

Многопороговые декодеры для систем связи с предельно малой энергетикой сигнала

В.В.Золотарёв
Москва

Институт космических исследований РАН

Рассмотрены принципы функционирования и энергетические характеристики многопороговых декодеров (МПД) в области, близкой к пропускной способности канала. Эти методы во многих случаях столь же эффективны, как и оптимальные переборные процедуры декодирования, оставаясь в то же время простейшими по сложности мажоритарными схемами. Проводится сопоставление МПД по числу операций с турбо кодами. Обсуждаются также характеристики недвоичных МПД, которые сравниваются с кодами Рида-Соломона.

1. Принцип повторного декодирования

Предложенные в 70-х годах прошлого века многими авторами методы повторного декодирования принятых сообщений, оказались неуспешными вследствие сильного группирования ошибок на выходе декодера. Пример такой схемы с пороговым декодером (ПД) [1] для свёрточного кода приведен на рис.1.

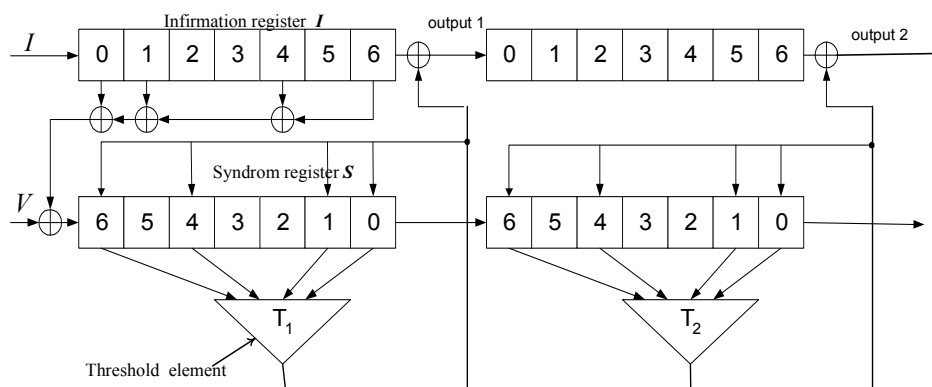


Рис.1

Малая эффективность такой схемы коррекции ошибок была следствием сильного размножения ошибок в пороговом декодере. В самом деле, если при некотором уровне шума в двоичном симметричном канале (ДСК) в какой-то момент ПД принял неправильное решение об очередном информационном символе, то обычно на выходе этого ПД далее появлялся *очень* плотный пакет ошибок. Пусть с выхода ПД1 на вход ПД2 поступила немного улучшенная при декодировании в ПД1 последовательность. Тогда если ошибок в некоторой части информационной последовательности после ПД1 нет, то второй ПД2 не нужен. Но при поступлении из ПД1 в ПД2 типичного пакета оказывается, что ПД2, точно повторяющий схему ПД1, настроен на исправление случайных ошибок. И поэтому пакет на его входе тоже не может быть исправлен. Следовательно, ПД2 не нужен и в этом случае. Подчеркнем, что коды с малым группированием ошибок в ПД в те годы были совершенно неизвестны. Однако позже эта проблема была полностью решена методами, описанными в [2]. В связи с этим приобретает важнейшее значение рассмотренный ниже новый подход к декодированию.

2. Принцип глобальной оптимизации функционала

Развитие техники декодирования помехоустойчивых кодов в течение многих десятилетий удивительным образом никак не было связано с методами решения задачи оптимизации функционала от многих дискретных переменных. Тем не менее, декодирование, т.е. поиск единственного кодового слова из экспоненциально большого числа возможных сообщений, совершенно естественно было бы рассматривать именно с таких позиций. Однако большинство разрабатывавшихся ранее алгоритмов декодирования никак не использовало для поиска наилучших решений декодера хорошо известные разнообразные мощные оптимизационные процедуры, которые вполне можно было бы применить к поиску кодовых слов, находящихся на минимально возможном расстоянии от принятого сообщения. Заметим, что широко применяемый в технике связи алгоритм Витерби (АВ), используемый для декодирования по максимуму правдоподобия коротких свёрточных кодов, также не относится к классу оптимизационных процедур, поскольку он

непосредственно ищет оптимальное решение на основе удобного в реализации переборного алгоритма.

Вместе с тем некоторые алгоритмы декодирования, в частности, пороговые декодеры (ПД) [1], относящиеся к простейшим методам коррекции ошибок, почти обладают именно теми свойствами, которые необходимы для реализации полноценных эффективных и одновременно исключительно простых оптимизационных процедур декодирования. Для подтверждения этого рассмотрим пример простейшей системы кодирования/порогового декодирования с кодовой скоростью $R=1/2$ и минимальным кодовым расстоянием $d=3$, показанный на рис.2 ниже.

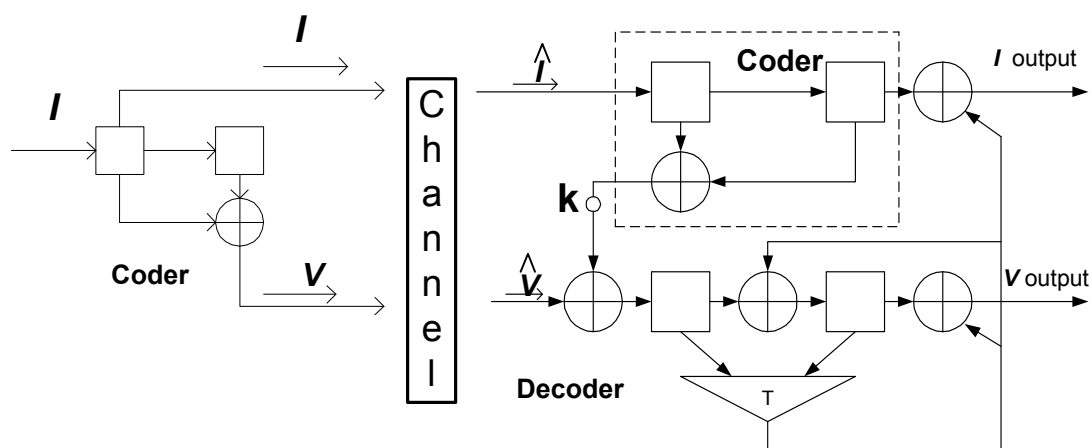


Рис.2.

Как следует из вида кодера и простейшего декодера, исправляющего одну ошибку, в состав декодера входит точная копия кодера, которая формирует оценки проверочных символов кода из (возможно) принятых из канала с ошибками информационных символов кода. Эти символы появляются в точке k декодера и затем, после сложения на полусумматоре с принятыми из канала проверочными символами \hat{V} образуют символы вектора синдрома S , который зависит только от вектора ошибок канала. Эти символы и поступают потом на пороговый элемент декодера из синдромного регистра, как это показано на рисунке.

Уже сам вид ПД на представленных схемах позволяет найти простой способ организации правильной процедуры оптимизации, т.е. поиска

наилучшего возможного решения декодера. Укажем для этого на факт, который никогда не отмечался ранее: в регистре синдрома декодера находится разность по проверочным символам между принятым с искажениями из канала вектором \check{A} и таким кодовым словом \bar{A}_i , информационные символы которого совпадают с принятой из канала информационной частью вектора \check{A} .

Значит, полная разница между кодовым словом – текущей гипотезой-решением декодера \bar{A}_i о переданном кодовом слове и принятым зашумленным вектором \check{A} будет в таком декодере, где в ПД будет добавлен ещё всего один вектор, который всегда должен соответствовать разности между \check{A} и \bar{A}_i – текущей гипотезой декодера по информационным символам. В таком декодере и будет содержаться текущее значение полной разности и, следовательно, полное расстояние между решением декодера и принятым вектором.

3. Принципы работы МПД

Именно такой подход к проблеме высокоэффективного декодирования и является основой для разработок с 1974 года специальных многопороговых декодеров (МПД) [2-5], почти совпадающих с ПД и таких же простых в реализации, как и их прототип. Решения МПД при каждом изменении ими декодируемых информационных символов строго приближаются к решению оптимального декодера (ОД), обеспечивая реализацию этого процесса даже после нескольких десятков попыток коррекции кодового блока или потока символов свёрточных кода. Разумеется, для обеспечения высокой эффективности МПД при больших шумах канала необходимо всегда выбирать только специально построенные для него коды с минимально возможным уровнем размножения ошибок декодирования [2,3].

4. Характеристики декодирования

Характеристики МПД как при самостоятельном использовании, так и в сложных кодовых конструкциях сопоставимы с возможностями АВ и различных каскадных схем. На следующем рис.3. представлены в традиционной форме зависимости эффективности основных алгоритмов декодирования для скорости $R=1/2$ вблизи уровня вероятности ошибки на бит

$P_b(e) \sim 10^{-5}$ как функции от требуемых значений отношений средней энергии на бит к плотности мощности шума E_b/N_0 .

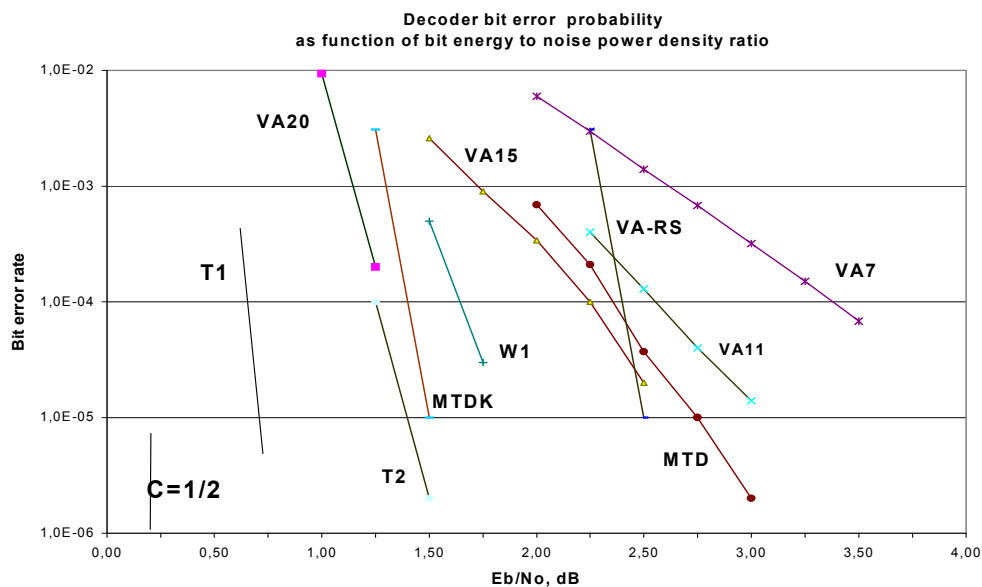


Рис.3.

Возможности декодеров, реализующих алгоритм Витерби (VA) представлены для различных длин кодирующего регистра $K=7, 11, 15$ и 20 соответствующими графиками VA_k . Как следует из их вида, экспоненциально растущая с увеличением длины K сложность декодирования для этих декодеров не влечёт за собой быстрого роста энергетической эффективности. Например, VA с $K=20$ более, чем в $2 \cdot 10^4$ раз сложнее, чем стандартный VA с $K=7$. Но его характеристики ещё далеки от приведенной на рисунке вертикали при $E_b/N_0=0,2$ дБ, соответствующей пропускной способности двоичного гауссовского канала с когерентной ФМ, равной $C=1/2$.

Энергетика каскадной схемы для АВ с кодом Рида-Соломона даётся графиком VA-RS. Лучшему турбо коду с $R=1/2$ и длиной кодового блока $n=130'000$ битов соответствует график T1 [6], каскадному "плетенному" коду при $n=2000$ битов - кривая W1 [7], а турбо коду длины 3570 из [8] - график T2.

Возможности простейшего МПД в гауссовском канале представлены графиком MTD для свёрточного кода с задержкой решения $L \sim 8'000$ кодовых символов, а каскадный МПД с кодами контроля по чётности (вместо

кодов РС для других каскадных схем - один сумматор по mod2!!!): **МТДК** с $L \sim 10^4$. Свойства МПД допускают некоторое дополнительное уменьшение задержек по сравнению с указанными выше.

5. Преимущества алгоритма

Главным достоинством МПД является крайне низкая сложность декодирования, состоящая, как и в случае обычного ПД, в суммировании взвешенных проверок, сравнении с порогом и изменении декодируемого символа и проверок, если этот порог превышен. Число итераций декодирования I в этом случае не более 30, а общая сложность декодирования с помощью МПД оценивается для $d < 25$ как $N_1 \sim (d+2) \cdot (I+4)$. Если при тех же условиях возможно ухудшение характеристик МПД примерно на 0,1 дБ по энергетике, что обычно вполне допустимо, то вычисления МПД ещё более упрощаются: $N_2 \sim 4 \cdot d + 3 \cdot I$.

Подчеркнём, что формально определяемая сложность как число операций у МПД примерно на 2 порядка (~100 раз!) меньше, чем у турбо подобных кодов с сопоставимой энергетической эффективностью. Существенно, что при таких оценках особенная сложность части операций, например, логарифмирования, выполняемых при декодировании турбо кодов, не учитывается. Поэтому реальная разница в сложности реализации МПД и турбо подобных кодов ещё более значительна.

Естественно, что усилиями большого числа специалистов, занимающихся этими кодами, многие из турбо подобных алгоритмов за 10 лет их интенсивного исследования были усовершенствованы и упрощены. Но при этом обычно несколько снижается и энергетическая эффективность новых версий декодеров для этих кодов. Текущая сложность декодеров этого класса для хороших энергетических параметров составляет почти десять тысяч (!!!) операций на декодируемый бит данных.

Подчеркнём, что существенная разница в эффективности МПД и других методов заключается в том, что этот метод при линейной от длины кода сложности декодирования обеспечивает при правильном проектировании практически оптимальное декодирование длинных кодов.

6. Особенности проектирования

При правильном проектировании МПД функция суммирования проверок легко может быть реализована аппаратно таким образом, что она будет полностью эквивалентной простому одноклапному сумматору. В этом случае окажется, что преимущество МПД по числу операций составляет относительно других методов уже более 3-х десятичных порядков. Поскольку МПД допускает столь же лёгкое распараллеливание операций, как и алгоритм Витерби, то даже применение простейших средств параллельного вычисления позволяет легко создавать и такие варианты МПД, которые на каждом такте работы устройства декодируют по несколько битов информационного потока как в блоковом, так и в свёрточном вариантах своей реализации. Несомненно, что никакие другие алгоритмы декодирования никогда не приблизятся к этому уровню быстродействия.

7. Сравнение с АВ

При сопоставлении МПД с АВ также оказалось, что при задержках принятия решения, всего в 3-5 раз больших, чем требуется для АВ, МПД обеспечивает те же характеристики по энергетике для всех длин кодирующего регистра, не превышающих значения $K=14$. Более того, во многих случаях, например, при допустимости каскадирования хотя бы с простейшими кодами контроля по чётности, энергетические характеристики МПД могут быть еще существенно улучшены. Отметим при этом, что число операций в МПД останется очень небольшим, тогда как АВ - переборный (с экспоненциально растущей от длины кода сложностью!) алгоритм.

8. Оптимизация схемы МПД

Переходя к выводам по двоичным алгоритмам МПД, подчеркнём, что все чрезвычайно высокие параметры декодирования этими методами обеспечиваются применением предельно простой, но результативной и очень мощной процедуры оптимизации функционала на базе процедур

мажоритарного декодирования, чем достигается практически оптимальное декодирование длинных кодовых конструкций, доступное ранее только для коротких кодов и алгоритма Витерби. При этом важной оказывается не только простая по своей сути модификация мажоритарного декодирования, но и обязательный выбор весьма специфических кодов из класса самоортогональных, которые обеспечивают высокие характеристики при использовании МПД благодаря очень малой их подверженности эффекту размножения ошибок декодирования. Кроме того, не менее существенным моментом для успешного развития методов МПД является так же то обстоятельство, что при создании этих декодеров обязательным и очень эффективным этапом проектирования всегда является оптимизация всех параметров такого декодера: значений порогов, весов проверок, правил вычисления вспомогательных функций и надежности проверок. Число оптимизируемых параметров МПД может иногда достигать нескольких сотен. Поэтому при создании МПД последний этап может потребовать иногда до 99% процессорного времени специального автоматизированного комплекса средств создания этих высокоэффективных декодеров. Принципиально важно, что после завершения всех этапов работ фазы проектирования МПД по-прежнему остаётся простейшей схемой обработки принятых потоков данных с очень высоким быстродействием. Но подбор наиболее точно соответствующих конкретному кодеку индивидуальных значений его параметров позволяет получить весьма значительный дополнительный прирост энергетического выигрыша без излишних аппаратных и вычислительных затрат. Разумеется, два последних обстоятельства не могли быть учтены в те уже очень давние годы, когда были опубликованы некоторые совершенно справедливые результаты по низкой эффективности попыток простого повторного декодирования на основе мажоритарных схем, (см., например, [9] и другие).

8. Выводы

Огромное преимущество МПД перед всеми другими схемам декодирования по числу операций, оценки которых были даны выше, давно опубликованные результаты по недвоичным кодам [10], многопозиционным

системам модуляции [11], а также другие возможности этого мощного метода позволяют считать, что к настоящему времени все принципиальные задачи предпринятых теоретических и прикладных исследования успешно решены. Таким образом, после 30-летних исследований разработан широкий класс многопороговых алгоритмов, которые могут быть признаны основным методом кодирования для многих современных высокоскоростных систем связи с предельно возможными уровнями энергетического выигрыша и очень высоким быстродействием.

Характеристики МПД в области высоких шумов канала при разумном выборе кодовых скоростей и вероятностей ошибки декодирования оказываются по энергетике канала всего примерно на 1 дБ меньшими, чем это допускают теоретические границы. В дальнейшем эта разница может быть дополнительно уменьшена без чрезмерных вычислительных затрат. Но даже полученные к настоящему времени результаты позволяют утверждать, что основная проблема теории помехоустойчивого кодирования - эффективное простое декодирование вблизи пропускной способности канала - успешно решена на базе многопороговых алгоритмов и в дальнейшем будет представлять собой только технологическую задачу реализации на всё более компактных, простых и быстродействующих программных и аппаратных средствах.

Литература

1. Месси Дж. Пороговое декодирование. - М.: Мир, 1966.
2. Самойленко С.И., Давыдов А.А., Золотарёв В.В., Третьякова Е.И. Вычислительные сети. – М.: Наука, 1981, с. 277.
3. Золотарёв В.В.. Эффективные многопороговые алгоритмы декодирования. - АН СССР, Научный совет по комплексной проблеме "Кибернетика", препринт, М., 1981,с.75.
4. Золотарёв В.В. Использование помехоустойчивого кодирования в технике связи. - Электросвязь, №7, с.7-10, 1990.
5. Золотарёв В.В. Реальный энергетический выигрыш кодирования для спутниковых каналов. - В кн.: 4-я Международная Конференция "Спутниковая связь – ICSC-2000", Т.2, с. 20-25, М.: МЦНТИ, 2000.
6. Berrou C., Glavieux A., Thitimajshima P. Near Shannon Limit Error-Correcting Coding and Decoding: Turbo-Codes. - Proceeding of ICC'93, Geneva, Switzerland, pp. 1064-1070, May 1993.
7. Höst S., Johannesson R., Zyablov V. A first encounter with binary woven convolutional codes. - in Proc. International Symposium on Communication Theory and Applications, pp. 13-18, Lake District, UK, July 1997.

8. Andrews K., Berner J., Chen V., Dolinar S., Pollara F., Stanton V. Turbo-decoder implementation for the deep space network. - IPN Progress Report 42-148, Feb. 15, 2002.
9. Townsend R.L., Weldon E.J. Self-Orthogonal Quasi-cyclic Codes. IEEE Trans., IT-13, 1967, pp.183-195.
10. Золотарёв В.В.. Алгоритмы кодирования символьных данных в вычислительных сетях. - В сб.: "Вопросы кибернетики", ВК-106, М.,1985.
- 11.. Банкет В.Л., Золотарёв В.В.. Эффективность многопозиционных систем модуляции и многопорогового декодирования. - В сб.: "9 Всесоюзная школа-семинар по вычислительным сетям", часть 3.2, М.-Пушино,1984.