

РАЗРАБОТКА АЛГОРИТМА ДЕКОДИРОВАНИЯ НА ОСНОВЕ МНОГОПороГОВОГО ДЕКОДЕРА

Дмитриева Т.А.¹, Золотарев В.В.²

¹г. Рязань, Рязанская государственная радиотехнический университет,
²г. Москва, Институт космических исследований РАН

При передаче цифровых данных по каналу с шумом всегда существует вероятность того, что принятые данные будут содержать ошибки. Помехоустойчивое кодирование помогает решить эту проблему, снизив уровень ошибок до приемлемого. Основной задачей помехоустойчивого кодирования является решение проблемы обеспечения высокой достоверности передаваемых данных за счет применения устройств кодирования/декодирования в составе системы передачи цифровой информации, представленной на рис. 1.

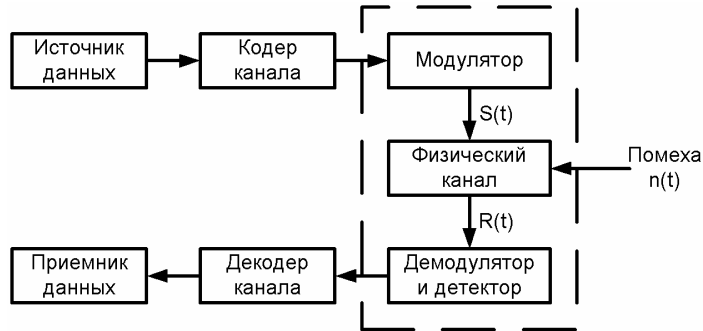


Рис. 1. Схема системы передачи цифровой информации

В настоящее время существует множество различных методов коррекции ошибок [1]. Среди них можно выделить многопороговый декодер [2], решения которого стремятся к решению оптимального декодера, при этом сложность его выполнения линейно зависит от длины кода. В докладе рассматривается алгоритм снижения уровня ошибок на основе многопорогового декодера.

Рассмотрим принцип работы МПД (рис. 2). 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 , $n > k$.

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 из 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 i_j и содержащих в качестве слагаемого ошибку e_j в этом символе.

Дополнительно вводится двоичный вектор \bar{D} длины k , называемый *разностным*, первоначально равный 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.

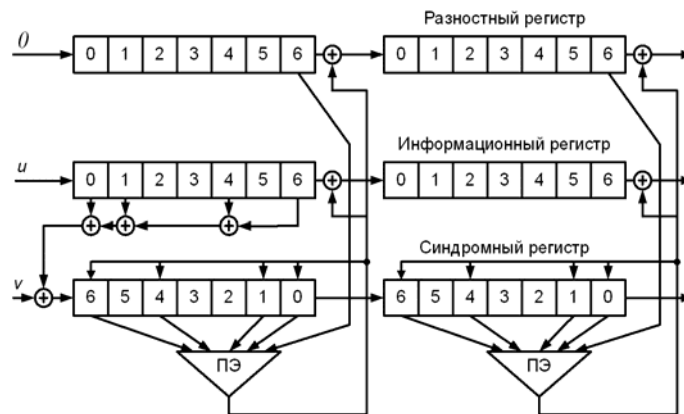


Рис. 2. Многопороговый декодер сверточного СОК с $r=1/2$, $d=5$ и $n_a=13$ для двух итераций декодирования

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

$$\bar{D} : L_j = \sum_{\{j_k\}} S_{j_k} + d_j.$$

Общее число слагаемых в приведенной формуле 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 .

Многопороговый декодер обладает следующими характеристиками:

- сохраняет простоту и быстродействие порогового декодера;
- сложность реализации линейно зависит от длины кода;
- решение стремится к решению оптимального декодера.

Рассмотрим общую схему предлагаемого алгоритма на основе многопорогового декодера (МПД), изображенную на рис. 3.

На вход алгоритма поступают U и V – последовательности информационных и проверочных бит, принятых из канала связи. Число используемых блоковых МПД с различными настройками обозначено n . Поступившую из канала последовательность декодируем n многопороговыми декодерами (МПД $_i$), каждый из которых имеет различные настройки (количество итераций декодирования, весовые коэффициенты, пороги декодирования). На выходе получаем i декодированных сообщений, обозначенных как U'_i , $i = 1(1)n$. Далее среди каждого бита $u'_{i,j}$, $j = 1(1)blockLen$ (где $blockLen$ – длина информационной части сообщения) производится голосование по большинству, на основе которого формируется бит u''_j . На выходе имеем последовательность бит U'' . Данное сообщение еще раз декодируется дополнительным блоковым многопороговым декодером, в качестве проверочных символов берутся проверочные биты V , полученные из канала. На выходе модифицированного алгоритма на основе многопорогового декодера имеем декодированную информационную последовательность бит U^* .

Для проверки эффективности работы алгоритма было проведено имитационное моделирование. Было взято $n = 5$ МПД с различными характеристиками, число итераций равно 20 , $d = 9$, $R = 4/8$. Кривые 1-5 на рис. 4 соответствуют исходным МПД, кривая (7,6,1,2,4) показывает результат работы разработанного алгоритма. Кривая $d = 9$ обозначает решение оптимального декодера при кодовом расстоянии $d = 9$.

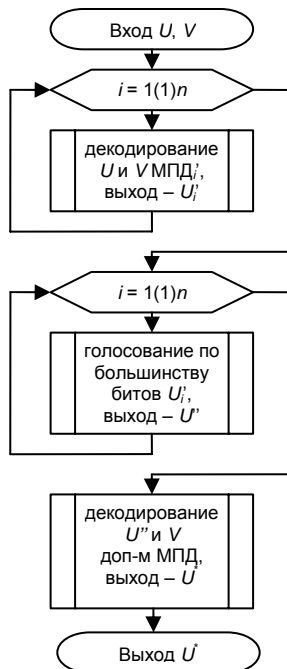


Рис.3. Модификация алгоритма МПД

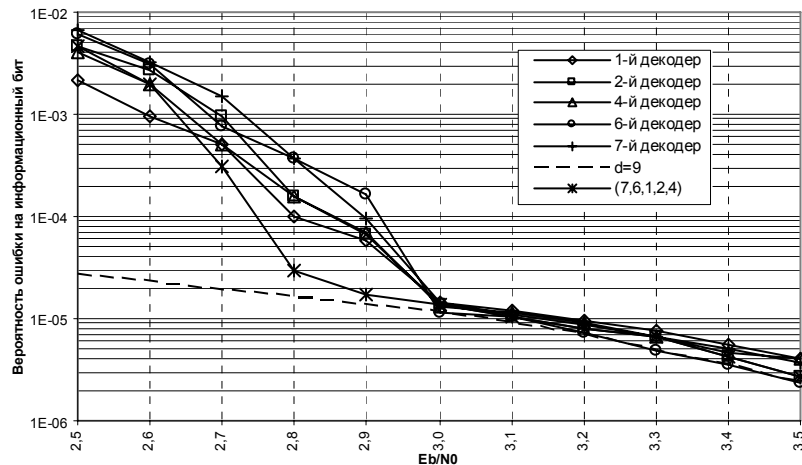


Рис. 4. Результаты моделирования алгоритма

Как видно результат, полученный на выходе разработанного на основе многопорогового декодера алгоритма, при меньших соотношениях E_b / N_0 начинает совпадать с решением оптимального декодера по сравнению с любым из первоначальных многопороговых декодеров.

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

Литература

1. 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 с.
2. Сайт <http://www.mtdbest.iki.rssi.ru>, дата посещения 19.12.2005 г.

DEVELOPMENT DECODING ALGORITHM BASED ON MULTITHRESHOLD DECODER

Dmitrieva T.¹, Zolotarev V.²

¹Ryazan, Ryazan state radio engineering university,
²Moscow, Institute of space researches RAS

For want of to transfer digital data on the channel with a noise always there is a probability that the accepted datas will contain errors. The error-free coding helps to decide this problem, by reducing a level of errors up to acceptable. Now there is a set of various error corection methods [1]. Among them it is possible to allocate the multi-threshold decoder [2], which solutions approximate to a solution of the optimum decoder, for want of it the complexity of its implementation linearly depends on length of a code. In the report the algorithm of reduction of a level of errors because of of multithreshold decoder is considered.

Let's consider as the suggested algorithm based on multithreshold decoder (MTD) works. On an input of algorithm the sequences information U and check bit V accepted from a communication channel. The number used block MTD with various tunings is designated n . A sequence, proceeden from the channel, is decoded n multi-threshold decoders (MTD_i), each of which has of various set-up (amount of iterations of decoding, weight factors, thresholds of decoding). On an output is received i decoded messages designated as U_i^j , $i = 1(1)n$. Further among each bit $u_{i,j}^j$, $j = 1(1)blockLen$ (where $blockLen$ - length of an information part of the message) is made a voting on majority, because of which bit u_j^j Is formed. On an output we have a sequence bit U^j . The given message is once again decoded by the additional block multithreshold decoder, as check numerals the check bits V , received from the channel. On an output of modified algorithm based on multithreshold decoder we have the decoded information sequence bit U^* .

For check of an overall performance of algorithm the simulation modeling was conducted. The number of iterations equal 20, $d = 9$, $R = 4/8$ Was taken $n = 5$ MTD with various characteristics. The outcome obtained on an output of the developed because of multithreshold decoder of algorithm, for want of smaller ratio E_b / N_0 begins to coincide a solution of the optimum decoder on a comparison with anyone from initial multithreshold decoders.

The work is executed for want of to support RFFI (grant № 05-07-90024в).