

УДК 004.312.20

В.В. Золотарев, Т.А. Дмитриева

РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ РАБОТЫ АЛГОРИТМА МНОГОПороГОВОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ С ПРЕДВАРИТЕЛЬНОЙ ОЦЕНКОЙ ОШИБОЧНОСТИ ПРОВЕРОК

Предложен алгоритм повышения эффективности многопорогового декодера. Данный алгоритм основан на получении предварительных оценок значений элементов синдрома. Получены характеристики многопорогового декодера с предварительной оценкой ошибочности проверок, которые показывают дополнительный энергетический выигрыш в 0,2 – 0,3 дБ от применения предложенной модификации многопорогового декодера.

Введение. Современные телекоммуникационные системы требуют применения эффективных методов помехоустойчивого кодирования для обеспечения высоких скоростей передачи данных. Наряду с другими методами декодирования, сейчас активно развиваются многопороговые декодеры (МПД) [1, 2] самоортогональных кодов (СОК). Данные алгоритмы характеризуются небольшой сложностью реализации и при этом обладают достаточно высокой энергетической эффективностью. МПД позволяют обеспечить высокую достоверность передачи данных в каналах при весьма высоком уровне шума и практически неограниченном быстродействии [3, 4].

Цель работы состоит в том, чтобы разработать модификацию алгоритма МПД, которая повысит эффективность его работы.

Принцип работы МПД. Рисунок 1 иллюстрирует работу многопорогового декодера [1]. Пусть задан двоичный линейный систематический блочный или сверточный самоортогональный код, который используется для передачи сообщения из k двоичных символов. После кодирования общее число кодовых символов равно n , $n > k$.

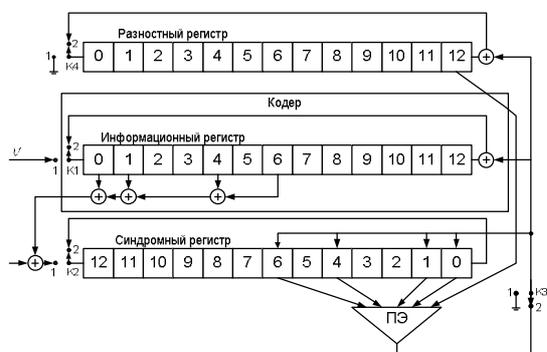


Рисунок 1 – Многопороговый декодер блочного СОК с $R=1/2$, $d=5$ и $n=26$. Верхние входы ячеек 0, 1, 4 и 6 регистра синдрома предполагаются инвертирующими

В результате передачи по двоичному симметричному каналу декодер получает вместо кодового слова \bar{C}_0 искаженное шумами сообщение \bar{Y} длины n . Сначала, как и в обычном пороговом декодере, вычисляется синдром $\bar{S} = \bar{Y}H^T$ принятого сообщения, и для каждого информационного символа i_j , $1 \leq j \leq k$, выделяется множество $\{S_{j_k}\}$ элементов синдрома с номерами $\{j_k\}$, называемых проверками относительно символа u_i и содержащих в качестве слагаемого ошибку e_i в этом символе.

Дополнительно вводится двоичный вектор \bar{D} длины k , называемый разностным, элементы которого первоначально равны нулю. В данном регистре будут отмечаться измененные информационные символы для того, чтобы декодер «помнил» принятое из канала сообщение и всегда мог вычислить разность между этим сообщением и кодовым словом, находящимся в информационном регистре.

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

$$L_j = \sum_{\{j_k\}} S_{j_k} + d_j. \quad (1)$$

Общее число слагаемых в (1) равно минимальному кодовому расстоянию d . Если $L_j > T$, где $T = (d-1)/2$ – пороговое значение, то символ u_j , все проверки $\{S_{j_k}\}$ 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 очередному символу u_m .

Распишем более подробно выражение (1) при многопороговом декодировании кода, представленного на рисунке 1. Рассмотрим декодирование 12-го информационного элемента u_{12} . Функция правдоподобия L в этом случае равна

$$L_{12} = s_0 + s_1 + s_4 + s_6 + d_{12}, \quad (2)$$

где s_0, s_1, s_4, s_6 – биты синдрома, d_{12} – соответствующий элемент разностного регистра.

Значение каждого элемента синдрома из выражения (2) зависит от ошибок в соответствующих информационных битах $e_{u_6}, e_{u_7}, e_{u_{10}}, e_{u_{12}}$ и ошибки в проверочном бите e_{v_6} , полученной из канала. Например, бит синдрома s_6 равен

$$s_6 = e_{u_6} + e_{u_7} + e_{u_{10}} + e_{u_{12}} + e_{v_6}. \quad (3)$$

Синдромный элемент s_6 может быть изменен при декодировании следующих битов информационной последовательности: u_6, u_7, u_{10} и при декодировании текущего информационного символа u_{12} .

Следует заметить, что декодирование информационного бита u_6 , соответствующего биту синдрома s_6 , еще не проводилось. Если значение функции правдоподобия L_6 для бита u_6 больше значения на пороговом элементе ($L_6 > T$), то $e_{u_6} = 1$. Это означает, что в информационном элементе u_6 содержится ошибка, которая будет исправлена, а также будут инвертированы бит разностного регистра и все соответствующие элементы синдрома, в том числе и бит s_6 , который входит в выражение (2) вычисления функции правдоподобия L_{12} для информационного бита u_{12} , декодирование которого мы рассматриваем. Аналогично проверочный бит s_6 может быть инвертирован и при декодировании u_6, u_7, u_{10} . Итоговое значение бита будет определяться тем, четное или нечетное число раз значения функций правдоподобия L_6, L_7, L_{10} превысят значение порога. Если четное, то элемент синдрома s_6 изменен не будет, если нечетное – то бит s_6 будет инвертирован.

Бит синдрома s_4 может быть изменен при декодировании информационных битов: u_8, u_9 и u_{12} , а бит s_1 изменен при декодировании u_{11}, u_{12} и u_2 .

Если заранее оценить значения всех битов синдрома из выражения (2) (кроме элемента синдрома, соответствующего декодируемому информационному биту, так как нет смысла его

оценивать), то можно в выражении (2) использовать более точные значения битов $\hat{s}_1, \hat{s}_4, \hat{s}_6$. Графическая интерпретация получения оценки бита синдрома \hat{s}_6 показана на рисунке 2.

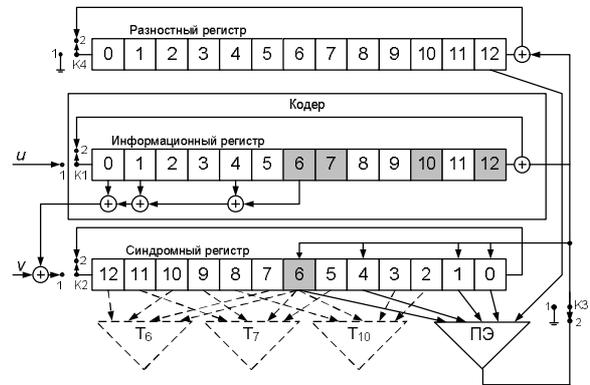


Рисунок 2 – Получение предварительной оценки для проверки s_6

Рассмотрим алгоритм повышения эффективности работы многопорогового декодера за счет предварительной оценки ошибочности проверок.

Алгоритм МПД с предварительной оценкой ошибочности проверок. Согласно выражению (1) функция правдоподобия для произвольно взятого символа u_j равна $L_j = \sum_{\{j_k\}} S_{j_k} + d_j$.

Для рассматриваемого кода, приведенного на рисунке 1, $u_j = u_6, j_k = \{0, 1, 4, 6\}$.

Каждая проверка S_{j_k} из множества $\{S_{j_k}\}$ равна:

$$S_{j_k} = \sum_{\{i_l\}} e_{u_{i_l}} + e_{v_{j_k}}, \quad (4)$$

где $e_{u_{i_l}}$ – все ошибки в информационных битах, от которых зависит значение элемента синдрома S_{j_k} ; $e_{v_{j_k}}$ – ошибка в соответствующем проверочном бите, полученная из канала. Для рассматриваемого примера для бита синдрома $S_{j_k} = s_6, i_l = \{6, 7, 10, 12\}$.

Бит синдрома S_{j_k} , исходя из выражения (4), может быть изменен при декодировании информационных битов $e_{u_{i_l}}$, для каждого из которых можно записать выражение вычисления функции правдоподобия:

$$L_{i_l} = \sum_{\{i_l\}} S_{i_l} + d_{i_l}. \quad (5)$$

Алгоритм работы предлагаемой методики повышения эффективности заключается в следующем. При декодировании произвольно взятого информационного бита u_j в выражении (1) необходимо использовать уточненные значения

битов S_{j_k} . Для этого по формуле (5) для каждого бита S_{j_k} необходимо вычислить значения соответствующих выражению (4) функций правдоподобия L_i , при этом исключив элемент синдрома, соответствующий декодируемому информационному символу. Уточненное значение битов S_{j_k} будет равно:

$$\hat{S}_{j_k} = \begin{cases} S_{j_k}, & \text{если } count(L_i > T) - \text{четное} \\ \bar{S}_{j_k}, & \text{если } count(L_i > T) - \text{нечетное,} \end{cases} \quad (6)$$

где $count(L_i > T)$ – функция, определяющая число раз выполнения условия $L_i > T$.

В заключение для декодирования информационного бита u_j необходимо определить новое значение функции правдоподобия по формуле:

$$L_j = \sum_{\{j_k\}} \hat{S}_{j_k} + d_j, \quad (7)$$

где значения битов синдрома \hat{S}_{j_k} вычислены по формуле (6).

Схема алгоритма разработанной методики представлена на рисунке 3.

Разработанный алгоритм, так же как и алгоритм исходного многопорогового декодера, можно легко модифицировать для работы с квантованными на несколько уровней решениями мягкого модема, дополнительные биты которого определяют надежность выносимого им решения, то есть вес проверок. При этом выражение (1) для вычисления функции правдоподобия примет вид:

$$L_j = \sum_{\{j_k\}} S_{j_k} w_{j_k} + d_j w_j, \quad (8)$$

где w_{j_k} – коэффициент, отражающий надежность проверки S_{j_k} , w_j – коэффициент, отражающий надежность принятого символа u_j .

Работа алгоритма остается неизменной, за исключением того, что в формуле (5) значения битов синдрома и разностный бит суммируются с соответствующими весами.

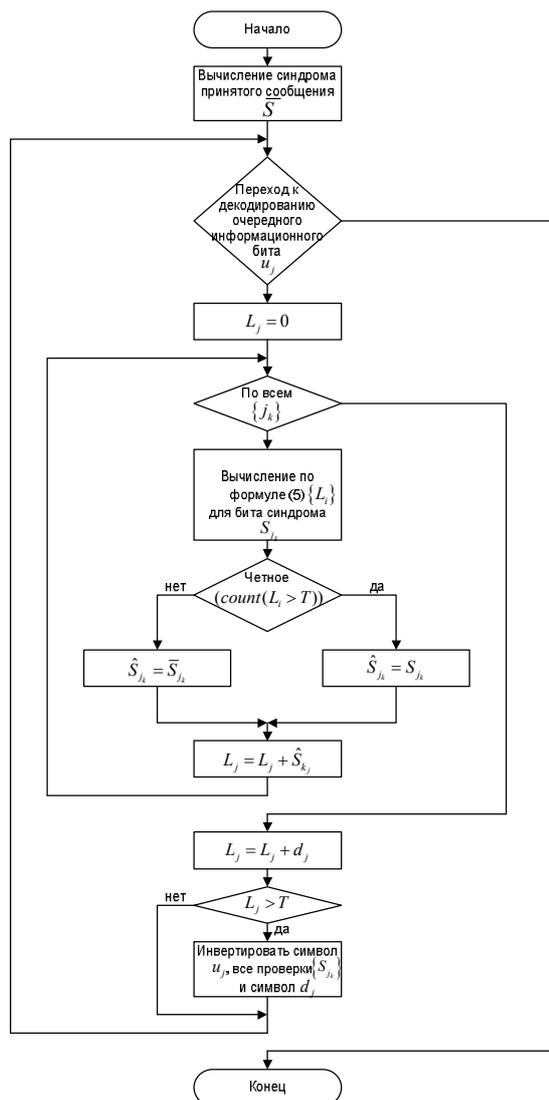


Рисунок 3 – Схема алгоритма методики повышения эффективности работы МПД за счет предварительной оценки ошибочности проверок

Рассмотрим результаты работы предложенного алгоритма.

Результаты эффективности от работы алгоритма многопорогового декодирования с предварительной оценкой ошибочности проверок. На основе приведенных выше зависимостей была разработана программа, которая моделирует работу алгоритма повышения эффективности работы многопорогового алгоритма декодирования за счет предварительной оценки ошибочности проверок.

На рисунке 4 представлены характеристики предложенной модификации многопорогового декодера для кодов с различными кодовыми расстояниями d при кодовой скорости $R = 1/2$.

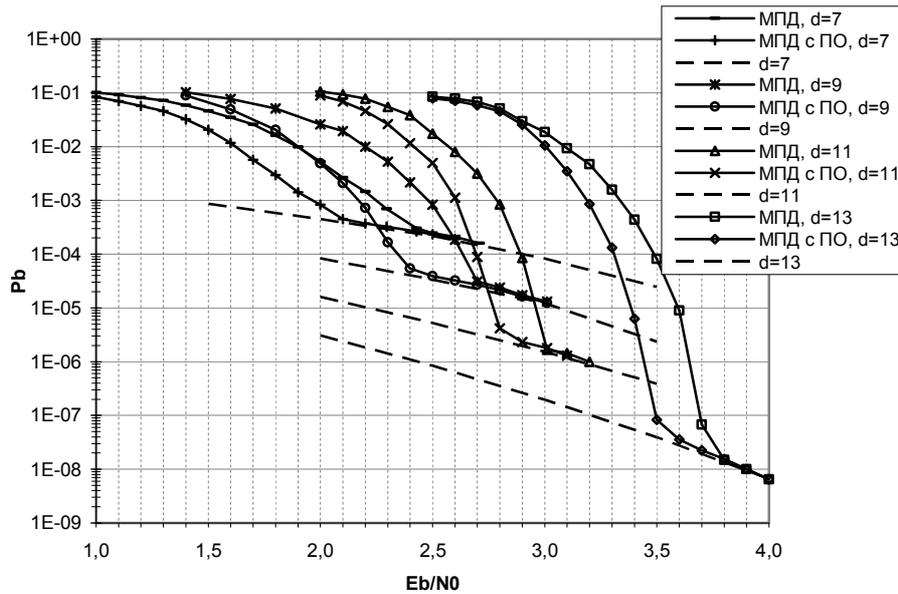


Рисунок 4 – Зависимость вероятности ошибки декодирования МПД с предварительной оценкой ошибочности проверок от отношения сигнал/шум для различных кодовых расстояний d при кодовой скорости $R = 1/2$

Результаты моделирования свидетельствуют о дополнительном продвижении на несколько десятых децибел (0,2-0,3 дБ) границы области эффективной работы многопорогового декодера в сторону увеличения шума до средних отношений E_b / N_0 .

Рассмотрим, каким образом дополнительно введенные предварительные оценки повлияют на сложность алгоритма многопорогового декодирования. Согласно [4] сложность одной итерации многопорогового декодера примерно равна $d + 2$. Алгоритм повышения эффективности многопорогового декодера включает в себя предварительную оценку элементов синдрома, от которых зависит функция правдоподобия. Число таких элементов, значения которых необходимо оценить, равно $d - 1$. Эти элементы синдрома зависят от значений $d - 1$ информационных битов, для каждого из которых нужно вычислить функцию правдоподобия, состоящую из $d - 1$ синдромных битов. Таким образом, сложность одной итерации многопорогового декодера с предварительной оценкой проверок можно оценить как:

$$N_{I \text{ МПД с ПО}} \approx d^3,$$

где d – минимальное кодовое расстояние.

Сложность алгоритма модифицированного МПД равна:

$$N_{\text{МПД с ПО}} \approx I \cdot d^3 + d - 1 \approx I \cdot d^3 + d,$$

где I – число итераций декодирования, а слагаемое $d - 1$ – это сложность операции вычисления синдрома.

Заключение. Предложена модификация многопорогового декодера, которая позволяет повысить эффективность работы данного алгоритма декодирования за счет предварительной оценки ошибочности проверок. Рассмотрены алгоритм многопорогового декодирования и алгоритм многопорогового декодирования с предварительной оценкой элементов синдрома. Получены характеристики разработанного алгоритма, которые показывают дополнительный энергетический выигрыш в 0,2-0,3 дБ от применения предложенной модификации МПД. Выигрыш достигается за счет увеличения сложности алгоритма декодирования.

Библиографический список

1. Золотарев В.В. Теория и алгоритмы многопорогового декодирования / под научной редакцией члена-корреспондента РАН Ю.Б. Зубарева. – М.: Радио и связь, Горячая линия – Телеком, 2006. -276 с.
2. Сайт <http://www.mtdbest.iki.rssi.ru>, дата посещения 18.03.2008 г.
3. Зубарев Ю.Б., Золотарев В.В., Овечкин Г.В., Строчков В.В. Многопороговые декодеры для высокоскоростных спутниковых каналов связи: новые перспективы //Электросвязь. 2005. № 2. С.10–12.
4. Золотарев В.В., Овечкин Г.В. Помехоустойчивое кодирование. Методы и алгоритмы: справочник / под ред. чл.-кор. РАН Ю.Б. Зубарева. – М.: Горячая линия – Телеком, 2004. – 126