

УДК 621.391.14

МЕТОД КОРРЕКЦИИ ЗАВИСИМЫХ ОШИБОК СВЕРТОЧНЫМИ КОДАМИ С ОБНАРУЖЕНИЕМ НЕКОРРЕКТИРУЕМЫХ ПАКЕТОВ

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

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

Поступила в редакцию 22 апреля 2016

Рассматривается метод коррекции зависимых ошибок сверточными кодами с обнаружением некорректируемых пакетов ошибок. Проводится сравнительный анализ эффективности предложенного метода коррекции зависимых ошибок с методом двухканального независимого кодирования информации и известными диффузными самоортогональными сверточными кодами (ДФССК) при равной скорости передачи кодов.

Ключевые слова: самоортогональный сверточный код, пакет ошибок, перемежитель, деперемежитель, синдром, синдромная последовательность.

Метод и устройство коррекции зависимых ошибок сверточными кодами

В соответствии с [1-3] коррекция зависимых или группирующихся ошибок является актуальной задачей современных цифровых систем передачи информации. В [1, 2] рассматриваются каналные кодеки, корректирующие пакеты ошибок разной кратности или длины, но не обнаруживающие некорректируемые пакеты ошибок. Ниже рассматриваются метод и устройство коррекции зависимых ошибок с обнаружением некорректируемых пакетных ошибок.

Метод коррекции зависимых ошибок и обнаружение некорректируемых пакетов ошибок основан на использовании в канальном кодере соответствующего перемежителя кодовых символов и формирователя дополнительных проверочной и синдромной последовательностей, которые формируются из перемеженных кодовых символов. На рис. 1 представлена обобщенная структурная схема канального кодера, реализующего предложенный метод кодирования информации самоортогональным сверточным кодом (ССК) с алгоритмом порогового декодирования.



Рис. 1. Обобщенная структурная схема канального кодера: MS_k – канальный мультиплексор; ФДПП – формирователь дополнительной проверочной последовательности

Кодирование информационных символов осуществляется следующим образом. С выхода канального кодера кодовые символы поступают на вход перемежителя и после перемежения параллельными потоками поступают одновременно на соответствующие входы канального мультиплексора (MS_k) и формирователя дополнительной проверочной последовательности (ФДПП). Параметры перемежителя выбираются исходя из заданной кратности корректируемых зависимых ошибок (пакета ошибок). ФДПП содержит I ($I \gg 1$) параллельных регистров сдвига

ных (w') формируются символы синдромной последовательности (СП) по следующему правилу [1-3]:

$$C = C_1, C_2, \dots, C_{na} = (w_1 \oplus w'_1), (w_2 \oplus w'_2), \dots, (w_{na} \oplus w'_{na}). \quad (2)$$

Сформированные символы СП преобразуются из параллельного кода в последовательный и поступает на счетчик ненулевых синдромных символов (Сч.НСС), выходы которого подключены к дешифратору пакетных ошибок (ДШПО). Принятие решения о состоянии канала связи (о длине корректируемых пакетов ошибок) принимается по окончании интервала анализа, формируемого соответствующим формирователем интервала анализа (ФИА). Интервал анализа выбирается (устанавливается) равным $n'_a = n_a + w$ тактов. Если количество ненулевых синдромных символов, сформированных на основе дополнительных проверочных символов, превысит порог принятия решения η , то с выхода дешифратора выдается сигнал S с уровнем логической единицы, что будет свидетельствовать о приеме некорректируемого пакета ошибок, а в противном случае формируется сигнал S с уровнем логического нуля. Величина порога η выбирается исходя из максимальной кратности одиночного пакета ошибок $t_n \leq I$ бит корректируемого ССК после депережежения кодовых символов.

Эффективность обнаружения некорректируемых пакетов ошибок в значительной степени зависит от правильного выбора величины порога η , количества используемых порогов в ДШПО, параметров ССК и перемежителя-деперемежителя, а также от закона распределения длин пакетов ошибок и заданной достоверности передачи информации [1-4].

Оценка эффективности метода коррекции зависимых ошибок с обнаружением некорректируемых пакетов ошибок

Экспериментально установлено [4], что вероятность обнаружения некорректируемых пакетов ошибок увеличивается, если в ДШПО используется два порога принятия решения, а именно: η_1 – соответствует обнаружению корректируемого пакета ошибок, η_2 ($\eta_2 > \eta_1$) – соответствует обнаружению некорректируемого пакета ошибок, а если порог находится в пределах $\eta_1 < \eta < \eta_2$, то состояние канала связи считается неопределенным и получателю информации может выдаваться сигнал «Z».

Оптимальные значения порогов η_1 и η_2 можно получить, исходя из экспериментального определения распределения длин пакетов ошибок в канале связи, либо теоретическим путем, исходя из модели канала связи.

Пример 1. Предположим, что распределение длин t_n пакетов ошибок в канале связи подчиняется геометрическому закону ($P(t_n) = (1 - \delta) \cdot \delta^t$), а вероятности появления в кодовой последовательности ненулевых символов $P(1)$ и нулевых символов $P(0)$ равны, т.е. $P(1) = P(0) = 0,5$. Тогда вероятность того, что количество ненулевых символов СП или число позиций, в которых различаются символы дополнительных проверочных последовательностей, превысит порог будет равна [5]:

$$P_l = \sum_{k=L_{na}+1}^{t_n} (k^{t_n}) \cdot 1/2^{t_n}. \quad (3)$$

Так как длина пакета t_n в общем случае должна быть больше величины порога η_1 , определяемой числом ненулевых символов, то формула (3) вероятности появления пакета ошибок фиксированной длины ($t_n = \text{const}$) при условии, что число ненулевых символов больше η_1 , будет иметь вид

$$P_l = P(t_n) \cdot P_1 = (1 - \nabla) \nabla^{t_n} \sum_{k=\eta_1+1}^{t_n} (k^{t_n}) \cdot 1/2^{t_n}. \quad (4)$$

Тогда вероятность ошибки первого ряда (α) в выборе величины порога η_1 можно определить, просуммировав выражение (4) по t_n , т.е.

$$\alpha = \sum_{k=\eta_1+1}^{t_n-1} (1-\nabla)\nabla^k \sum_{k=\eta_1+1}^{t_n} (k^{t_n}) \cdot 1/2^{t_n}. \quad (5)$$

Вероятность ошибки второго рода (β) или вероятность необнаружения пакета длины t_n соответственно будет равна

$$\beta = \sum_{k=t_n}^{\infty} (1-\nabla)\nabla^k \sum_{k=0}^{\infty} (k^{t_n}) \cdot 1/2^{t_n}. \quad (6)$$

Следовательно, если известен параметр ∇ (величина допустимого риска принятия решения), то с допустимой точностью можно определить необходимое значение η_1 .

Пример 2. Предположим, что экспериментальное распределение длин пакетов ошибок в канале связи описывается моделью Мертца [5]: пакет ошибок содержит 50 символов, а длительность защитных интервалов между пакетами составляет $L_{\text{защ.}} = 1,6 \cdot 10^4$ символов. Ошибки в пакетах, кроме первого и последнего, распределены случайным образом с вероятностью ошибочного символа $P = 0,5$.

Выбираем параметры ССК с алгоритмом порогового декодирования и перемежителя. Скорость передачи ССК определяется допустимой избыточностью передаваемой информации. Пусть $R = 4/5$, $J = 2$ – число ортогональных проверок, $n_a = 25$ символов – длина кодового ограничения. Параметры перемежителя принимаем равными: тип перемежителя – треугольный, $I = n_a = 25$, $\varepsilon = 2$ такта – начальная задержка во втором регистре сдвига перемежителя, $H = \varepsilon \cdot I \cdot n_a = 2 \cdot 25 \cdot 25 = 1250$ кодовых символов – интервал перемежения, на котором может возникнуть пакет ошибок кратностью $t_n \leq 50$ символов. Так как $H = 1250 \ll L_{\text{защ.}} = 1,6 \cdot 10^4$ символов, то каналный кодек будет обеспечивать $\partial = L_{\text{защ.}}/H = 1,6 \cdot 10^4/1250 = 1,3$ раза повышение достоверности передачи информации.

Выбор значений порогов η_1 и η_2 производится исходя из следующего: при возникновении на интервале $H = 1250$ кодовых символов пакета ошибок длины $t_n = 50$ символов, $t_n/2$ символов будут ошибочными. Следовательно, $C/2 = t_n/2 = 50/2 = 25$ синдромных ошибочных символов будут ненулевыми. С учетом дисперсии распределения ошибочных символов в пакетах ошибок, которую для данного случая можно принять равной $\delta^2 = t_n/4$, значение порога η_1 выбирается равным $\eta_1 = t_n/2 - 3$, $\delta^2 = 18$. Значение второго порога принимается равным $\eta_2 = 25$.

Таким образом, если за время анализа $l_{\text{ан.}} = t_n = 50$ тактов количество ненулевых символов не превысит значения $\eta_1 = 18$, то это будет свидетельствовать о «хорошем» состоянии канала связи, т.е. длина пакета ошибок не превысит расчетную ($t_n = 50$ символов). Если же количество ненулевых символов больше или равно $\eta_2 = 25$, то длина пакета ошибок в канале связи будет больше расчетной, что свидетельствует об увеличении ошибок в канале связи. При количестве ненулевых символов СП в пределах $18 < \eta < 25$, канал связи находится в неопределенном состоянии, т.е. когда в канале связи возможны как пакетные, так и независимые ошибки, или многократные пакеты ошибок.

В табл. 1 и 2 приведены результаты сравнительного анализа эффективности предложенного метода коррекции зависимых ошибок с методом $N(N = 2)$ – канального независимого кодирования информации и известными диффузными ССК (ДФССК). В качестве критериев оценки эффективности выбраны два параметра канального кодера: $L_{\text{защ.}}$ – длина защитного интервала в кодовых символах и θ – количество ячеек памяти регистров сдвига перемежителя, депе-

ремезителя и канальных кодеров, t_n – кратность независимых ошибок, J – число ортогональных проверок кода.

Таблица 1. Результаты сравнительного анализа эффективности методов коррекции зависимых ошибок (пакетов ошибок)

Скорость передачи кода R	Диффузный ССК					Канальный кодек, реализующий предложенный метод кодирования информации						
	t_n бит	t_n бит	n_a бит	$L_{\text{защ.}}$ бит	θ я.п.	t_n бит	I	ε	n бит	N бит	$L_{\text{защ.}}$ бит	θ я.п.
2/3	3	2	84	81	135	9	9	1	9	81	72	82
	7	3	261	254	400	12	12	2	24	288	276	298
	12	4	513	501	840	42	21	2	42	882	840	905
3/4	6	2	312	306	462	8	8	2	16	138	120	130
	9	3	592	583	882	16	16	1	16	256	240	258
4/5	7	2	605	398	840	9	9	8	27	325	216	344
7/8	–	–	–	–	–	25	25	1	25	625	600	638

Таблица 2. Результаты сравнительного анализа эффективности методов коррекции зависимых ошибок (пакетов ошибок)

Скорость передачи кода R	Двухканальное независимое кодирование информации					Канальный кодек, реализующий предложенный метод кодирования информации						
	t_n бит	J	n_a бит	$L_{\text{защ.}}$ бит	θ я.п.	t_n бит	I	ε	n бит	N бит	$L_{\text{защ.}}$ бит	θ я.п.
2/3	6	4	84	81	135	9	9	1	9	81	72	82
	10	4	261	254	400	12	12	2	24	288	276	298
	16	8	513	501	840	42	21	2	42	882	840	905
3/4	8	4	312	306	462	8	8	2	16	138	120	130
	12	4	592	583	882	16	16	1	16	256	240	258
4/5	9	4	605	398	840	9	9	8	27	325	216	344
7/8	25	4	–	–	–	25	25	1	25	625	600	638

Заключение

Из результатов анализа, приведенных в табл. 1 и 2, следует, что предложенный метод коррекции зависимых ошибок и обнаружение некорректируемых пакетов ошибок эффективнее в 1,2-2,0 раза применения известных ДФССК и в 2,3-2,6 раза эффективнее двухканального ($N = 2$) независимого кодирования информации как по кратности (длине) корректируемых зависимых ошибок, так и по количеству ячеек памяти канального кодера. Кроме того, предложенный метод коррекции ошибок, обеспечивает обнаружение некорректируемых пакетов ошибок а также осуществляет непрерывный контроль качества канала связи.

METHOD OF ERROR CORRECTION USING DEPENDENT CONVOLUTIONAL CODES WITH THE DETECTED UNCORRECTABLE PACKAGES

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

Abstract

The dependence of the error correction method of convolutional codes with detection of uncorrectable errors packages is considered. A comparative analysis of the effectiveness of the proposed dependent error correction method with the method of two-channel independent encoding information and known diffuse self-orthogonal convolutional codes (DFSSK) codes with equal rate is given.

Keywords: self-orthogonal convolutional code, burst-error, interleaver, deinterleaver, syndrome, syndromic sequence.

Список литературы

1. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. М., 1986.
2. Кларк Дж. мл., Кейн Дж. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи. М., 1987.
3. Конопелько В.К., Липницкий В.А., Дворников В.Д. и др. Теория прикладного кодирования. Минск, 2004.
4. Королёв А.И. Модифицированные алгоритмы порогового декодирования сверточных кодов. Минск, 1997.
5. Rodgers W.E., Lackey R.B. // IEEE Trans. Inform. Theory. 1980. Vol. IT-26, №3. P. 354-359.