

УДК 621.391.14

КОРРЕКЦИЯ ЗАВИСИМЫХ ОШИБОК НА ОСНОВЕ ДЕКОДИРОВАНИЯ САМООРТОГОНАЛЬНЫХ БЛОКОВЫХ КОДОВ

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

*Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, Республика Беларусь**Поступила в редакцию 20 марта 2019*

Аннотация. Рассматривается эффективность коррекции зависимых (модульных) ошибок составными самоортогональными блоковыми кодами со скоростью передачи кодов $R \leq 1/3$, построенных на основе равномерных самоортогональных сверточных кодов с пороговым алгоритмом декодирования. Установлено, что при сохранении достоинства алгоритма порогового декодирования сверточных кодов обеспечивается увеличение в $\alpha (\alpha \geq 2)$ раз кратности корректируемых ошибок.

Ключевые слова: самоортогональный сверточный код, блоковый код, синдром, порог, порождающий полином, пороговое декодирование.

Введение

Важнейшей проблемой современных инфокоммуникационных сетей связи является обеспечение высокой достоверности передачи информации. Среди множества методов борьбы с канальными ошибками при передаче информации является помехоустойчивое (корректирующее) кодирование. В цифровых системах передачи информации (ЦСПИ) широкое применение получили сверточные коды (СК) и, в частности, равномерные самоортогональные сверточные коды (РССК) с пороговым алгоритмом декодирования. Однако известны только методы построения канальных кодеков на основе самоортогональных блоковых кодов со скоростью передачи кода $R = 1/2$. В работе рассматривается принцип построения канального кодека на основе составного самоортогонального блокового кода, сформированного на основе РССК со скоростью передачи кода $R \leq 1/3$. Определяются основные параметры канального кодека.

Общий принцип построения составных помехоустойчивых кодов

Общий принцип построения составных помехоустойчивых кодов рассмотрен в работах [1–7]. Сущность принципа построения составного помехоустойчивого кода состоит в организации дополнительного увеличения разнеса (перемежения) информационных символов, участвующих в формировании проверочных (контрольных) символов кода. Достоинство составных помехоустойчивых кодов состоит в увеличении в $\alpha (\alpha \geq 2)$ раз корректирующей способности базовых (исходных) помехоустойчивых кодов. Параметр α носит название коэффициента перемежения информационных символов, которые используются в формировании проверочных символов кода. В соответствии с [5, 7], способ перемежения может быть простой или обобщенный. Сущность простого способа перемежения информационных символов при кодировании состоит в том, что все показатели степеней порождающего полинома $P(x)$ базового (исходного) кода увеличиваются в α раз, а в порождающей и проверочной матрицах базового кода вводится $(\alpha - 1)$ нулевых строк и столбцов соответственно. При обобщенном способе перемежения в порождающей $\mathbf{G}(x)$ и проверочной $\mathbf{H}(x)$ матрицах базового кода вводится $(\alpha - 1)$ нулевых строк и столбцов,

задаваемых показателями степеней порождающего полинома $P(x)$. Характеристики составного РССК с параметрами базового РССК: $P(x) = x^m + x^{m-1} + \dots + 1$, n , k , d_0 , $t_{\text{исп.}} \leq \alpha \cdot (d_0 - 1)/2$, $t_{\text{обн.}} \leq d_0 - 1$ (n , k , d_0 – соответственно длина кодовой, информационной последовательностей и минимальное кодовое расстояние) будут равны: $P_c(x) = x^{\alpha \cdot m} + x^{\alpha(m-1)} + \dots + 1$, $d_{0c} = \alpha \cdot d$, $\alpha \cdot d_0$, $t_{\text{исп. c}} \leq \alpha \cdot (d_0 - 1)/2$ и $t_{\text{обн. c}} \leq \alpha(d_0 - 1)$.

Принципиальное отличие РССК от самоортогонального сверточного кода (ССК) состоит в том, что при кодировании информационных символов формируются $(n_0 - 1)$, $n_0 \geq 2$ проверочных подпотоков, в то время, как ССК формирует один поток проверочных символов, т. е. $(n_0 - k_0) = 1$.

Для построения блочного кода на основе составного РССК с пороговым алгоритмом декодирования, корректирующего зависимые ошибки кратностью $t_{\text{исп. cc}} \leq \alpha \cdot (d_0 - v)/2$ бит, необходимо перейти от непрерывного способа кодирования информационных символов РССК к блочному способу кодирования, который выполняется по следующей методике [4, 6].

1. Для заданной скорости передачи кода $R = 1/n_0$ или допустимой избыточности кода $r = (1 - R)$ выбираются порождающие полиномы.

2. Показатели степеней порождающих полиномов умножаются на выбранный коэффициент перемежения α .

3. Определяются параметры кода: $k_c \geq 2 \cdot m + 1$, [бит] – минимально допустимое количество передаваемых (кодируемых) информационных символов, где m – максимальная степень порождающих полиномов; $n_c = 2 \cdot k_c$, [бит] – длина кодовой последовательности; $d_{0c} = \alpha \cdot d_0 = \alpha(J + 1)$ – минимальное кодовое расстояние, где J – число ортогональных проверок кода; $t_{\text{исп. c}} \leq \alpha(d_0 - 1)/2$, [бит]; $t_{\text{обн. c}} \leq \alpha(d_0 - 1)$, [бит] – кратность корректируемых и обнаруживаемых ошибок соответственно.

4. Скорость передачи блочного кода, сформированного на основе РССК, зависит от параметров базового РССК и способа формирования кодовой последовательности.

Рассмотрим принцип построения и параметры блочного канального кода на основе составного РССК с пороговым алгоритмом декодирования.

Блочный канальный код на основе составного РССК

Принцип построения блочного канального кода рассмотрим на примере использования базового РССК со следующими параметрами:

$$R = 1/n_0 = 1/5, \quad J = 12, \quad d_0 = J + 1 = 12 + 1 = 13, \quad q_1(x) = 1 + D^1 + D^7, \quad q_2(x) = 1 + D^2 + D^6, \\ q_3(x) = 1 + D^3 + D^{11}, \quad q_4(x) = 1 + D^4 + D^{13}, \quad r = (1 - R) \cdot 100\% = (1 - 0,2) \cdot 100\% = 80\%, \\ t_{\text{исп.}} \leq J/2 = 12/2 = 6 \text{ бит}, \quad t_{\text{обн.}} \leq d_0 - 1 = J = 12 \text{ бит}.$$

Выбираем коэффициент перемежения информационных символов $\alpha = 2$. Далее рассчитываем параметры блочного канального кода на основе составного РССК

$$q_1(x) = 1 + x^{\alpha \cdot 1} + x^{\alpha \cdot 7} = 1 + x^2 + x^{14}, \quad q_2(x) = 1 + x^{\alpha \cdot 2} + x^{\alpha \cdot 6} = 1 + x^4 + x^{12},$$

$$q_3(x) = 1 + x^{\alpha \cdot 3} + x^{\alpha \cdot 11} = 1 + x^6 + x^{22}, \quad q_4(x) = 1 + x^{\alpha \cdot 4} + x^{\alpha \cdot 13} = 1 + x^8 + x^{16},$$

$$J_c = \alpha \cdot J = 2 \cdot 12 = 24,$$

$$d_{0c} = \alpha \cdot J = 2 \cdot 12 = 24.$$

$k_{1c} = 2 \cdot m_{1c} + 1 = 2 \cdot 14 + 1 = 29$ бит – длина информационного блока, где m_i – максимальная степень порождающего полинома, $n_{1c} = 2 \cdot k_{1c} = 2 \cdot 29 = 58$ бит – длина кодовой комбинации, $k_{2c} = 2 \cdot m_{2c} + 1 = 2 \cdot 12 + 1 = 25$ бит, $n_{2c} = 2 \cdot k_{2c} = 2 \cdot 25 = 50$ бит, $k_{3c} = 2 \cdot m_{3c} + 1 = 2 \cdot 22 + 1 = 45$ бит,

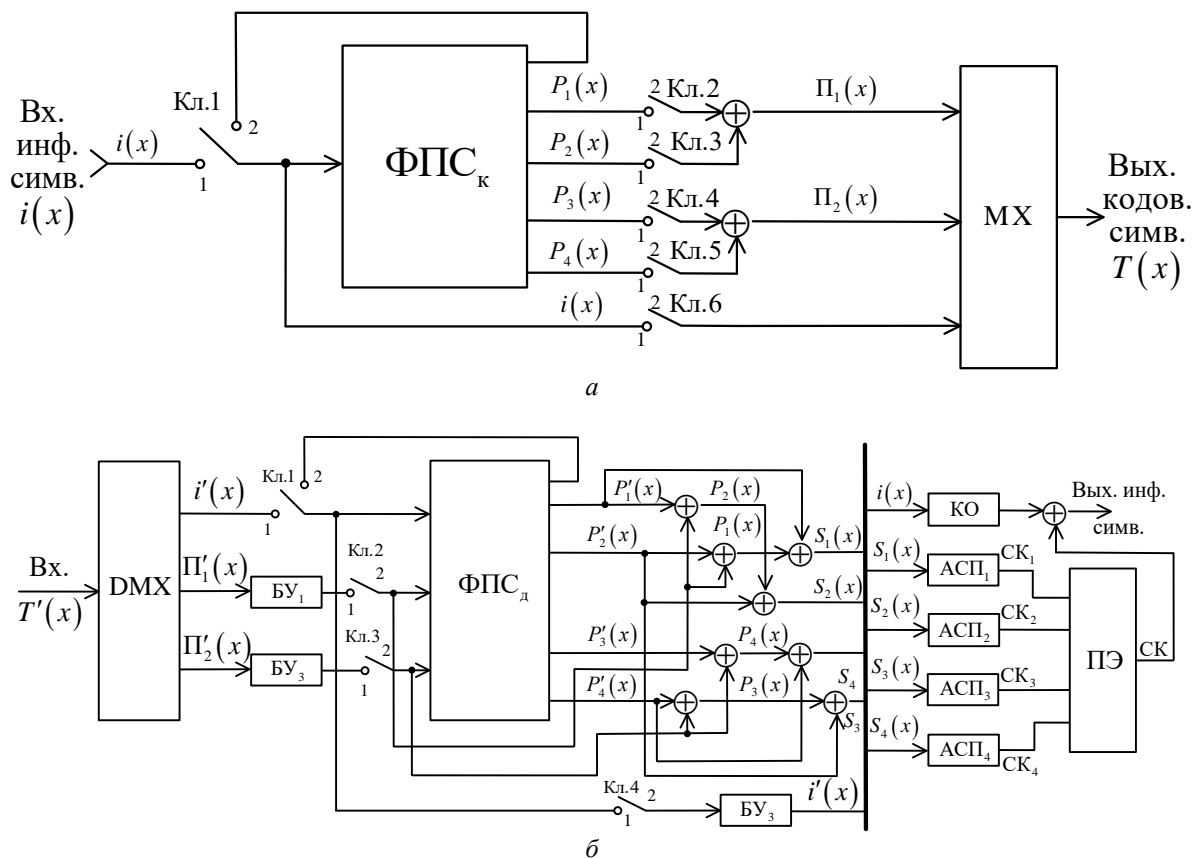


Рис. 2. Обобщенная структурная схема канального кода на основе составного РССК:
 а – кодер; б – декодер

Канальный кодер составного РССК содержит регистр сдвига, состоящий из 53 ячеек памяти, и четырех формирователей проверочных символов, выполненных в виде совокупности сумматоров по модулю два, шести ключей и мультиплексора.

Кодирование информационных символов $i(x)$ осуществляется следующим образом. Передаваемые информационные символы записываются в регистр сдвига: ключ Кл.1 – открыт (положение 1), ключи Кл.2–Кл.6 – закрыты (положение 2). После окончания $k_c = 53$ такта ключ Кл.1 – закрывается, а ключи Кл.2–Кл.6 – открываются. Далее начинается процесс формирования проверочных символов $P_1 - P_4$ и формирование символов кодовой последовательности $T(x)$. С целью уменьшения избыточности составного РССК осуществляется формирование двух псевдослучайных последовательностей (ПСП) проверочных символов, а именно, $\Pi_1 = P_1(x) \oplus P_2(x)$ и $\Pi_2 = P_3(x) \oplus P_4(x)$. Проверочные символы сформированных ПСП поступают на соответствующие входы МХ, который формирует символы кодовой последовательности путем последовательной передачи информационных символов $i(x)$ и символов ПСП₁ и ПСП₂.

Из способа формирования символов кодовой последовательности $T(x)$ следует, что скорость передачи составного РССК $R_c = i(x)/i(x) + \Pi_1 + \Pi_2 = 1/3$. Относительная избыточность передаваемой информации $r_c = (1 - R_c) \cdot 100\% = (1 - 0,33) \cdot 100\% = 67\%$. Из приведенного расчета следует, что рассматриваемый способ кодирования информации символов эффективнее известного (базового) по избыточности передаваемой информации в $j = r/r_c = 80/67 = 1,2$ раза.

Декодирование кодовых символов осуществляется следующим образом. Принятые символы кодовой последовательности $T'(x)$ в DMX распределяются на три подпотока: $i'(x)$,

Π_1 и Π_2 . Информационные символы $i'(x)$ через замкнутый ключ Кл.1 записываются в регистр сдвига ФПС_д, а символы последовательности Π'_1 и Π'_2 записываются соответственно в буферные устройства БУ₁ и БУ₂. После окончания записи информационных символов ключ Кл.1 переводится в положение 2, а ключи Кл.2–Кл.4 – в положение 1. Далее осуществляется формирование проверочных символов $P'_1(x) - P'_4(x)$ по правилам $\Pi'_1(x) \oplus P'_1(x)$, $\Pi'_1(x) \oplus P'_2(x)$, $\Pi'_2(x) \oplus P'_3(x)$, $\Pi'_2(x) \oplus P'_4(x)$ и формирование символов синдромных последовательностей $S_1(x) = P_1(x) \oplus P'_1(x)$, $S_2(x) = P_2(x) \oplus P'_2(x)$, $S_3(x) = P_3(x) \oplus P'_3(x)$ и $S_4(x) = P_4(x) \oplus P'_4(x)$.

Сформированные символы синдромных последовательностей поступают на входы соответствующих анализаторов синдромных последовательностей: АСП₁ – АСП₄. В каждом АСП принимается решение о достоверности полученных информационных символов по принципу (алгоритму) порогового декодирования. Выходной сигнал коррекции (СК) формируется пороговым элементом на основе принятых решений АСП₁ – АСП₄. Скорректированные информационные символы поступают на выход канального декодера составного РССК.

В соответствии с базовым РССК равной корректирующей способности ($t_{исп} \leq 12$ бит) предложенный способ кодирования (декодирования) составного РССК обеспечивает уменьшение длины кодового ограничения в $n_{ac}/n_a = 1054/551 = 2$ раза, где n_{ac} и n_a кодовые ограничения рассчитанные по формуле [5, 7]

$$n_a \geq n_0 \lceil [(n_0 - 1) \cdot J(J - 1) / 2 + 1] \rceil,$$

где n_0 – длина миниблока кодовых символов, J – число ортогональных проверок.

По энергетическому выигрышу кодирования (ЭВК) предложенный способ составного РССК и способ кодирования/декодирования эффективнее базового РССК в $\beta = \text{ЭВС}_c / \text{ЭВК} = 10 \lg(R_c \cdot d_{0c}) / 10 \lg(R \cdot d_0) = 10 \lg(3 \cdot 26) / 10 \lg(5 \cdot 13) = 1,25$ раза.

Заключение

Предложен способ построения блочного канального кодера на основе составного РССК пороговым алгоритмом декодирования со скоростью передачи кода $R \leq 1/3$. Установлено, что способ построения канальных кодеров на основе составных РССК, реализующих блочный способ кодирования и декодирования информационных символов, обеспечивает увеличение корректирующей способности базового (исходного) РССК в α ($\alpha \geq 2$) раз на меньшей длине кодового ограничения по сравнению с базовым РССК равной корректирующей способности.

CORRECTION OF DEPENDENT ERRORS BASED ON DECODING OF SELF-ORTHOGONAL BLOCK CODES

E.G. MAKEICHIK, A.I. KOROLEV, V.K. KONOPELKO

Abstract. The efficiency correction of dependent (modular) errors by composite self-orthogonal block codes with a transfer rate of codes constructed on the basis of uniform self-orthogonal convolutional codes (RCCS) with a threshold decoding algorithm is considered. It is established that while preserving the merits of the threshold decoding algorithm of convolutional codes, the magnification of the corrected errors increases.

Keywords: self-orthogonal convolutional code, block code, syndrome, threshold, generating polynomial, threshold decoding, code sequence.

Список литературы

1. Питерсон У., Уэлдон Э. Коды, исправляющие ошибки. М., 1976.
2. Радченко А.Н., Мирончиков Е.Г. // Радиотехника и электроника. 1961. № 11. С. 18–33.
3. Блох Э.Л., Зяблов В.В. Линейные каскадные коды. М., 1982.
4. Дмитриев О.Ф. // Радиотехника. 1964. Т. 19. № 4. С. 68–75.
5. Касагин Т., Токура Н., Ивадари Е. Теория кодирования. М., 1978.
6. Meggit I.E. // IRE Transaction on Information Theory. 1961. № 4. P. 234–244.
7. Кларк Дж. мл., Кейн Дж. Кодирование с использованием ошибок в системах цифровой связи. Минск, 1987.