

## В.В. ЗОЛОТАРЕВ<sup>1</sup>, Г.В. ОВЕЧКИН<sup>2</sup>

(1 – Институт космических исследований, г. Москва;

2 – Рязанский государственный радиотехнический университет, г. Рязань)

### ПОВЫШЕНИЕ ДОСТОВЕРНОСТИ ПЕРЕДАЧИ И ХРАНЕНИЯ ЦИФРОВЫХ ДАННЫХ НА ОСНОВЕ МНОГОПороГОВЫХ ДЕКОДЕРОВ

#### Введение

Рост объема и скоростей передачи цифровых данных во всех системах становится все более значительным. Этому способствует развитие телекоммуникаций, стерео-, видео систем, спутникового вещания и разработка все более высоких стандартов телевидения высокой четкости (pHDTV). Важную роль в организации цифрового обмена выполняют оптические линии связи (ОЛС). Успех применения таких систем в значительной мере определяется качеством и достоверностью передаваемых данных. К настоящему времени задача обеспечения высокой достоверности передачи дискретной информации успешно решается методами помехоустойчивого кодирования. Главное требование к схемам кодирования и последующего декодирования в подобных системах наряду с очень высокой достоверностью состоит в обеспечении предельно быстрой обработки данных, т.е. декодирования на приемном конце линии связи, поскольку скорости передачи данных в современных системах обычно чрезвычайно высокие. Поэтому для высокоскоростных каналов связи можно рекомендовать для применения только самые быстродействующие декодеры. Похожая проблема возникает и при разработке систем и устройств хранения цифровых данных, которые из-за воздействия различных факторов могут искажаться. Данная проблема в таких устройствах также решается на основе методов помехоустойчивого кодирования.

Очевидно, что самыми быстрыми будут декодеры, которые состоят только из большого числа самых быстрых элементов микроэлектроники – больших блоков памяти или длинных регистров сдвига. Более того, в них не должно быть длинных цепей обратных связей, которые сильно снижают скорость продвижения данных по таким регистрам. К ним относятся всякие цепи деления полиномов и узлы, выполняющие другие сложные вычисления. Результаты проведенного исследования в [1] показали, что наиболее подходящими к применению в высокоскоростных линиях связи по данным критериям являются многопороговые декодеры (МПД) самоортогональных кодов [2, 3]. Для МПД показано, что они позволяют почти оптимально (т.е. так же хорошо, как и переборные экспоненциально сложные от длины кода методы!) декодировать даже очень длинные коды с линейной от длины кода сложностью исполнения, демонстрируя при этом хорошую корректирующую способность.

МПД декодер состоит практически только из регистров сдвига без обратных связей и выполняет лишь простейшие операции суммирования и сравнения небольших целых чисел, что значительно ускоряет его работу на больших скоростях. Более того, авторами метода уже решена задача как бы «мгновенного» формирования решения порогового элемента в МПД. Эти технические решения превращают МПД в теоретически самое быстродействующее устройство для декодирования данных, так как при этом регистры сдвига декодера перемещают данные с максимально возможной для них скоростью, поскольку оценки порогового элемента декодера всегда появляются прямо в момент сдвига данных по регистру. Таким образом, данные в таком декодере всегда пролетают по декодеру с максимально возможной скоростью для выбранной элементной базы. Кроме того, так как МПД алгоритмы особенно эффективны при кратных скоростях, то применяя, например, не коды с кодовой скоростью  $R=4/5$ , а коды с  $R=12/15$ , когда используются 12 информационных и 3 проверочных регистра, или даже коды с  $R=24/30$ , можно существенно повысить быстродействие и обеспечиваемый энергетический выигрыш для МПД декодера. При этом всегда можно реализовать и простое параллельное использование МПД в линиях кодирования и декодирования.

#### Принципы работы многопороговых декодеров

Многопороговый декодер (МПД) [2, 3] является развитием простейшего порогового декодера Месси [4] и позволяет декодировать как блочные, так и сверточные самоортогональные коды (СОК). В основе работы МПД лежит итеративное декодирование, в процессе которого оказывается возможным приблизиться к решению оптимального декодера в достаточно широком диапазоне кодовых скоростей и уровней шума в канале. При этом МПД сохраняет простоту и быстродействие обычного порогового декодера. Рассмотрим данный декодер и используемые в нем коды более подробно.

СОК являются подклассом кодов, допускающих мажоритарное декодирование [4]. СОК характеризуются тем, что система всех проверок, контролирующая ошибку в любом информационном символе, уже сама является ортогональной относительно данной ошибки. Отметим, что в данном случае под ортогональностью системы проверок относительно ошибки понимается то, что данная ошибка участвует во всех проверках системы, и ни одна другая ошибка не участвует более чем в одной проверке.

Для реализации операции кодирования СОК можно использовать простейшие схемы, построенные на основе регистров сдвига. Пример схемы кодера блочного СОК, заданного порождающим полиномом  $g(x) = 1 + x + x^4 + x^6$ , представлен на рис. 1 [2, 3]. Данный код характеризуется параметрами: длина кода

$n=26$ , длина информационной части  $k=13$ , кодовая скорость  $R=1/2$ , кодовое расстояние  $d=5$ . Подобная схема используется и при кодировании сверточным СОК.

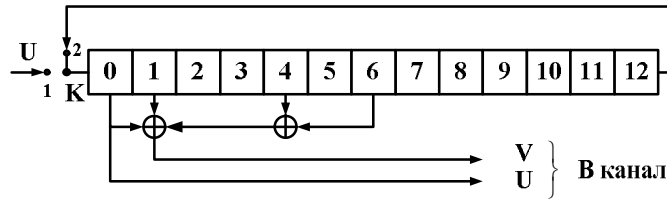


Рис. 1. Кодер блокового СОК с  $R=1/2$ ,  $d=5$  и  $n=26$

Далее рассмотрим основные принципы многопорогового метода декодирования, подробно изложенные в монографии [3]. Пусть задан двоичный линейный систематический блоковый или сверточный СОК, который используется для передачи сообщения из  $k$  двоичных символов. Пусть необходимо передать информационный блок  $U$ . Устройство кодирования на основании информационного блока  $U$  получает проверочный блок  $V$  и формирует кодовое слово  $S=(U,V)$ . После кодирования общее число кодовых символов равно  $n$ ,  $n>k$ .

После передачи по двоичному симметричному каналу декодер получает вместо кодового слова  $S$  искаженное шумами сообщение  $Y=(U',V')$  длины  $n$ . Сначала, как и в обычном пороговом декодере, вычисляется синдром  $S=HY$  (здесь  $H$  – проверочная матрица СОК) принятого сообщения, и для каждого информационного символа  $u_j$ ,  $1 \leq j \leq k$ , выделяется множество  $\{s_p\}$  элементов синдрома с номерами  $\{p\}$ , называемых проверками относительно символа  $u_j$  и содержащих в качестве слагаемого ошибку  $e_j$  в этом символе.

Дополнительно к пороговому декодеру в МПД вводится двоичный вектор  $D$  длиной  $k$ , называемый разностным, первоначально заполненный нулями. В данном векторе будут отмечаться измененные информационные символы для того, чтобы декодер «помнил» принятую из канала информационную часть сообщения и всегда мог вычислить разность между этим сообщением и кодовым словом, находящимся в информационном регистре. Данная разница будет определяться суммарным весом разностного вектора  $D$  и вектора синдрома  $S$ .

Основной шаг декодирования заключается в том, что для произвольно взятого символа  $u_j$  вычисляется функция правдоподобия  $L_j$ , зависящая от относящихся к нему проверок и  $j$ -го элемента вектора  $D$ :

$$L_j = \sum_{p \in \Theta_j} s_p + d_j, \quad (1)$$

где  $d_j$  – символ разностного вектора, относящийся к декодируемому символу  $u_j$  (равный 0 или 1);  $s_p$  –  $p$ -й элемент вектора синдрома, входящий во множество проверок относительно декодируемого символа  $u_j$ ;  $\Theta_j$  – множество номеров проверок, контролирующих  $j$ -й информационный символ.

Общее число слагаемых в (1) равно кодовому расстоянию  $d$ . Если  $L_j > T$ , где  $T=(d-1)/2$  – пороговое значение, то символ  $u_j$ , все участвующие при получении  $L_j$  проверки и символ  $d_j$  инвертируются, после чего выбирается другой символ  $u_m$ ,  $m \neq j$ , для него снова вычисляется сумма  $L_m$  и т.д. Если же  $L_j \leq T$ , то сразу осуществляется переход к декодированию следующего символа  $u_m$ .

Пример схемы, реализующей алгоритм многопорогового декодирования блокового СОК, заданного полиномом  $g(x) = 1 + x + x^4 + x^6$ , представлен на рис. 2 [2, 3].

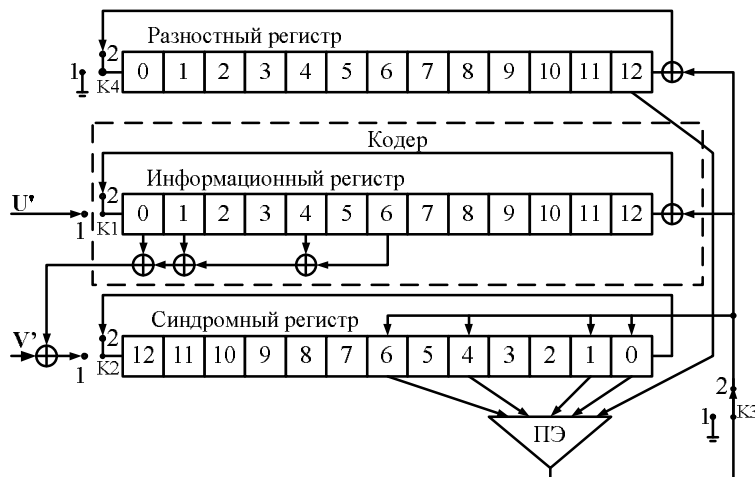


Рис. 2. Многопороговый декодер блокового СОК с  $R=1/2$ ,  $d=5$  и  $n=26$

В [3] показано, что основным свойством МПД является строгое приближение его решения к решению оптимального (по максимуму правдоподобия) декодера при каждом изменении декодируемого символа. Это определяется тем, что при изменении символа суммарный вес синдрома  $\mathbf{S}$  и разностного вектора  $\mathbf{D}$  обязательно уменьшается и, таким образом, происходит переход к кодовому слову, которое более правдоподобно, чем кодовое слово, находившееся в МПД в предыдущий момент времени.

Однако процесс перехода от одного кодового слова к другому, более правдоподобному, может прекратиться до того, как МПД достигнет решения оптимального декодера. Основной причиной этого является значительная подверженность пороговых декодеров, являющихся составной частью МПД, эффекту размножения ошибок (РО) [3, 5]. Данный эффект проявляется в том, что после совершения декодером ошибки через ветви обратной связи в синдром попадает большое число ошибок декодера, которые мешают правильному декодированию информационных символов на последующих итерациях. Это приводит к существенному росту вероятности ошибки декодирования. Следовательно, основным способом приближения решения МПД к решению оптимального декодера является уменьшение размножения ошибок [3].

В работах [3, 5] предложены подходы, позволяющие оценить подверженность кода РО и построить коды с минимальным РО. Показано, что для получения наилучших характеристик необходимо использовать коды, в которых присутствует несколько информационных и проверочных ветвей. Пример кодера такого кода, содержащего две информационных и две проверочные ветви ( $R=2/4$ ), представлен на рис. 3.

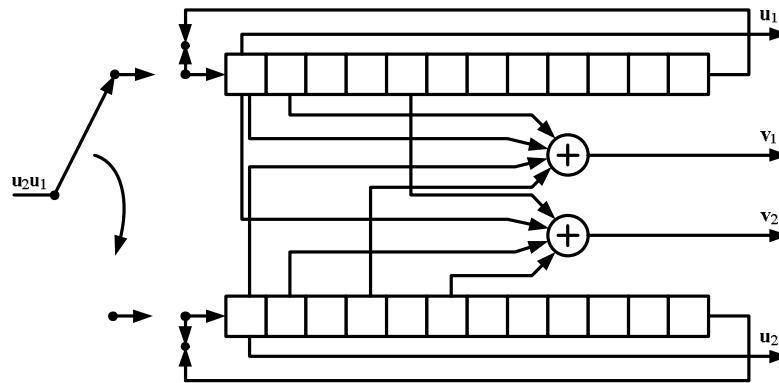


Рис. 3. Схема кодера сверточного СОК с двумя информационными и двумя проверочными ветвями

При использовании кода такой структуры удастся добиться существенного снижения уровня размножения ошибок за счет уменьшения числа общих ошибок, участвующих при декодировании разных информационных битов [3, 5]. Следует отметить, что как программная, так и аппаратная реализация МПД для данного кода также не представляет никакой сложности. В работе [6] авторами показано, что только за счет грамотного выбора кода и оптимизации его структуры без усложнения схемы декодирования можно получить дополнительный энергетический выигрыш порядка 1..1,5 дБ.

Отметим, что МПД, как и обычный пороговый декодер, легко модифицируется для суммирования проверок в (1) с некоторыми коэффициентами, в частности, при работе с квантованными на несколько уровней решениями мягкого модема, дополнительные выходные биты которого определяют надежность выносимого решения. В ряде публикаций показано, что использование мягких решений демодулятора позволяет достигать на 1,4..1,7 дБ лучших результатов, чем при использовании только жестких решений демодулятора. При этом выражение (1) для вычисления функции правдоподобия  $L_j$  принимает вид [2, 3]

$$L_i = \sum_{p \in \Theta_j} (2s_p - 1)w_p + (2d_j - 1)w_j, \quad (2)$$

где  $\{w_p\}$  – коэффициенты, отражающие надежность проверок  $\{s_p\}$ ;  $w_j$  – коэффициент, отражающий надежность принятого символа  $u_j$ . В качестве оценок надежности принятых из канала символов можно использовать, например, логарифм отношения правдоподобия

$$w_j = \ln \frac{P(u_j = 1 | r_j)}{P(u_j = 0 | r_j)}, \quad (3)$$

где  $r_j$  – принятый из канала символ, соответствующий переданному информационному символу  $u_j$ . Для упрощения вычислений значения  $w_j$  могут квантоваться на несколько уровней.

Для определения веса проверок можно использовать и другие подходы. Например, в [3, 7] предложены три способа определения веса проверок, совместное применение которых позволяет увеличить ЭВК примерно на 0,5 дБ по сравнению только с (3).

## Реализация многопорогового декодера

Рассмотрим вопросы сложности реализации МПД блочного и сверточного кода, под которой будем понимать число арифметических операций, эквивалентных сложению, требуемых для декодирования одного информационного символа. Из анализа схемы работы блочного МПД (рис. 3) следует, что в процессе декодирования одного информационного бита выполняется  $I$  итераций, на каждой из которых вычисляется сумма на пороговом элементе ( $d-1$  операция сложения) и, в случае необходимости, инвертируются  $d+1$  элементов информационного, синдромного и разностного векторов. Последнее событие обычно происходит с вероятностью, меньшей вероятности ошибки в канале  $p$ . Дополнительно на начальном этапе работы МПД вычисляется синдром, для чего выполняются  $d-1$  операция сложения по модулю 2 на один информационный бит. Таким образом, количество операций  $N_{МПД}$ , требуемых для декодирования одного информационного бита, не превосходит

$$N_{МПД} \leq I(d+1+p(d+1))+d-1 \leq I(d+3)+d-1 \leq (I+1)(d+3), \quad (4)$$

где  $I$  – количество итераций декодирования, и приближения сделаны в предположении, что  $p \leq 0,1$  и  $d < 20$ . Заметим, что реальное количество операций МПД оказывается на 10...30 % меньше оценки (4), поскольку доля исправляемых символов, особенно на последних итерациях декодирования, оказывается существенно меньше  $p$ . Кроме того, в большинстве случаев при незначительной потере в эффективности (около 0,1 дБ) удастся уменьшить общее число операций до величины  $N_{МПД} \approx 4d+3I$  [8]. В результате программный МПД оказывается в 10...100 раз быстрее сопоставимых по эффективности турбо кодов, и в 5...8 раз быстрее LDPC кодов. При аппаратной реализации разница в быстродействии оказывается значительно больше, достигая двух-трех порядков для турбо кодов и порядка для LDPC кодов.

Сложность программной реализации МПД сверточного СОК равна сложности МПД блочного кода, т.е.  $N_{МПД} \approx (I+1)(d+3)$  или  $N_{МПД} \approx 4d+3I$  при пренебрежимо малых потерях в энергетике (около 0,1 дБ). В последнем случае МПД при одинаковой эффективности с достаточно мощными турбо кодами оказываются быстрее почти в 100 раз.

При аппаратной реализации МПД сверточного кода скорость его работы будет определяться скоростью продвижения данных по регистрам сдвига  $V_P$ , поскольку пороговые элементы для многих кодов, декодируемых с помощью МПД, можно реализовать в виде простой одноконтурной схемы [9]. Причем для сверточных кодов скорость не будет зависеть от количества итераций декодирования, т.е.  $V_{МПД} \approx k_0 V_P$ , что позволяет МПД при его аппаратной реализации быть в некоторых случаях в 100...1000 раз быстрее турбо кодов.

Заметим, что методы помехоустойчивого декодирования двоичных потоков на основе МПД-алгоритмов, которые начали развиваться на 22 года раньше своих зарубежных аналогов-конкурентов, уже реализованы и проверены в аппаратуре космической связи НИИ Радио, где за 20 лет создано 5 поколений декодеров, успешно применялись Воронежским НИИ связи и получили премию Правительства РФ по науке и технике 2004 года. Одна из последних реализаций МПД была разработана в ИКИ РАН на ПЛИС Altera Stratix EP1S20 (рис. 4) [9]. Этот МПД является очередным важнейшим этапом развития декодеров сверточных кодов на базе МПД и может считаться представителем их шестого поколения. В данной ПЛИС реализован кодер, модуль генератора гауссовского шума и декодер, состоящий из 9-ти итераций коррекции ошибок. Разрядность шины данных 8 бит, частота следования данных 40 МГц (общая информационная скорость до 320 Мбит/сек). Длина каждой итерации декодера составляет 256 бит.

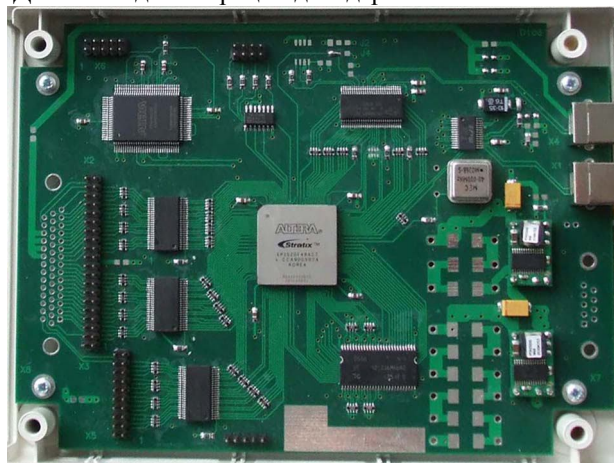


Рис. 4. МПД, разработанный в ИКИ РАН на ПЛИС Altera Stratix EP1S20

В процессе разработки рассматриваемого МПД как составной части аппаратно-программного демонстрационно-измерительного стенда был создан комплекс программных средств, который обеспечивал генерацию информационного потока, формирование шума с настраиваемыми параметрами, имитацию аппаратной версии декодера, оценку скорости работы прибора (демонстрация производительности

декодера в спутниковом канале на скорости 320 Мбит/сек), а также измерение достоверности декодирования в зависимости от уровня шума канала.

Данный проект показал, что всегда можно получить хорошие энергетические характеристики декодирования при высоком уровне шума на информационной скорости до 320 Мбит/с при **исключительно малой (!)** аппаратной сложности, что чрезвычайно ценно для систем дистанционного зондирования Земли (ДЗЗ) и для всех новых систем микро- и нано- спутников.

В 2009 г. в ИКИ РАН завершились испытания декодера, работающего уже на информационной скорости более 1 Гбит/с. Этого удалось достичь за счет использования конвейера при реализации процедур вычислений на пороговом элементе декодера. В данной сверхвысокоскоростной версии МПД декодера удалось максимально эффективно использовать вычислительные ресурсы очень недорогой ПЛИС. Энергетическая эффективность и общие размеры наземной части комплекса (декодера) в общем случае определяются выбором конкретных типов и числа ПЛИС приемной части системы кодирования.

Таким образом, важнейшим достоинством предлагаемых МПД алгоритмов наряду с высокой эффективностью оказывается возможность их чрезвычайно высокого быстродействия при аппаратной реализации, так как эти алгоритмы допускают полное их распараллеливание, что позволяет производить МПД декодирование в темпе, совпадающим с быстродействием регистров сдвига (самых высокоскоростных элементов схемотехники!) в выбранной элементной базе. В настоящее время не известны алгоритмы других типов, которые хоть отчасти обладали бы подобными свойствами. Эти возможности высокоскоростной работы МПД всегда можно сохранить фактически при любых модификациях и усовершенствованиях МПД методов, известных к настоящему моменту.

### Эффективность МПД

После изложения основных принципов работы МПД обсудим возможности современных алгоритмов исправления ошибок. Отметим, что на сегодняшний день в теории помехоустойчивого кодирования известно всего несколько методов коррекции ошибок в цифровых данных, обеспечивающих работу вблизи пропускной способности канала. Рассмотрим их эффективность для канала с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ) и двоичной фазовой модуляцией (ФМ2) при использовании двоичных кодов с кодовой скоростью  $R=1/2$ . Отметим, что при таких параметрах канала и кодов теоретически можно работать при битовом отношении сигнал/шум, равным 0,2 дБ (кривая «C=1/2» на рис. 5).

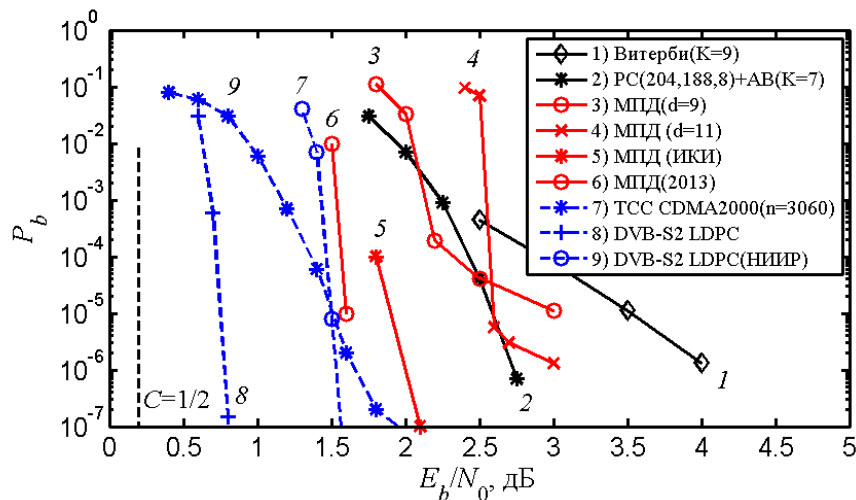


Рис. 5. Характеристики современных методов коррекции ошибок в канале с АБГШ при использовании двоичной ФМ и кодов со скоростью 1/2

Широкое практическое применение в реальных системах связи нашли сверточные коды, для декодирования которых часто используется оптимальный алгоритм Витерби, возможности применения которых в высокоскоростных линиях связи ограничены из-за сложности реализации кривой «1) Витерби(K=9)» на рис. 5, и различные каскадные коды, например, каскадные коды, состоящие из кода Рида-Соломона и сверточного кода (кривая «2) PC(204,188,8)+AB(K=7)»). Эти методы появились и развивались в 70-х – 80-х годах прошлого века. Характеристики данных методов коррекции ошибок, как следует из представленных графиков, существенно хуже теоретически возможных. В последнее время зарубежными специалистами активно развиваются турбо и низкоплотные коды, эффективность которых очень высока. По этим причинам данные коды рекомендуются для применения во многих стандартах передачи данных. Например, методы декодирования турбо кодов, рекомендованных стандартом CDMA2000, обеспечивают характеристики, представленные кривой «7) TCC CDMA2000(n=3060)». А с помощью низкоплотного кода длиной в миллион битов можно обеспечить сколь угодно малую вероятность ошибки декодирования при работе менее чем в 0,1 дБ от пропускной способности гауссовского канала. Однако в настоящее время декодер для такого кода слишком сложен для реализации.

Эффективность декодеров низкоплотностных кодов меньшей длины (64800 битов), рекомендованных стандартом DVB-S2, при использовании наиболее сложного алгоритма декодирования, большом числе итераций декодирования и неквантованных решений демодулятора представлена на рис. 5 кривой «8) DVB-S2 LDPC». При реализации данных кодов на ПЛИС из-за различных ограничений возможны потери в энергетике до 0,5 дБ. Например, характеристики декодера LDPC кодов стандарта DVB-S2, реализованного в НИИР, представлены на рис. 5 кривой «9) DVB-S2 LDPC». К сожалению, все эти методы при работе в условиях большого шума все еще обладают весьма большой сложностью реализации, что затрудняет их практическое применение в высокоскоростных системах передачи и хранения данных.

Кривыми «3) МПД(d=9)» и «4) МПД(d=11)» на рис. 5 представлены характеристики МПД декодера обычных сверточных кодов с кодовой скоростью 1/2 и кодовым расстоянием 9 и 11 при использовании 20 итераций декодирования. Отметим, что обеспечиваемый с помощью такого МПД выигрыш от применения кодирования оказывается больше выигрыша для практически реализуемого декодера Витерби. При использовании же изложенных в [2, 3] подходов для улучшения эффективности МПД его энергетический выигрыш может быть увеличен на 1 и более дБ. В частности, некоторые из предложенных подходов были использованы в уже рассмотренной ПЛИС МПД, реализованной в 2009 г в ИКИ РАН, характеристики которой показаны на рис. 5 кривой «5) МПД (ИКИ)». И эти характеристики в настоящее время еще существенно улучшены. В частности, кривой «6) МПД (2013)» показаны характеристики МПД для сверточного кода с кодовой скоростью 1/2, полученные в начале 2013 г.

Далее рассмотрим возможности МПД при их использовании совместно с высокоскоростными кодами, например, подходящих для применения в ОЛС и в устройствах хранения данных (например, флеш память). На рис. 6 представлены характеристики различных МПД сверточных кодов для кодовой скорости  $R=4/5$  в гауссовском канале. График **1J** показывает возможности довольно сложного варианта использования МПД декодера японскими специалистами [10, 11]. В их схемах присутствуют цепи обратной пересылки данных, заметно снижающие быстродействие схемы, которая без таких цепей была бы более высокоскоростной. График **2Dec** приведен для МПД декодера, использующего код, нижняя оценка оптимального декодирования которого соответствует графику **2Opt**. При программном моделировании МПД даже для такого быстрого алгоритма требуемый большой объем эксперимента для оценки вероятности ошибки декодирования порядка  $P_b(e)=10^{-17}$  невозможен. На графике **2Dec** указана точка  $K_0$ . Она соответствует моделированию работы МПД и полному отсутствию ошибок на его выходе. Поэтому вероятность ошибки декодирования в данной точке оценена как  $1/N$ , где  $N$  – объем эксперимента, т.е. число декодированных битов данных в гауссовском канале. К этому можно добавить, что нами были проведены аналогичные эксперименты с другими кодами с несколько меньшими значениями минимального кодового расстояния  $d$ . Они показали, что во всех этих случаях по мере роста отношения сигнал/шум  $E_b/N_0$  вероятности ошибки  $P_b(e)$  для МПД с такими кодами действительно быстро падали и характеристики МПД достигали уровня оптимального декодера при  $E_b/N_0=3,7$  дБ или меньше. Результаты этих экспериментов позволяют считать, что и данный код при использовании МПД позволит достичь уровня оптимального декодера, определяемого нижней границей **2Opt**, при таком же уровне шума 3,7 дБ. Если этого, тем не менее, не произойдет, то достижение уровня оптимального декодирования, по меньшей мере, при  $E_b/N_0=3,8$  дБ можно считать гарантированным. Разумеется, гораздо более точные оценки возможностей МПД могут быть получены на аппаратных макетах МПД декодеров, которые разрабатываются в Институте космических исследований РАН [9].

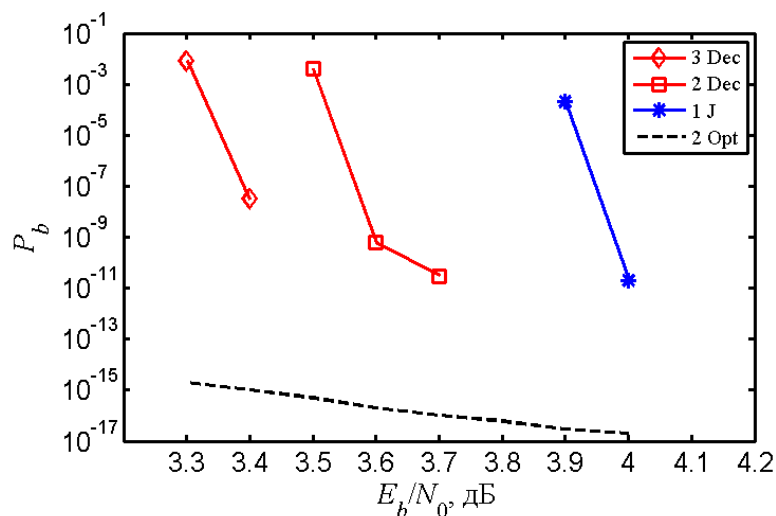


Рис. 6. Эффективность МПД для кодов с кодовой скоростью  $R=4/5$  в гауссовских каналах

Последний график **3Dec** соответствует варианту применения МПД в случае, когда не требуется достичь обычными некаскадными методами кодирования очень малых вероятностей ошибки на выходе устройства декодирования. Отметим, что графики **2Dec** и **3Dec** соответствуют работе МПД при существенно большем уровне шума, чем у декодера, характеристики которого даны на графике **1J**. Для МПД, представленного на графике **3Dec**, требуется около 0,5 миллионов кодовых символов задержки принятия решения при 25 итерациях декодирования сверточного кода.

Понятно, что способность работать при большом уровне шума позволяет применять все представленные алгоритмы с различными модификациями МПД и в каскадных схемах разного типа [2, 3]. Все результаты трех вариантов МПД, представленных на рис. 6, в случае применения указанной выше схемы каскадирования, как и при использовании других внешних кодов, будут, конечно же, улучшены. Но при этом даже характеристики второго некаскадного кода изначально оказываются лучшими, чем в каскадных схемах кодирования, полученных в [10, 11]. Особенно заметным при каскадировании будет улучшение параметров 3-го кода, поскольку он работает при более высоком уровне шума, чем 2 предыдущих. Но при каскадировании всех типов всегда надо принимать дополнительные меры для того, чтобы не очень сильно снижать скорости обработки, так как при этом нарушается принцип мгновенного исправления ошибок в МПД при их движении по регистрам сдвига декодера.

#### **Заключение**

Приведенные результаты позволяют считать, что МПД методы действительно относятся к уникальным алгоритмам, способным обеспечивать эффективное декодирование при большом уровне шума, выполняя очень небольшое число операций и достигая высочайших уровней достоверности передачи и хранения цифровой информации и скорости ее обработки в высокоскоростных линиях связи и в устройствах хранения данных. Во всех этих случаях используются очень ограниченные ресурсы, такие, как простые микропроцессоры или самые дешевые ПЛИС, что и определяет простоту и эффективность новых методов помехоустойчивого кодирования.

Работа выполнена при поддержке РФФИ (грант №12-07-97533), ИКИ РАН, РГРТУ и Правительства Рязанской области. Большой объем дополнительной информации о декодерах многопорогового типа можно найти на веб-сайтах [12].

#### **Библиографический список**

1. Зубарев Ю.Б., Овечкин Г.В. Помехоустойчивое кодирование в цифровых системах передачи данных // Электросвязь. М., 2008. №12. С.2–11.
2. Зубарев Ю.Б., Золотарев В.В., Овечкин Г.В. Обзор методов помехоустойчивого кодирования с использованием многопороговых алгоритмов // Цифровая обработка сигналов, 2008, №1, С.2–11.
3. Золотарев В.В., Зубарев Ю.Б., Овечкин Г.В. Многопороговые декодеры и оптимизационная теория кодирования. М.: Горячая линия – Телеком, 2012. 239 с.
4. Месси Дж. Пороговое декодирование / Пер. с англ.; Под ред. Э.Л. Блоха. – М.: Мир, 1966.
5. Давыдов А.А., Золотарёв В.В., Самойленко С.И., Третьякова Е.И. Вычислительные сети. – М.: Наука, 1981.
6. Овечкин Г.В., Овечкин П.В. Оптимизация структуры недвоичных самоортогональных кодов для схем параллельного кодирования // Труды НИИР. – М., 2009. – №2. – С.34–38.
7. Золотарёв В.В., Овечкин Г.В. Устройство многопорогового декодирования линейных кодов для гауссовских каналов // Патент Российской Федерации на полезную модель №44215 по заявке №2004130722 от 28.10.2004 г.
8. Золотарёв В.В. Высокоскоростное устройство для многопорогового декодирования линейных кодов // Патент Российской Федерации на полезную модель №44216 по заявке №2004130723 от 28.10.2004 г.
9. Золотарев В.В., Зубарев Ю.Б., Овечкин Г.В. Высокоскоростной многопороговый декодер для систем передачи больших объемов данных // Научно-технический сборник «Техника средств связи», серия «Техника телевидения», юбилейный выпуск. – М.: МНИТИ, 2010. С. 41–43.
10. M.A. Ullah, K. Okada, H. Ogivara. Multi-Stage Threshold Decoding for Self-Orthogonal Convolutional Codes. IEICE Trans. Fundamentals, Vol.E93-A, No.11, pp. 1932 -1941, Nov. 2010.
11. M.A. Ullah, R. Omura, T. Sato, H. Ogivara. Multi-Stage Threshold Decoding for High Rate Convolutional Codes for Optical Communications. AICT 2011: The Seventh Advanced international Conference on Telecommunications, pp. 87-93.
12. Веб-сайты ИКИ РАН [www.mtdbest.iki.rssi.ru](http://www.mtdbest.iki.rssi.ru) и РГРТУ [www.mtdbest.ru](http://www.mtdbest.ru).

**V.V. ZOLOTAREV, G.V.OVECHKIN**

**INCREAZING RELIABILITY OF DATA TRANSMISSION AND STORAGE BY MEANS OF METHODS BASED ON MULTITHRESHOLD DECODERS**

*The multithreshold decoders (MTD) for self-orthogonal codes are discussed. The complexity of MTD is analyzed. The bit error rate performance of half-rate MTD is compared with the performance of decoders for short convolutional, turbo and low-density parity-check codes. It's shown the complexity of MTD is much lower than complexity of other decoders comparable by coding gain. New results for high-rate MTD are presented. It's shown these MTDs are preferable for error correction in high-rate optical communication.*