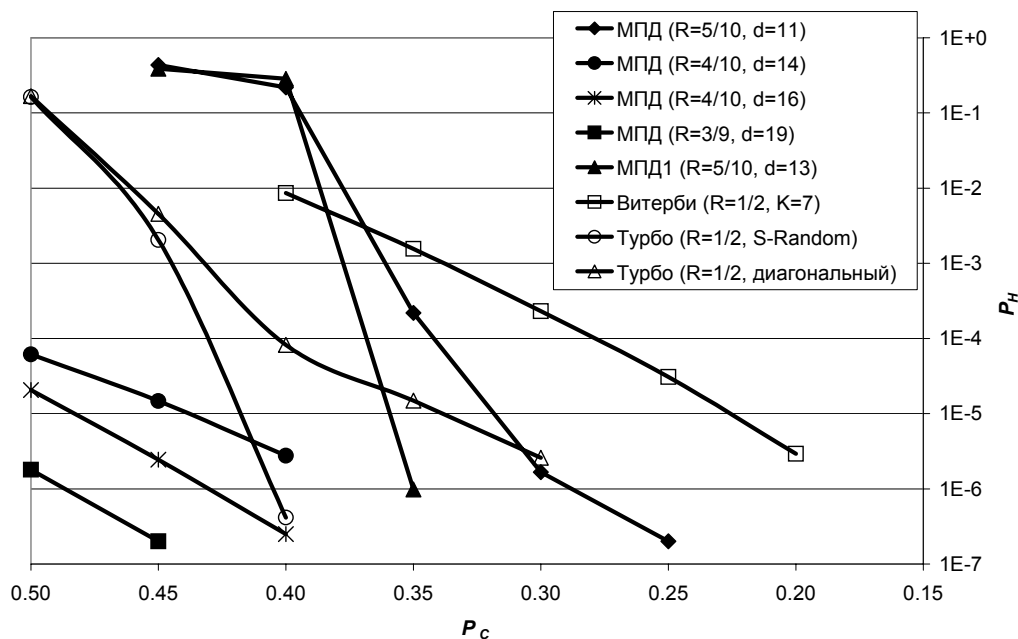


Рис. 1. Характеристики МПД в канале со стираниями

лем такой же длины (кривая «Турбо (R=1/2, диагональный)»). При декодировании турбо кодов использовался Max-Log-MAP алгоритм декодирования составляющих кодов, и выполнялось 10 итераций декодирования.

Из данного рисунка видно, что эффективность МПД превосходит эффективность практически реализуемого декодера Витерби и оказывается несколько хуже эффективности декодера турбо кода. Но при этом сложность практической реализации МПД (количество операций, требующихся для декодирования одного информационного бита) оказывается более чем на порядок меньше сложности декодера турбо кода [10].

Далее рассмотрим эффективность МПД в канале со стираниями и искажениями. Канал со стираниями и искажениями характеризуется тем, что биты по нему передаются правильно с вероятностью $1 - P_C - P_O$, «стираются» с вероятностью P_C и искажаются с вероятностью P_O . При работе в таком канале МПД на каждой итерации декодирования должен уметь исправлять как стирания, так и ошибки. Процедура исправления ошибок в этом случае полностью аналогична исправлению ошибок для двоичного симметричного канала, а при декодировании стираний решение о значении восстанавливаемого бита по одной проверке вынести уже нельзя, поскольку проверка может быть ошибочной из-за возможных искажений в канале. Поэтому при декодировании стертого бита сначала среди проверок относительно данного бита ищутся все проверки, содержащие только по одному стиранию. Затем по каждой из них определяется значение стертого бита, после чего принимается окончательное решение о значении декодируемого бита по большинству голосов.

На рис. 2 представлены зависимости вероятности невосстановления бита (стирания) или его ошибочности на выходе декодера $P_H + P_E$ от вероятности стирания P_C бита в канале при фиксированной вероятности искажения бита в канале $P_O = 10^{-3}$. Здесь показаны характеристики для тех же методов коррекции ошибок, что и на рис. 1.

Видно, что и в данных условиях эффективность МПД остается лучше эффективности декодера Витерби и уступает декодеру турбо кодов. Похожая ситуация сохраняется и при других кодовых скоростях.

Дополнительную информацию о МПД можно найти на сайте [11].

*Работа выполнена при поддержке РФФИ (грант №05-07-90024в)

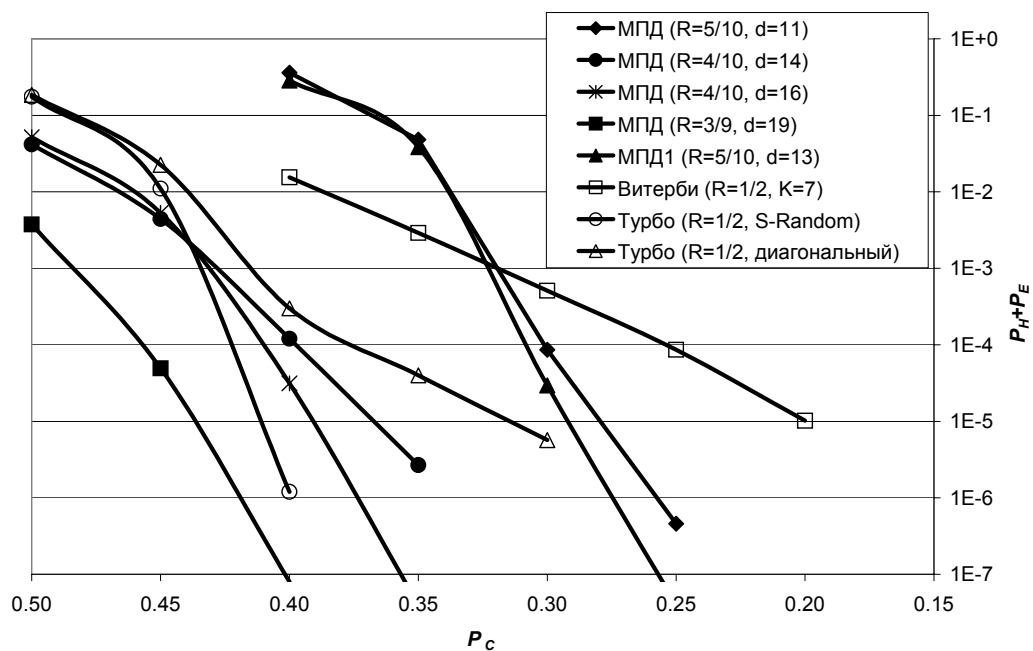


Рис. 2. Характеристики МПД в канале со стираниями и искажениями

Литература

1. Золотарев В.В., Овечкин Г.В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы. Справочник. М.: Горячая линия – Телеком, 2004. 126 с.
2. Золотарев В.В., Овечкин Г.В. Эффективные алгоритмы помехоустойчивого кодирования для цифровых систем связи // Электросвязь. 2003. № 9. С. 34–37.
3. Самойленко С.И., Давыдов А.А., Золотарев В.В., Третьякова Е.И. Вычислительные сети. М: «Наука», 1981. 278 с.
4. Золотарев В.В., Овечкин Г.В. Многопороговые декодеры для каналов с предельно высоким уровнем шума // Телекоммуникации. М.: 2005. №9. С. 29–34.
5. Месси Дж. Пороговое декодирование / Пер. с англ.; Под ред. Э.Л. Блоха. М.: Мир, 1966. 208 с.
6. Золотарев В.В. Многопороговое декодирование в стирающих каналах // Вопросы радиоэлектроники. Серия ЭВТ. 1983. Вып. 10.
7. Золотарев В.В., Овечкин Г.В. Использование многопорогового декодера в каскадных схемах // Вестник РГРТА. 2003. Вып. 11. С. 112–115.
8. Витерби А. Границы ошибок для сверточных кодов и асимптотически оптимальный алгоритм декодирования // Некоторые вопросы теории кодирования – М., 1970. – С. 142–165.
9. Berrou C., Glavieux A., Thitimajshima P., “Near Shannon Limit Error-Correcting Coding and Decoding: Turbo-Codes,” // Proceeding of ICC’93, Geneva, Switzerland, May 1993. pp. 1064-1070.
10. Золотарев В.В., Овечкин Г.В. Сравнение сложности реализации эффективных методов декодирования помехоустойчивых кодов // 6-я Межд. конф. и выст. «Цифровая обработка сигналов и ее применение». М.: 2004, Т. 1, С. 220–222.
11. www.mtdbest.iki.rssi.ru.