

УДК 621.391.14

КОРРЕКЦИЯ ЗАВИСИМЫХ ОШИБОК ТУРБОКОДЕКОМ НА ОСНОВЕ ВЛОЖЕННЫХ РАВНОМЕРНЫХ СВЕРТОЧНЫХ КОДОВ

Е.Г. МАКЕЙЧИК, А.И. КОРОЛЕВ, В.К. КОНОПЕЛЬКО

Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники
П. Бровки, 6, Минск, 220013, Беларусь

Поступила в редакцию 3 февраля 2016

Рассматриваются методы организации коррекции зависимых (пакетных) ошибок турбокодеками на основе вложенных как систематических равномерных сверточных кодов с алгоритмом порогового декодирования, так и на основе систематических рекурсивных сверточных кодов. Оцениваются эффективность предложенных методов кодирования данных двух и трехкомпонентными турбокодеками. Установлено, что турбокодеки на основе вложенных равномерных и рекурсивных сверточных кодов обеспечивают в 1,34 раза уменьшение избыточности передаваемой информации по сравнению с известным принципом построения турбокодеков на основе рекурсивных сверточных кодов.

Ключевые слова: сверточный код, проверочные символы, скорость кода, пороговое декодирование, порождающий полином.

Общий принцип построения и основные характеристики турбокодеков на основе рекурсивных сверточных кодов

Турбокодеки, реализованные либо аппаратным, либо программным способами, образуются путем параллельного каскадирования (объединения) чаще всего двух (двухкомпонентные) и реже трех (трехкомпонентные) одинаковых рекурсивных систематических сверточных кодов с алгоритмами декодирования Витерби, максимально апостериорный (MAP), логарифмический MAP (Log-MAP), MAP с максимальным правдоподобием (Max-Log-MAP), которые отличаются как вероятностью ошибочного декодирования информационных символов, так и сложностью реализации канальных декодеров. Каскадирование одинаковых рекурсивных сверточных кодов при кодировании передаваемых информационных символов осуществляется с использованием перемежителя. Схема обобщенная двухкомпонентного канального турбокодера представлена на рис. 1 [1–5].

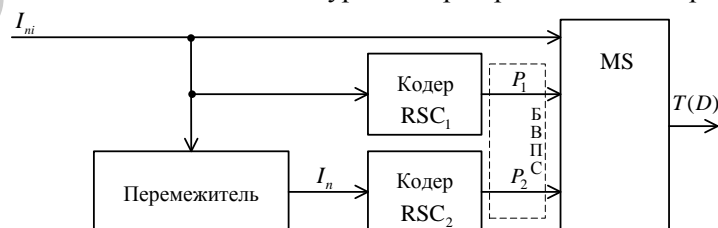


Рис. 1. Схема обобщенная канального турбокодера на основе систематических рекурсивных сверточных кодов с $R_{RSC} = k_0/n_0 = 1/2$: I_{ni} – неперемененные информационные символы; I_i – перемеженные информационные символы; БВПС – блок выкалывания (перфорирования) проверочных символов

Из способа кодирования передаваемых информационных символов I_{ni} следует, что скорость передачи кода R_{ik} канального турбокодера будет равна

$$R_{ik} = k_0/k_0 + P_1 + P_2 = 1/1 + 1 + 1 = 1/3. \quad (1)$$

Таким образом, следует, что избыточность передаваемой информации канального кодера турбокодека увеличилась в

$$\alpha = 1 - R_{ik} / R_{RSC} = r_{ik} / r_{RSC} = 0,67 / 0,5 = 1,34 \text{ раза,} \quad (2)$$

где r_{ik} и r_{RSC} – избыточность кодов канального турбокодера и составных систематических рекурсивных сверточных кодов соответственно.

Данное свойство турбокодов является существенным недостатком. Для уменьшения избыточности передаваемой информации используют выкалывание (перфорирование) проверочных символов первого и второго RSC. На приемной стороне в канальном турбокодеке перфорированные (выколотые) проверочные символы подпотоков \hat{P}'_1 и \hat{P}'_2 заменяют нулевыми символами. Недостатком турбокодека на основе перфорированных рекурсивных сверточных кодов является снижение эффективности декодирования: уменьшение энергетического выигрыша кодирования (ЭВК) в пределах от 0,5 до нескольких дБ. Кроме того, турбокодеки на основе рекурсивных сверточных кодов требуют введения в процессе кодирования информации «нулевой защитной последовательности», равной количеству ячеек памяти регистра сдвига турбокодера. Введение нулевой последовательности приводит к снижению скорости передачи кода турбокодера или к увеличению избыточности передаваемой информации [4–7].

Перемежитель информационных символов в турбокодеке выполняет существенную роль, а именно, уменьшает взаимосвязь (корреляцию) между передаваемыми информационными символами как второго канала кодирования, так и между информационными символами первого и второго канала кодирования. На приемной стороне в канальном турбокодеке должен использоваться соответствующий деперемежитель и блок замещения выколотых проверочных символов.

Канальный турбокодер двухкомпозиционного турбокодека представляет собой каскадное соединение двух отдельных турбокодеров, а также двух перемежителей, аналогично используемых в канальном турбокодеке и двух деперемежителей, осуществляющих восстановление передаваемых перемеженных информационных символов. Схема обобщенная канального турбокодера при мягком принятии решения на выходе демодулятора ДКС представлена на рис. 2 [1, 2, 4–6], где L – логорифм отношения правдоподобия, L_e – внешняя информация, БВК₁ и БВК₂ – блоки введения корректирующей информации, БВПС – блоки восстановления выколотых проверочных символов, DMX – демультиплексор.

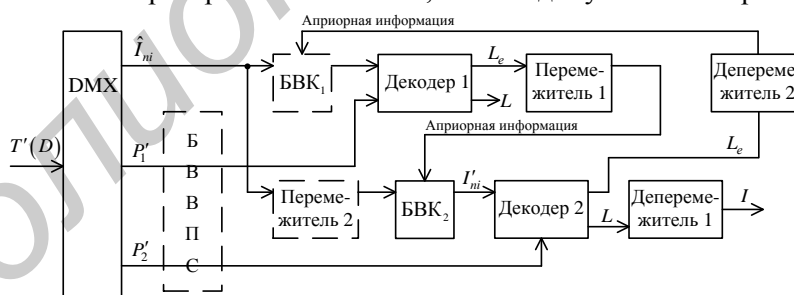


Рис. 2. Схема обобщенная канального турбокодера на основе систематических RSC с $R = 1/2$ и при мягком принятии решения на выходе демодулятора ДКС

Принятые кодовые символы $T'(D)$ в DMX разделяются на три подпотока: \hat{I}_{ni} – непеременные информационные символы, P'_1 – проверочные символы первого кодера RSC₁ и P'_2 – проверочные символы второго кодера RSC₂. Каждый из декодеров канального турбокодера имеет два входа и два выхода. Один из входов декодеров предназначен для ввода принятых проверочных символов, а второй вход используется для ввода информационных символов с учетом априорной информации декодирования, поступающей с выхода декодера соответствующего канала декодирования. Также по два выхода имеют соответствующие декодеры, с одного из которых поступают декодированные информационные символы L , а с другого – внешняя информация о надежности декодируемых кодовых символов. При

использовании мягкого решения на выходе демодулятора ДКС в качестве оценки мягких решений используется логарифм отношения правдоподобия, знак которого, в свою очередь, определяет полярность декодированного символа: отрицательное значение соответствует нулевому символу, а положительное – ненулевому символу.

На первом этапе декодер 1 формирует оценку информационных символов, используя только информацию, принятую из канала связи \hat{I}_{ni} . Затем из полученной оценки формирует так называемую внешнюю информацию, которая поступает на перемежитель 1, который формирует априорную информацию для декодера 2 (при первой итерации априорная информация равна нулю) [1, 3–6]:

$$L_e(a_k) = L(a_k/P') - L_{ni} P_{aks} - L(ak), \quad (3)$$

где L_{ni} – надежность канала связи. Для канала связи с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ) $L_{ni} = 2/\delta^2$, где δ^2 – дисперсия шума.

Декодер 2 использует данную информацию в качестве априорной для формирования своей оценки принятых информационных символов, поступающих с выхода перемежителя 2. На следующей итерации декодер 1 обрабатывает принятые информационные символы с учетом априорной информации, полученной от декодера 2 при реализации первой итерации декодирования. Далее процедура реализации итераций выполняется аналогичным способом. Однако с каждой новой итерацией средняя оценка вероятности ошибочного декодирования уменьшается. На практике количество итераций выбирается в пределах 10–20. После выполнения заданного количества итераций информационные символы I_{ni} поступают на перемежитель 1, с выхода которого передаются к получателю информации с допустимой вероятностью ошибочного приема.

Коррекция ошибок турбокодеками на основе вложенных систематических рекурсивных сверточных кодов

Двухкомпозиционный каналный турбокодер, реализующий кодирование информационных символов на основе вложенных систематических рекурсивных сверточных кодов RSC₁ и RSC₂ с $R = 1/2$, представлен на рис. 3.

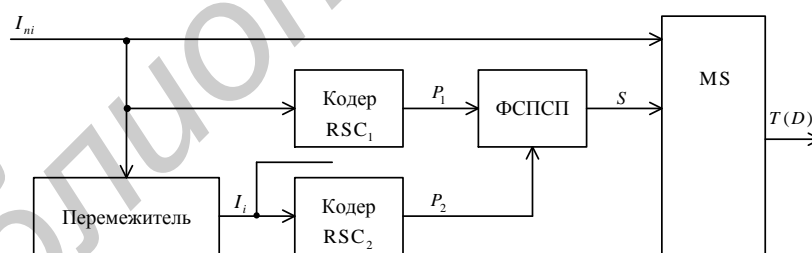


Рис. 3. Схема обобщенная каналного турбокодера на основе вложенных систематических RSC₁ и RSC₂ $R = k_0/n_0 = 1/2$

Сущность построения данного каналного турбокодера состоит в том, что сформированные проверочные символы P_1 и P_2 каналов кодирования соответственно I_{ni} и I_i поступают на соответствующие входы формирователя символов псевдослучайной последовательности (ФСПСП). Символы ПСП формируются по правилу

$$S = P_1 \oplus P_2. \quad (4)$$

Сформированные символы ПСП, обозначенные как S , поступают на соответствующий вход мультиплексора MS, формирующий кодовую последовательность объединения непеременных информационных символов I_{ni} и символов S . Из принципа работы каналного турбокодера следует определение.

Определение 1. Если $k_0 = 1$ и $n'_0 = k_0 + n = k_0 + (P_1 \oplus P_2) = 1 + 1 = 2$, то скорость передачи кода канального турбокодера $R' = k_0/n'_0 = 1/2$. Следовательно, избыточность передаваемой информации $r' = (1 - R') \cdot 100\% = (1 - 0,5) \cdot 50\%$, что соответствует избыточности составляющего (исходного) RSC: $r' < r''$ или $50\% < 67\%$, где r' и r'' – избыточность кодов турбокодеров соответственно предложенного способа построения канального турбокодера, представленного выше.

Канальный турбодекодер, реализующий декодирование кодовых символов, сформированных на основе вложенных систематических RSC₁ и RSC₂, имеет следующее построение (рис. 4).

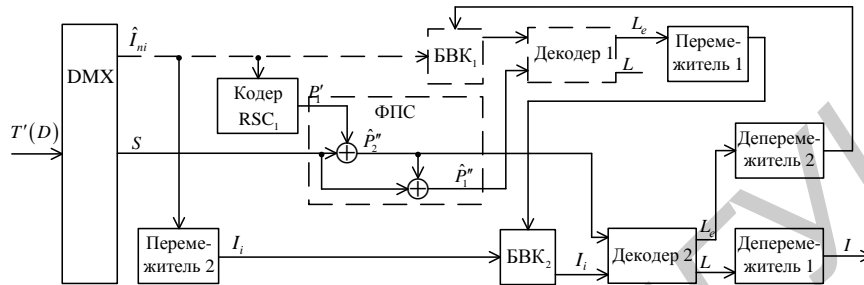


Рис. 4. Схема обобщенная канального турбодекодера на основе вложенных систематических RSC₁ и RSC₂ при мягком принятии решения на выходе демодулятора дискретного канала связи (ДКС)

Принципиальное отличие в построении канальных турбодекодеров рис. 2, 4 состоит в том, что в канальный турбодекодер (рис. 4) дополнительно вводятся кодер RSC₁, формирующий поток проверочных символов P_1' из принятых непеременных информационных символов \hat{I}_{ni} , и формирователь проверочных символов (ФПС) \hat{P}_1'' и \hat{P}_2'' , выполняемый в виде двух сумматоров по модулю два, первый из которых формирует (восстанавливает) принятые проверочные символы \hat{P}_2'' второго канала кодирования ($S \oplus P_1' = (\mathcal{X}_1 \oplus P_2'' \oplus \mathcal{X}_1'') = \hat{P}_2''$), а второй восстанавливает принятые проверочные символы \hat{P}_1'' первого канала кодирования ($S \oplus P_2'' = (P_1'' \oplus \mathcal{X}_2'' \oplus \mathcal{X}_1'') = \hat{P}_1''$). Далее декодирование кодовых символов осуществляется аналогично работе канального турбодекодера, приведенного на рис. 2.

Моделирование работы предложенного принципа построения канального турбокодека на основе систематических RSC с порождающим полиномом обратной связи $G_0 = 7_8$ и выходным полиномом $G_1 = 5_8$, с $R = 1/2$, и Log-Max алгоритмом декодирования показало, что при передаче данных по ДКС с АБГШ и методом модуляции ФМ-2 канальный турбодекодер обеспечивает увеличение энергетического выигрыша кодирования (ЭВК) на 0,27 дБ (при $P_k = 5 \cdot 10^{-2} - 10^{-3}$), чем турбодекодер с выкалыванием проверочных символов.

Коррекция зависимых ошибок турбокодеками на основе вложенных систематических равномерных сверточных кодов

К недостатку турбокодеков на основе RSC следует отнести также большую задержку информации при декодировании и сложность коррекции группирующихся (пакетных) ошибок. Известно, что высокую корректирующую способность к зависимым или группирующимся (пакетным) ошибкам обеспечивают систематические равномерные сверточные коды (СРСК) с алгоритмом порогового декодирования (ПД).

Далее рассматриваются метод построения и характеристики двухкомпонентного турбокодека на основе вложенного кодирования и декодирования СРСК с $R = k_0/n_0 = 1/3$. На рис. 5 приведена обобщенная схема канального турбокодера на основе вложенных СРСК с алгоритмом ПД.

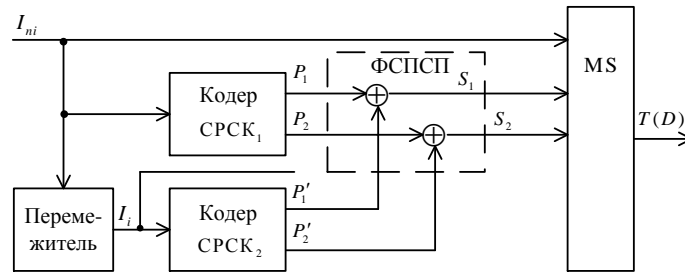


Рис. 5. Схема обобщенная канального турбокодера на основе вложенных систематических равномерных сверточных кодов с $R = k_0/n_0 = 1/3$

Передаваемые непеременные информационные символы I_{ni} поступают одновременно на соответствующий вход MS перемежителя информационных символов и на первый кодер СРСК₁. Кодер СРСК₁ формирует два потока проверочных символов P_1 и P_2 , которые поступают на формирователь символов псевдослучайных последовательностей (ФСПС). Переменные информационные символы I_i поступают на вход второго кодера СРСК₂, который формирует два потока проверочных символов P'_1 и P'_2 , которые поступают на соответствующие входы ФСПС: переменные информационные символы I_i в канал связи не передаются. ФСПС формирует символы двух псевдослучайных последовательностей по правилу $S_1 = P_1 \oplus P'_1$, $S_2 = P_2 \oplus P'_2$.

Символы последовательностей S_1 и S_2 поступают на соответствующие входы MS канального турбокода. MS формирует символы кодовой последовательности $T(D)$ путем последовательного преобразования передачи символов I_{ni} , S_1 и S_2 из параллельного кода в последовательный код $T(D)$.

Определение 2. Если $R = k_0/n_0 = 1/n_0$, $n_0 - 1$ – соответственно скорость передачи и количество проверочных подпотоков СРСК, то при суммировании по модулю два проверочных символов $(n_0 - 1)$ подпотоков второго составляющего СРСК, избыточность передаваемой информации канального турбокодера будет равна избыточности $r = (1 - R)$ исходного составляющего СРСК.

Доказательство данного определения следует из описания способа кодирования информации турбокодером: формирования $(n_0 - 1)$ символов двух псевдослучайных последовательностей S_1 и S_2 .

На рис. 6 приведена обобщенная схема канального турбокодера на основе использования двух СРСК, принципиальное отличие построения которого от принципа построения канального турбокодера, приведенного на рис. 2, 4 состоит в том, что в рассматриваемом канальном турбокодере используется жесткое многоступенчатое (двухступенчатое) декодирование кодовых символов $T'(D)$ с мажоритарным принципом решения о полярности принятых информационных символов по оценкам двух каналов декодирования.

Для восстановления на приемной стороне проверочных символов, сформированных канальным турбокодером, в канальный турбокодер введены кодер СРСК₁ первого канала кодирования и формирователь проверочных символов декодера (ФПСд). Восстановление принятых проверочных символов осуществляется по следующему правилу

$$\begin{aligned} S_1 \oplus \hat{P}_1^1 &= \mathcal{X} \oplus P_2^1 \oplus \hat{\mathcal{X}}^1 = P_2^1 = \hat{P}_2^1 \\ S_2 \oplus \hat{P}_2^1 &= P_2 \oplus P_2^2 \oplus \hat{P}_2^1 = P_2^2 = \hat{P}_2^2 \end{aligned} \quad (5)$$

где \hat{P}_1^1 и \hat{P}_2^1 – проверочные символы, сформированные кодером СРСК₁ первого канала декодирования.

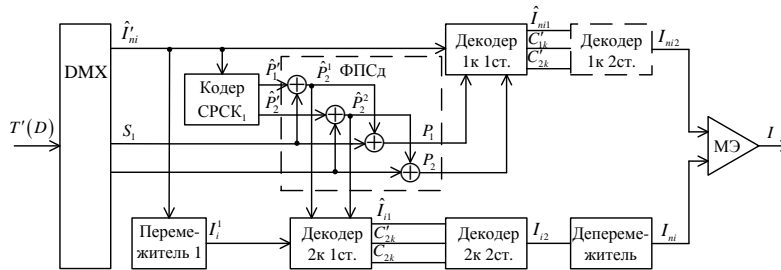


Рис. 6. Схема обобщенная канального турбокодера на основе вложенных систематических равномерных сверточных кодов с алгоритмом порогового декодирования

В соответствии с рис. 6 в первом и во втором каналах декодирования осуществляется независимое декодирование (оценка достоверности) соответственно принятых неперемененных I_{ni} и перемененных I_i информационных символов. Во вторых ступенях декодирования канального турбокодера коррекция информационных символов I_{ni1} и I_{i1} осуществляется с учетом коррекции как информационных, так и синдромных символов выполненных на первой ступени декодирования. Оценка вероятности ошибочного декодирования информационных символов на первых ступенях декодирования выполняется по формуле [8–10]

$$P_{\text{ош.дек.1ст.}} = 1/n_a \sum_{i=\text{исп.}+1}^{d_0} C_{d_0}^i \cdot P_k^i \cdot (1-P_k)^{d_0-i}, \quad (6)$$

где P_k – вероятность ошибок по двоичным символам (битам) на выходе демодулятора ДКС с двукратной относительной фазовой модуляцией (ДОФМ).

Вероятность ошибочного декодирования каждого из каналов декодирования ориентировочно оценивается как

$$P_{\text{ош.дек.2ст.}} \approx (P_{\text{ош.дек.1ст.}})^2. \quad (7)$$

Окончательное принятие решения о полярности принятого информационного символа выполняется по мажоритарному принципу. При несовпадении полярностей информационных символов каналов декодирования с выхода канального турбокодера выдается двоичный символ с уровнем логического нуля.

На рис. 7 представлены кривые вероятностей ошибочного декодирования турбокодера при использовании СПСК₁ и СПСК₂ с параметрами: $R = k_0/n_0 = 1/3$, $r = 6$, $n_a = 27$ бит, при использовании одной (кривая 2) и двух (кривая 3) ступеней декодирования. Кривая 1 – вероятность посимвольной ошибки когерентного демодулятора ДФМ с учетом увеличения скорости передачи данных в $n_0 = 3$ раза; кривая 4 – вероятность посимвольной ошибки на выходе турбокодера на основе RSC с $R = 1/2$ и при $Q = 8$ итерациях декодирования.

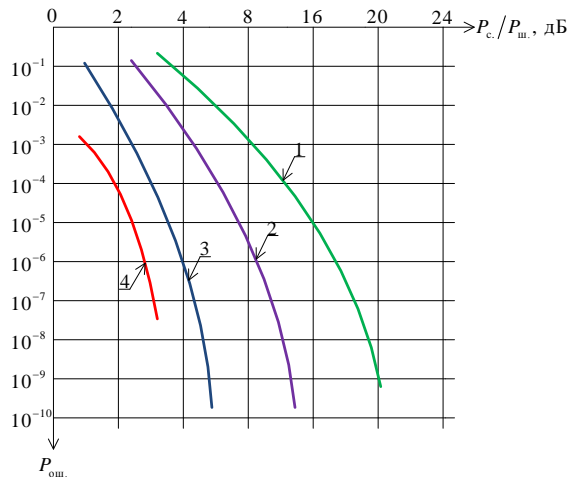


Рис. 7. Вероятности ошибочного приема информационных символов

Заклучение

Из приведенных кривых вероятностей ошибочного декодирования информационных символов при использовании турбокодеков следует, что для коррекции зависимых ошибок целесообразно использовать каналные турбокодеки, построенные на принципе вложенного кодирования СРСК с алгоритмом ПД при использовании от двух до пяти ступеней декодирования. Максимальный проигрыш ЭВК турбокодекам на основе вложенных RSC составляет менее 2 дБ при $Q=8$ итерациях декодирования, обеспечивая в 1,34 раза меньшую избыточность передаваемой информации.

CORRECTION OF DEPENDENT ERRORS BY THE TURBOCODEC BASED ON ATTACHED EVENLY CONVOLUTIONAL CODES

E.G. MAKEICHNIK, A.I. KOROLEV, V.K. KANAPELKA

Abstract

The organization methods of dependent (packet) error correction by the turbocodes based both on a sub systematic convolutional codes with uniform threshold decoding algorithm and recursive systematic convolutional codes are considered. The effectiveness of the proposed methods for data coding by two- and three-components turbocodes is evaluated. It is found that turbocodes, based on nested uniform and recursive convolutional codes, provide fold a decrease in 1,34 times of the transmitted information redundancy in comparison with the known principle turbocodes construction through recursive convolutional codes.

Keywords: convolutional code, check symbols, the code rate, threshold decoding, generator polynomial.

Список литературы

1. Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. М., 2005.
2. Королев А.И., Конопелько В.К. Турбокоды и итеративное декодирование Минск, 2015.
3. Andersen J.D. // Annales des Telecommunications. 1999. Vol 54 (3-4).
4. Berrou C., Glavieux A., Thitimajshima P. // In Proc. IEEE Int. Conf. Commun. ICC'93. 1993. P. 1064-1070.
5. SACET. Generical Two Dimensional Block Turbo Code Decoder. Preliminary Product Specification. 2002.
6. Seghers J. // Diploma Project № 6613. Zürich, 1995.
7. Berrou C, Glavieux A. // IEEE Trans. on Communications. 1996. Vol. 44, № 40. P. 1261-1271.
8. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. М., 1986.
9. Кларк Дж. мл., Кейн Дж. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи. М., 1987.
10. Касами Т., Токура Н., Ивадари Е. и др. Теория кодирования. М., 1978.