

УДК 621.391.14

МАЖОРИТАРНОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ ЦИКЛИЧЕСКИХ КОДОВ ПРИ МЯГКОМ ПРИНЯТИИ РЕШЕНИЯ НА ВЫХОДЕ ДИСКРЕТНОГО КАНАЛА СВЯЗИ

Е.Г. МАКЕЙЧИК, А.И. КОРОЛЁВ, М.Д. ИСАКОВИЧ, А.С. КОВАЛЕВСКИЙ

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

Поступила в редакцию 22 октября 2017

Рассматривается метод построения и дается оценка корректирующей способности блочного кода на основе составного самоортогонального сверточного кода (СССК) с пороговым алгоритмом декодирования, корректирующего модульные ошибки. Установлено, что при блочном способе кодирования и декодирования двоичных символов (битов) информационных сообщений составными СССК с пороговым алгоритмом декодирования, обеспечивается коррекция модульных ошибок в α ($\alpha \geq 2$) раз большей кратности, чем кратность ошибок, корректируемых исходным (базовым) самоортогональным сверточным кодом (ССК).

Ключевые слова: самоортогональный сверточный код, блочный код, каналный кадр, каналный декодер, кратность ошибок.

Теория построения составных помехоустойчивых кодов рассматривается в работах [1–6]. Достоинство составных кодов заключается в увеличении в α ($\alpha \geq 2$) раз корректирующей способности исходных (базовых) помехоустойчивых кодов. Параметр α носит название коэффициента перемежения информационных символов, участвующих в формировании проверочных символов кода. Способ перемежения информационных символов может быть *простой* или *обобщенный* [5, 7]. Сущность *простого* способа перемежения при кодировании информационных символов состоит в том, что все показатели степеней порождающего полинома $P(x)$ базового кода умножаются на α или в порождающей $G(x)$ и проверочной $H(x)$ матрицах базового кода вводится $(\alpha - 1)$ нулевых строк и нулевых столбцов соответственно. При *обобщенном* способе перемежения в порождающей $G(x)$ и проверочной $H(x)$ матрицах базового кода вводится $(\alpha - 1)$ нулевых строк и столбцов, задаваемых показателями степеней $P(x)$, которые умножаются только на коэффициент перемежения α . Параметры составного кода с коэффициентом перемежения α ($\alpha \geq 2$), построенного на основе базисного кода с параметрами $P(x) = x^m + x^{m-i} + \dots + x^{m-j} + \dots + 1$, $i \neq j \geq 1$, $t_{\text{исп}} \leq (d_0 - 1)/2$, $t_{\text{обн}} \leq d_0 - 1$ будут равны: $P_c(x) = x^{\alpha m} + x^{\alpha m-i} + \dots + x^{\alpha m-j} + \dots + x^{\alpha m-j} + \dots + 1$, $t_{\text{исп.с}} \leq \alpha \cdot (d_0 - 1)/2$ и $t_{\text{обн.с}} \leq \alpha(d_0 - 1)$ бит. Таким образом, использование метода построения составного кода позволяет увеличить в α ($\alpha \geq 2$) раз корректирующую способность базисного кода при сохранении выбранного алгоритма декодирования.

Принципиальное отличие ССК с пороговым алгоритмом декодирования от групповых блочных кодов состоит в способе формирования кодовых символов, а именно, при использовании ССК с пороговым алгоритмом декодирования процесс кодирования или

формирование кодовых символов осуществляется непрерывно: нет четкого деления на блок из « k » информационных символов и блок из « l » проверочных символов, составляющих кодовую последовательность длиной (кратностью) $n = k + l$ двоичных символов или бит.

Для построения блочного кода на основе составного ССК с пороговым алгоритмом декодирования и корректирующего модульные ошибки, необходимо перейти от непрерывного способа кодирования информационных символов к блочному. Переход от непрерывного способа кодирования информационных символов на основе ССК с алгоритмом порогового декодирования к блочному способу кодирования выполняется по описанному далее [4, 6].

1. Для заданной скорости передачи кода $R = k_0/n_0$ или допустимой избыточности передаваемой информации $r = (1 - R)$ выбираются порождающие полиномы.

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

3. Определяется минимально допустимое количество передаваемых (кодируемых) информационных символов, используя следующее равенство неравенство

$$k_c \geq 2 \cdot m + 1, \text{ [бит]}, \quad (1)$$

где m – максимальная степень порождающих полиномов.

4. Длина кодовой последовательности равна

$$n_c = 2 \cdot k, \text{ [бит]}. \quad (2)$$

5. Минимальное кодовое расстояние равно

$$\alpha_{\text{обн.с}} = \alpha \cdot d_0 = \alpha(J + 1),$$

где J – число ортогональных проверок кода.

6. Кратность корректируемых ($t_{\text{исп.}}$) и обнаруживаемых $t_{\text{обн.}}$ ошибок соответственно равны $t_{\text{исп.с}} \leq \alpha(d_0 - 1)/2, \text{ [бит]}; t_{\text{обн.с}} \leq \alpha(d_0 - 1), \text{ [бит]}. \quad (3)$

7. Скорость передачи формируемого блочного кода зависит от способа формирования кодовой последовательности $F(x)$, а именно, для выбранного ССК с $R = k_0/n_0 = 2/3$ возможно построение канального кодека со скоростями передачи $R_1 = 2/3$ и $R_2 = 1/3$.

Далее рассматривается принцип построения канального кодека с $R = 2/3$.

Коррекцию модульных ошибок рассмотрим на примере использования блочного кода построенного на основе ССК с алгоритмом порогового декодирования со скоростью передачи кода $R = k_0/n_0 = 2/3$, $r = (1 - R) \cdot 100\% = (1 - 0,66) \cdot 100\% = 34\%$, $J = 3$. Из [5] выписываем табулированные порождающие полиномы исходного (базового) самоортогонального сверточного кода, реализующего пороговый алгоритм декодирования: $q_1(x) = x^7 + x^1 + 1$, $q_2(x) = x^8 + x^3 + 1$, $J = 3$.

Далее рассчитываем параметры составного блочного кода на основе выбранного ССК, используя выражение (1)–(3). Выбираем значение коэффициента перемежения кодируемых информационных символов $\alpha = 2$.

Параметры составного блочного кода на основе выбранного ССК определяем по формулам (1)–(3):

$$P_{1c}(x) = x^{\alpha \cdot 7} + x^{\alpha \cdot 1} + 1 = x^{2 \cdot 7} + x^{2 \cdot 1} + 1 = x^{14} + x^2 + 1,$$

$$q_{2c}(x) = x^{\alpha \cdot 8} + x^{\alpha \cdot 3} + 1 = x^{2 \cdot 8} + x^{2 \cdot 3} + 1,$$

$$k_c = 2 \cdot m + 1 = 2 \cdot 8 + 1 = 17 \text{ бит},$$

равную величину $(2 \cdot n_a - R)$, где $n_a = (m+1) \cdot n_0$ – длина кодового отражения базового ССК. Следовательно, информационный символ с наименьшим индексом информационного блока k_c имеет в блоковом коде значение $N = n_a \cdot R$. В рассматриваемом примере $N_1 = 8$ и $N_2 = 9$ соответственно для первой и второй систем формируемых проверок.

На рис. 2 приведены обобщенные структурные схемы канального кодера (а) и канального декодера (б), выполненных на основе рассмотренных параметров составного ССК, реализующих блочный способ кодирования и декодирования символов: \oplus – сумматор по модулю два; ФСПСП – формирователь символов псевдослучайной последовательности; БУ – буферное устройство, ДМХ – демультиплексор; МХ – мультиплексор; ФПС_к – формирователь проверочных символов кодера; ФПС_д – формирователь проверочных символов декодера; КО – корректор ошибок; АСП_д – анализатор синдромной последовательности ошибок декодера; $S(x)$ – синдромная последовательность.

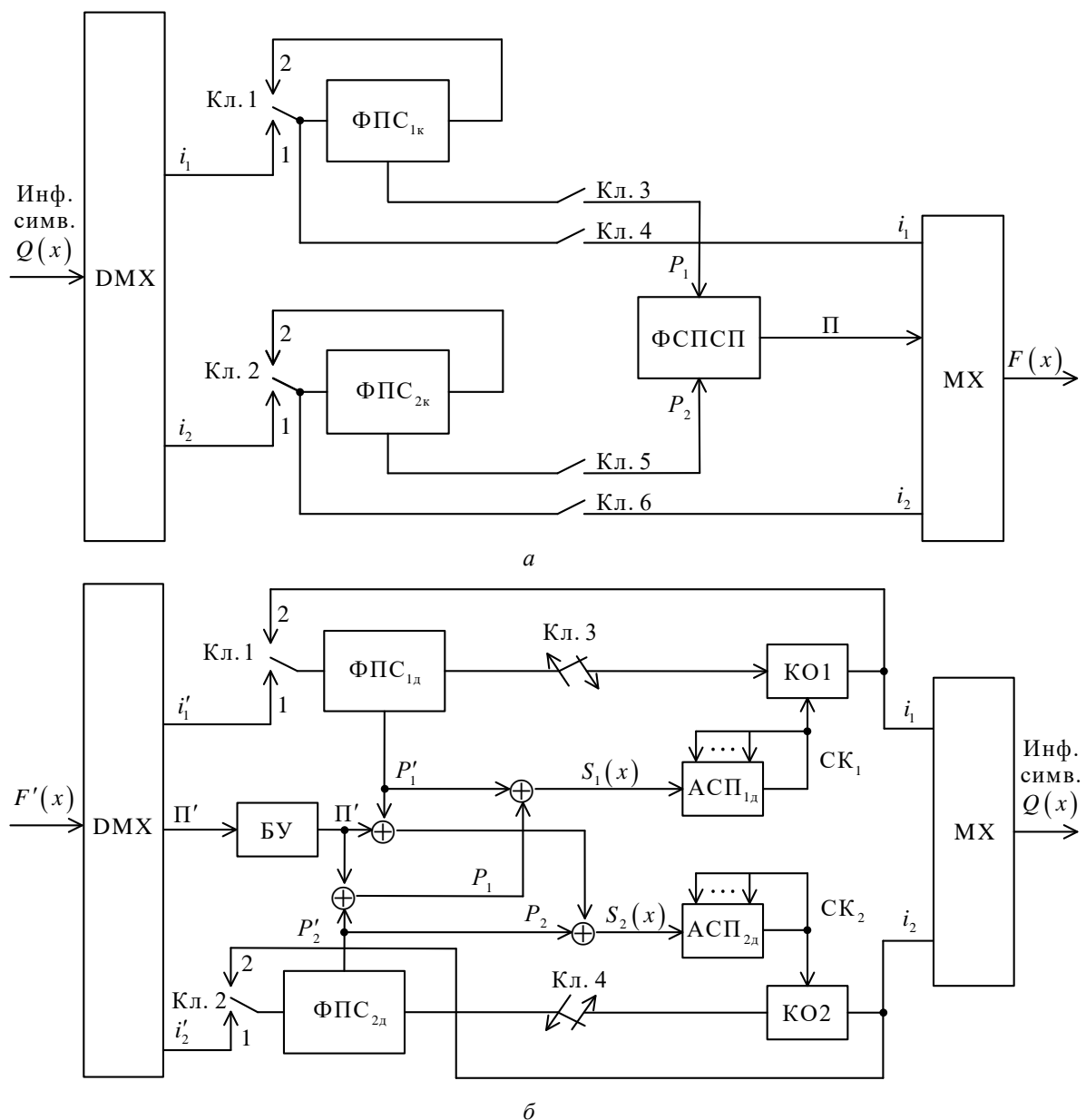


Рис. 2. Обобщенная функциональная схема канального кодера (а) и обобщенная структурная схема канального декодера (б), реализующих блочный принцип кодирования и декодирования на основе ССК с алгоритмом порогового декодирования

Канальный кодер содержит два канала кодирования, выполняемых на последовательных регистрах сдвига (RG), содержащие каждый по $k_c = 17$ ячеек памяти, трех вынесенных сумматоров по модулю два и трех ключей управления (Кл.) работой канала декодирования.

Кодирование передаваемых информационных символов сообщения $Q(x)$ выполняется следующим образом. Передаваемые информационные символы распределяются ДМХ на поток нечетных i_1 и четных i_2 информационных символов, которые через ключи Кл. 1 и Кл. 2, находящиеся в положении контактов 1, записываются в соответствующие регистры сдвига (RG) ФПСК: ключи Кл. 3 – Кл. 6 находятся в разомкнутом состоянии (стрелки вверх). По окончании $k_c = 17$ такта ключи Кл. 1 и Кл. 2 переводятся в положение контактов 2, в ключи Кл. 3 – Кл. 6 замыкаются (стрелки вниз), после чего начинается процесс формирования кодовых символов. Сформированные проверочные символы первого P_1 и второго P_2 каналов кодирования суммируются по модулю два, формируя таким образом символы псевдослучайной последовательности П. Информационные символы первого i_1 , второго i_2 и символы П поступают на соответствующие входы МХ, который формирует символы кодовой последовательности $F(x)$.

Из способа формирования символов кодовой последовательности $F(x)$ следует, что скорость передачи кода $R_c = i_1 + i_2 / i_1 + i_2 + П = 2/3 = 0,66$. Относительная избыточность передаваемой информации $r = (1 - R_c) \cdot 100\% = (1 - 0,66) \cdot 100\% = 34\%$.

Число ортогональных проверок определяется выражением [5, 7]

$$J_c = J \cdot n_0 = 3 \cdot 3 = 9,$$

а минимальное кодовое расстояние $d_{oc} = J_c + 1 = 9 + 1 = 10$.

Декодирование кодовых символов выполняется следующим образом. Принятые кодовые символы последовательности $F'(x)$ распределяются в ДМХ на три подпотока: i'_1 , i'_2 и P' . Информационные символы подпотоков i'_1 и i'_2 поступают через замкнутые ключи Кл. 1 и Кл. 2 (положение 1) соответственно на входы ФПС_{1д} и ФПС_{2д}, которые выполняются и работают как ФПС_к канального кодера. Сформированные проверочные символы каналов декодирования P'_1 и P'_2 поступают на соответствующие входы сумматоров по модулю два, на вторые входы которых поступают символы псевдослучайной последовательности П': осуществляется восстановление проверочных последовательностей P_1 и P_2 , сформированных канальным кодером $П' + P' = P_1 \oplus P_2 \oplus P'_1$, $П' \oplus P'_2 = P_1 \oplus P_2 \oplus P'_2 = P_1$.

Далее осуществляется формирование синдромных символов первого канала $S_1(x) = P_1 \oplus P'_1$ и второго $S_2(x) = P_2 \oplus P'_2$ декодирования, которые поступают на входы соответственно АСП_{1д} и АСП_{2д} данных каналов декодирования. В каждом из АСП принимается решение о достоверности принятых информационных символов по принципу порогового декодирования. Сформированные соответствующие сигналы коррекции СК₁ и СК₂ поступают на входы КО₁ и КО₂, на вторые входы которых поступают принятые информационные символы подпотоков i'_1 и i'_2 . Одновременно с коррекцией информационных символов осуществляется коррекция в АСП_{1д} и АСП_{2д} синдромных символов. Скорректированные информационные символы подпотоков i'_1 и i'_2 поступают на вход соответствующего ФПС_д для принятия решения о достоверности последующих декодируемых информационных символов. Объединение скорректированных информационных символов подпотоков i_1 и i_2 в последовательный поток информационных символов $Q(x)$ выполняется мультиплексором МХ.

Заключение

Предложен метод построения канального кодера блочного кода на основе составного самоортогонального сверточного кода (СССК) с пороговым алгоритмом декодирования со скоростью $R \geq 2/3$. Определены параметры канального кодера, реализующего блочный способ кодирования и декодирования информации, построенного на основе составного самоортогонального сверточного кода с пороговым алгоритмом декодирования. Установлено, что метод построения канальных кодеров на основе составных самоортогональных сверточных кодов с пороговым алгоритмом декодирования и реализующий блочный способ кодирования и декодирования информации, обеспечивает увеличение в $\alpha (\alpha \geq 2)$ раз корректирующую способность базового СССК. Для практического применения предложенного метода построения канальных кодеров для коррекции модульных (зависимых) ошибок достаточно использование коэффициента внутреннего перемежения информационных символов $\alpha = 2$.

CORRECTION OF MODULAR ERRORS BY BLOCK CODES, BUILT ON THE BASIS OF COMPOSITE SELF-ORDOGONAL CONSTRUCTION CODES

E.G. MAKEICHNIK, A.I. KOROLEV, M.D. ISAKOVICH, A.S. KOVALEVSKY

Abstract

The method of constructing and estimating the correcting ability of a block code based on a composite self-orthogonal convolutional code with a threshold decoding algorithm correcting modular errors is considered. It is established that in the block method of encoding and decoding of binary symbols (bits) of information messages by composite self-orthogonal convolutional code with a threshold decoding algorithm, correction of modular errors is ensured in $\alpha (\alpha \geq 2)$ times more than the multiplicity of errors corrected by the original (basic) self-orthogonal convolutional code.

Список литературы

1. Питерсон В., 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.