

МИНОБРНАУКИ РОССИИ
Федеральное государственное бюджетное образовательное
учреждение высшего образования
Тульский государственный университет

ИНТЕЛЛЕКТ-2016

ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫЕ И ИНФОРМАЦИОННЫЕ
СИСТЕМЫ

Труды Всероссийской научно-технической конференции
(23 – 25 ноября 2016 г., г. Тула)

Тула 2016

И.В. Баринов, Г.В. Овечкин

МЕТОДЫ ДЕКОДИРОВАНИЯ ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫХ КОДОВ ДЛЯ ВОССТАНОВЛЕНИЯ СТИРАНИЙ

Рязань, Рязанский государственный радиотехнический университет

Одной из важнейших проблем при создании высокоскоростных цифровых систем связи является правильный выбор методов кодирования и декодирования помехоустойчивых кодов, необходимых для организации достоверной передачи цифровой информации. На сегодняшний день в теории кодирования известно много классов помехоустойчивых кодов, отличающихся друг от друга структурой, функциональным назначением, энергетической эффективностью, алгоритмами декодирования и многими другими параметрами [1]. Обзор наиболее перспективных методов кодирования по критерию «эффективность -производительность» показал, что наибольшее предпочтение в высокоскоростных каналах спутниковой связи заслуживают многопороговые декодеры (МПД) [2]. Данные декодеры, являясь модификацией простейшего порогового декодера Мессе, позволяют декодировать даже очень длинные коды с линейной от длины кода сложностью реализации. В десятках публикаций по многопороговым декодерам рассматривается эффективность его применения в двоичном симметричном или гауссовском каналах. Интерес для техники связи также представляют каналы со стираниями, в которых символы передаются правильно или стираются. Для таких каналов так же существуют многопороговые алгоритмы, обеспечивающие работу вблизи пропускной способности канала связи [3]. Рассмотрим вопросы использования МПД в каналах со стираниями.

Канал со стираниями характеризуется тем, что биты по нему передаются правильно с вероятностью $1-P_s$ и «стираются» с вероятностью P_s . Пропускная способность такого канала равна в двоичном случае $C=1-P_s$. Оптимальный декодер в этом канале должен найти такое кодовое слово, которое содержало бы минимальное число стираний (или в лучшем случае совсем их не имело бы на позициях информационных символов) и совпадало бы абсолютно со всеми правильными, т.е. известными символами поступившего сообщения. Иначе говоря, решение оптимального декодера, как и пришедшее из канала сообщение, является кодовым словом, содержащим, может быть, стирания на некоторых своих позициях. Работа МПД в таком канале отличается от работы в двоичном симметричном канале тем, что при вычислении символов синдрома стертые информационные и проверочные биты на значение проверок не влияют, но при этом для каждой проверки запоминается число участвующих в его формировании стираний. Затем в процессе декодирования стертого информационного бита среди относящихся к нему проверок ищется проверка, содержащая только одно стирание. Очевидно, что это стирание будет вызвано декодируемым информационным битом, который по значению данной проверки может быть легко восстановлен. При этом также необходимо провести коррекцию всех проверок для восстановленного информационного бита и уменьшить на единицу число стираний для этих же проверок. После этого переходят к декодированию следующего бита. Если же для стертого бита нет ни одной проверки, содержащей только одно стирание, то этот бит пропускается и сразу осуществляется переход к декодированию следующего информационного бита.

Помимо МПД на сегодняшний день существует ряд других кодов, для которых предложены эффективные алгоритмы восстановления стираний. К ним можно отнести как классические сверточные коды, декодируемые с помощью алгоритма Витерби, так

и предложенные в последние десятилетия турбо коды [4], коды с низкой плотностью проверок на четность (low-density parity-check – LDPC коды) [5], коды накопления-повторения (repeat-accumulate – RA коды) [5], коды накопления-повторения-накопления (accumulate-repeat-accumulate – ARA коды) [6], полярные коды (polar коды) [7] и семейство фонтанных кодов (fountain коды) [8], являющихся потоковыми кодами: торнадо коды (tornado коды, на основе которых были созданы фонтанные коды) [9], online коды [10], raptor коды [11], Luby transform коды (LT коды) [9]. Для них известны итеративные алгоритмы декодирования, для которых показано, что в пределе они способны достичь пропускной способности канала. Однако для некоторых из этих кодов даже спустя несколько лет с момента их открытия в доступной литературе отсутствуют понятные инженерам и ученым графики зависимости вероятности невозможности стирания от вероятности стирания в канале, а даны лишь предельные теоретические характеристики, что усложняет оценку перспектив их применения в реальной аппаратуре передачи и хранения данных. К недостаткам применения потоковых кодов следует отнести неизбежность буферизации относительно большого объема данных как на передатчике, так и на приемнике, необходимость синхронизации отправителя и получателя для генерации случайных чисел либо передача дополнительной информации по каналу. Следует также учитывать, что данные коды не эффективны в каналах, где помимо стираний встречаются ошибочные приемы символов. Также следует отметить, что при использовании кодов конечной длины и практически реализуемых алгоритмов декодирования достигаемые характеристики оказываются несколько хуже. Рассмотрим наилучшие результаты, обеспечиваемые перечисленными методами в двоичном канале с независимыми стираниями, представленные на рис. 1, на котором показаны зависимости вероятности невозможности стирания (erasure error rate – EER) декодером от вероятности стирания в канале (P_s). Отметим, что на рисунке кодовая скорость всех кодов равна $1/2$.

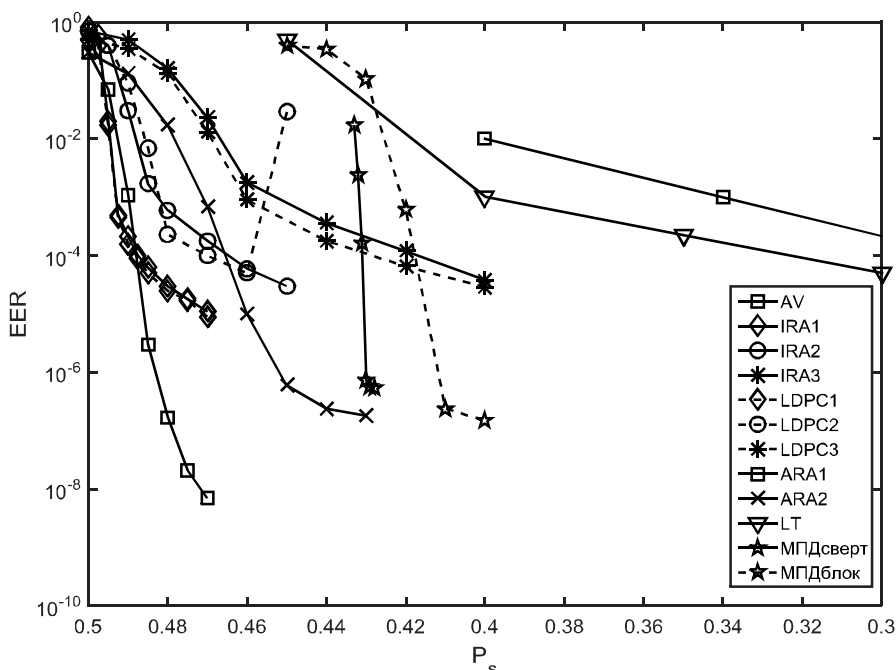


Рис. 1. Характеристики современных методов восстановления стираний для кодов с кодовой скоростью $1/2$

Кривой АВ на рис. 1 представлены характеристики декодера Витерби для сверточного кода с конструктивной длиной $K=7$; кривые IRA1, IRA2, IRA3 отражают

эффективность нерегулярных RA кодов длиной 524288, 65536 и 8192 бита соответственно при выполнении 50 итераций декодирования; кривые LDPC1, LDPC2, LDPC3 отражают эффективность LDPC кодов длиной 524288, 65536 и 8192 бита соответственно при выполнении 126 итераций декодирования; кривыми ARA1, ARA2 показаны характеристики ARA кодов длиной 65536 и 8192 бита при использовании дополнительно кода с контролем четности во внешнем каскаде; кривой LT показаны характеристики декодера LT кода длиной 2000 битов. Отметим, что эффективность коротких сверточных кодов с декодированием по алгоритму Витерби очень мала. Они могут обеспечить вероятность невосстановления стирания 10^{-4} лишь при 27% стираний в канале, что много меньше теоретически возможных 50% стираний. Применение очень длинных IRA и LDPC кодов (длина 524288 бита) позволило получить вероятность невосстановления бита порядка 10^{-4} при вероятности стирания 0,485, что является очень серьезным результатом. Однако практическое применение таких длинных кодов достаточно проблематично. Более короткие коды длиной 8192 бита обеспечивают такую же вероятность невосстановления бита при вероятности стирания в канале около 0,42..0,43. На этом же рисунке кривыми МПДсверт и МПДблок показаны характеристики МПД для сверточных и блочных кодов длиной около 32000 битов при выполнении 20 итераций декодирования. Отметим, что МПД лишь немного уступают по восстанавливающей способности лучшим известным кодам. Но при его вычислительная сложность оказывается в сотни и даже более раз меньше сложности алгоритмов декодирования этих кодов. Предполагается, что проведенные в рамках проекта работы улучшать вероятностные характеристики МПД, приблизив их к лучшим известным, сохранив при этом или незначительно (до двух раз) увеличив сложность его реализации. Это позволит применять МПД, восстанавливающие стирания, в системах передачи и хранения данных, скорость обмена информацией в которых составляет гигабиты/с. Дополнительным преимуществом МПД является то, что они позволяют не только восстанавливать стирания, но и одновременно исправлять ошибки, чего не могут многие известные методы восстановления стираний.

Работа выполнена при поддержке РФФИ.

Литература

1. Зубарев Ю.Б., Овечкин Г.В. Помехоустойчивое кодирование в цифровых системах передачи данных // Электросвязь. М., 2008. №12. С. 2–11.
2. Золотарев В.В., Зубарев Ю.Б., Овечкин Г.В. Многопороговые декодеры и оптимизационная теория кодирования – М.: Горячая линия – Телеком, 2012, 239 с.
3. Золотарёв В.В., Овечкин Г.В., Шевляков Д.А. Улучшение эффективности многопороговых декодеров в каналах связи со стираниями / *Фундаментальные исследования*. – 2015. – № 8 (часть 3). – С. 486-490.
4. Lee J.W., Urbanke R., Blahut R.E. On the Performance of Turbo Codes over the Binary Erasure Channel // *IEEE COMMUNICATIONS LETTERS*, VOL. 11, NO. 1, JANUARY 2007. P.67-69.
5. Pfister H.D., Sason I., Urbanke R. Capacity-achieving ensembles for the binary erasure channel with bounded complexity // *IEEE Trans. Inform. Theory*, vol. 51, no. 7, pp. 2352-2379, July 2005.
6. Pfister H.D., Sason I. Accumulate-Repeat-Accumulate Codes: Systematic Codes Achieving the Binary Erasure Channel Capacity with Bounded Complexity // *IEEE Transactions on Information Theory*. Oct 2005.

7. Balatsoukas-Stimming A., Burg A. Faulty Successive Cancellation Decoding of Polar Codes for the Binary Erasure Channel // 2014 International Symposium on Information Theory and its Applications (ISITA), 2014. P.448-452
8. MacKay D.J.C. Fountain Codes // Communications, IEEE proceedings vol. 152, no. 6, Dec. 2005, pp. 1062 – 1068.
9. Khisti A. Tornado Codes and Luby Transform Codes // October 22, 2003.
10. Maymounkov M. Online codes. 2002.
11. Shokrollahi A. Raptor Codes // in Proc. IEEE Int. Symp. Information Theory, Chicago, IL, Jun./Jul. 2004, p. 36.