УДК 519.6

Помехоустойчивое кодирование как метод обеспечения высокого уровня надежности передачи дискретной информации

Т.В. Волкова, А.Н. Гамова
НИУ СГУ им. Н.Г. Чернышевского, г. Саратов

"...каждый децибел снижения энергетики канала связи оценивается в миллион долларов" Э. Берлекэмп

Развитие помехоустойчивого кодирования насчитывает полвека. Если сначала оно опиралось на алгебраические методы, в дальнейшем сменилось методами мажоритарного кодирования и, как более эффективным, переборным алгоритмом Витерби. Недостатком последнего является экспоненциальный рост сложности для длинных кодов. Следующим этапом были каскадные коды на базе сверточных кодов и кодов Рида-Соломона. Каскадные коды обеспечивали более высокие характеристики помехоустойчивости при меньшей сложности декодирования, но были далеки от теоретически возможных пределов (теорема Шеннона для каналов).

Открытые в 1993 году турбо-коды позволили почти полностью использовать емкость цифровых каналов связи и приблизились к кодам, со скоростями, близкими к пропускной способности каналов, что особенно актуально в наши дни с увеличением дальности связи (космические коммуникации, микроволновые системы связи, цифровое спутниковое телевидение). Схема турбо-кодера [1] состоит из двух одинаковых блоков *RSC1* и *RSC2*, которые называют рекурсивными систематическими кодирующими (Recursive Systematic Codes – *RSC*) устройствами. Между ними блок чередования INT (Interleaver) (см. рисунок 1). Интерливер является устройством, которое изменяет порядок передачи последовательности символов некоторым взаимно однозначным детерминированным способом и делает закодированные последовательности данных статистически независимыми друг от друга. Для того, чтобы осуществить перемежение, выделяется некоторый блок из k информационных битов, который предварительно перед операцией кодирования записывается в матричную память, например, последовательно по строкам, а считывается из нее на вход нижнего кодера по некоторому псевдослучайному закону. Тогда к информационной последовательности $\{X_k\}$ добавляют две проверочные группы $\{Y_{1k}\}$, $\{Y_{2k}\}$ и, игнорируя задержки для каждого блока, мы принимаем данные с обеих кодирующих устройств одновременно. то получаем следующую выходную последовательность $\{(X_1, Y_{11}), (X_2, Y_{22}), \ldots\}$. При этом несколько снижаются корректирующие способности кода, однако кодовая скорость возрастает до 1/2. Без переключателя степень кодирования кода будет 1/3. Ограничений на количество соединяемых кодеров нет.

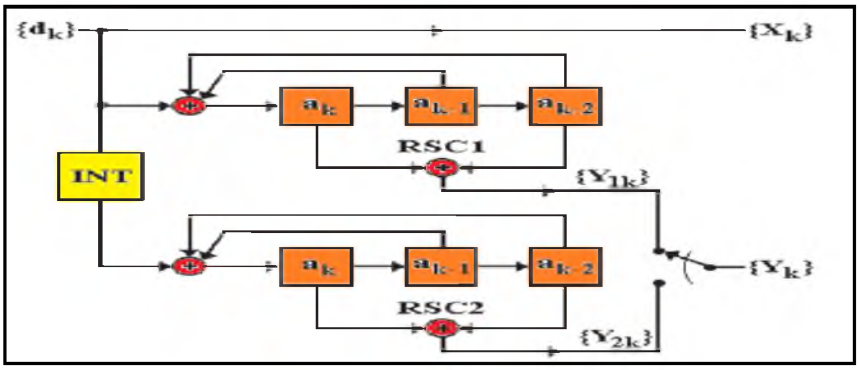

Рисунок 1 – Схема параллельного соединения двух RSC-кодеров

Турбо-коды, однако, не решили проблему сложности декодирования, а их скорость оказалась недостаточной для современных высокоскоростных каналов.

Итеративные мажоритарные декодеры привлекли внимание исследователей тем, что выполняли требования эффективности к алгоритму декодера. Хотя эти процедуры не являлись оптимальными, но существенно проще оптимальных и мало отличались от них по эффективности. Однако все они оказались малоэффективными из-за сильного группирования ошибок на выходе декодеров. Выход был найден после создания декодера многопорогового кодирования МПД [2].

Главные особенности новых декодеров:

– малое число операций на пороговом элементе такого декодера требовало небольшого объема вычислений.

– способность самого мажоритарного алгоритма исправлять во многих случаях даже больше ошибок, чем это гарантируется кодовым расстоянием;

– рост правдоподобия решений в течение всего процесса исправления ошибок, а при достижении МПД декодером самого правдоподобного решения оно оказывается оптимальным;

– сложность МПД в отличие, например, от декодера Витерби остается линейно растущей функцией независимо от длины кодового вектора.

На рисунке 2 представлена схема многопорогового декодера, производящего две итерации. Верна теорема.

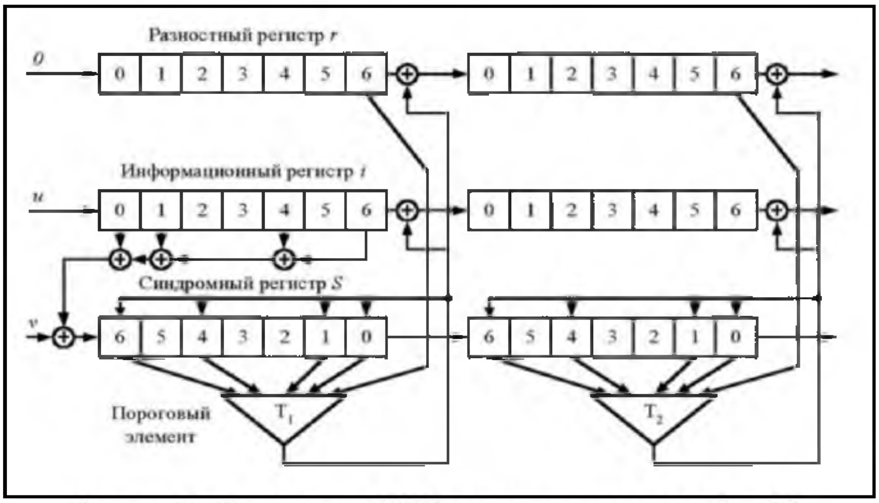

Рисунок 2 – Декодер типа МПД для сверточного кода с R = 1/2,
nA = 14, d = 5, при I = 2 итерациях

Теорема [2]. Если на j-ом шаге декодирования МПД изменяет информационный символ i_j, то

1) МПД находит новое кодовое слово A_2, более близкое к принятому Q, чем то кодовое слово A_1, которому соответствовало значение i_j.

Перед j-ым шагом декодирования:

$|B_1| = |A_1 + Q| > |A_2 + Q| = |B_2|$;

2) После окончания j-го шага возможно декодирование любого очередного символа i_k, $k \neq j$, так что при его изменении будет осуществлено дальнейшее приближение к принятому сообщению.

Из теоремы следует, что МПД при каждом изменении декодируемых символов приближается к принятому вектору Q, отыскивая все более правдоподобные векторы-гипотезы A_i. При этом просматривается не экспоненциальное количество кодовых слов, а лишь пары, отличающиеся между собой лишь в одном информационном символе, причем одно из сравниваемых слов находится в декодере. В случае, если второе кодовое слово окажется ближе к вектору Q, чем то, информационные символы которого находятся в соответствующих регистрах памяти МПД, сравнения производятся уже с новым промежуточным вектором A_i и т.д. Тем самым осуществляется движение МПД к решению оптимального декодера ОД.

Следствие [2]**.** МПД не изменит решения ОД.

Доказательство. Если бы МПД изменил на некотором шаге хотя бы один информационный символ в векторе A, то нашелся бы другой кодовый вектор A^*, который был ближе к Q, чем A, что невозможно, поскольку A, по определению, ближайший к Q.

В заключении можно сказать, что эффективное решение проблемы сложности декодирования при сохранении высокой энергетической эффективности систем кодирования было найдено на основе многопороговых декодеров МПД. Предложенные алгоритмы работают также для недвоичных кодов более эффективно, чем коды Рида-Соломона, для кодов со стираниями, сжатия данных, при программной и аппаратной реализациях.

Библиографический список

1. Васильев В.И., Хоанг Тху Ха. Турбокод – основные характеристики, особенности применения и моделирования // Вестник ВГУ. – 2004. – № 2. – С. 9–10.

2. Золотарев В.В. Теория и алгоритмы многопорогового декодирования. – М.: Радио и связь, 2006. – 262 с.