УДК 621.391.037

МЯГКОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ ПРОИЗВЕДЕНИЙ КОДОВ ПРОИЗВОЛЬНОЙ РАЗМЕРНОСТИ НА БАЗЕ КОДОВ С ЕДИНСТВЕННОЙ ПРОВЕРКОЙ ЧЕТНОСТИ

© 2013 А.А. Гладких[1], Н.Ю. Чилихин[1], И.С. Линьков[2]

[1] Ульяновский государственный технический университет
[2] Ульяновский государственный университет

Поступила в редакцию 21.06.2013

В статье представлены результаты исследований алгоритмов применения модели клеточных автоматов к процедуре итеративных преобразований произведений кодов с единственной проверкой четности. Показана возможность применения подобных кодовых конструкций для образования произведений кодов размерности более трех. Построены обобщения процедуры декодирования с использованием модели клеточного автомата на случай трех пространственных измерений.
Ключевые слова: декодер мягких решений, итеративный процесс, клеточный автомат.

ВВЕДЕНИЕ

Исследования в области помехоустойчивого кодирования показали достоинства кодов с проверкой на четность (КПЧ), которые наиболее эффективно реализованы в кодах с малой плотностью проверок на четность, в последовательных каскадных конструкциях и в плетеных сверточных кодах [1, 2, 3, 4]. Применение классических конструкций КПЧ с одной проверкой четности в виде произведений нескольких кодов описано в работах [1, 5]. В них особое внимание уделено исследованию кодов размерностей 2D, а коды размерности 3D описаны в работе [6, 7]. Повышенное внимание к подобным системам защиты данных от ошибок объясняется возможностью применения в них простых алгоритмов декодирования, основанных на итеративных преобразованиях индексов мягких решений (ИМР) о принятых символах. Важной особенностью подобных кодов является их структурная приспособленность к использованию в процедуре декодирования перспективных моделей клеточных автоматов [8]. Настоящая работ направлена на распространение возможностей таких моделей на случай, когда конструкция КПЧ составляет размерность 3D и больше.

ПОСТРОЕНИЕ ПРОИЗВЕДЕНИЙ КОДОВ АДАННОЙ РАЗМЕРНОСТИ

Принцип построения произведений кодов (ПК) заданной размерности заключается в системном изменении избыточности при наращивании объема информационных блоков. Рассмотрим модели построения ПК произвольной размерности. Пусть кодер избыточного кода формирует слова конечной длины n из замкнутого множества S, для которых справедливо правило единственной проверки четности, применяемое к информационным векторам длины k, тогда $n = k + 1$. В общем случае символы этих слов выбираются из конечного алфавита $A = \{a\}$, которые приемником фиксируются в виде жестких решений. В общем случае a принимает значения из $GF\left(2^m\right)$, где $m \in N$. Обозначим через $a_0 = \left(a_0^{(1)},...,a_0^{(n)}\right)$ переданную по каналу последовательность, а через $a_s = \left(a_s^{(1)},...,a_s^{(n)}\right)$, $s = \overline{1,S}$ другие последовательности рассматриваемого множества. Задача декодера состоит в вычислении функции правдоподобия C_0 для последовательности a_0 такой, что $C_0 > C_s$ для всех последовательностей из S. При передаче сигналов $a_0^{(i)}$ по каналу с помехами на входе приемника наблюдается вектор $w^{(i)} = \left(w_1^{(1)},...,w_n^{(n)}\right) = a_0^{(i)} + l^{(i)}$, где $l^{(i)}$ – вектор шума, компоненты которого – независимые гауссовские величины с нулевым математическим ожиданием и дисперсией $N_0/2$. Условная плотность распределения вектора $w^{(i)}$, при $m = 1$ наблюдаемого на выходе канала, имеет вид

$$f\left(w^{(i)} \mid a_0^{(i)}\right) = (\pi N_0)^{-1/2} exp\left\{-\left(w - E^{1/2}\right)^2 / N_0\right\}, \quad (1)$$

где E – энергия сигнала, приходящаяся на один бит.

Гладких Анатолий Афанасьевич, кандидат технических наук, профессор кафедры «Телекоммуникации».
E-mail: a_gladkikh@mail.ru
Чилихин Николай Юрьевич, аспирант.
E-mail: javolk89@mail.ru
Линьков Иван Сергеевич, аспирант.
E-mail: ivanlinkov@yandex.ru

В общем случае порождающая матрица тривиального КПЧ имеет вид $G = [I_{k\times k} P_{k\times 1}]$, где $I_{k\times k}$ – единичная матрица, а $P_{k\times 1}$ – единичный вектор-столбец. Для подобного кода при невыполнении условий четности исправление ошибки выражается в инвертировании символа, имеющего наименьший ИМР [1, 8]. Для получения ПК из двух тривиальных КПЧ размерности 2D кодер формирует из k векторов-строк квадратную матрицу $A_k = \|a_{x0z}\|_1^k$, где $x = \overline{1,k}$, $z = \overline{1,k}$ и только для данной размерности положим $y = 0$. Таким образом, для удобства последующих рассуждений матрица A_k рассматривается в плоскости $x0z$ пространственной системы координат. Матрица A_k путем проверок четности по векторам-строкам и векторам-столбцам преобразуется в матрицу вида $A_n = \|a_{x0z}\|_1^n$. Очевидно, что в A_k общее число информационных элементов достигает значения k^2, тогда как число проверочных разрядов в A_n будет равно $r_{2D} = 2k + 1$. Для выявления общих закономерностей формирования избыточных символов ПК произвольной размерности целесообразно значение r_{2D} разделить на две составляющие: $r_{2D}^{up} = 2k$, определяющую избыточность по проверкам информационных разрядов, и $r_{2D}^{nn} = 1$ (проверка проверок) выражающую избыточность для вектора-столбца и вектора-строки. В последующем избыточность, непосредственно зависящую от проверок информационных разрядов, обозначим символом $\langle\bullet\rangle$. Проверка от проверочных разрядов представим символом $\langle\langle\bullet\rangle\rangle$. Матричная форма описанного кода имеет вид:

$$A_n = \begin{matrix} a_{101} & a_{102} & \ldots & a_{10k} & \langle a_{10n}\rangle \\ a_{201} & a_{202} & \ldots & a_{20k} & \langle a_{20n}\rangle \\ \ldots.. & \ldots.. & \ldots & \ldots.. & \ldots.. \\ a_{k01} & a_{k02} & \ldots & a_{k0k} & \langle a_{k0n}\rangle \\ \langle a_{n01}\rangle & \langle a_{n02}\rangle & \ldots & \langle a_{n0k}\rangle & \langle\langle a_{n0n}\rangle\rangle. \end{matrix} \quad (2)$$

Общая избыточность оценивается выражением $r_{2D} = r_{2D}^{up} + r_{2D}^{nn} = 2k + 1$.

Структура ПК в 3D образуется при $y \neq 0$, если следом за матрицей $\|a_{x1z}\|_1^n$ по координате y дополнительно разместить новую матрицу $\|a_{x2z}\|_1^n$ и так до значения $y = n - 1$, а затем на позиции $y = n$ сформировать матрицу проверок $\|a_{xnz}\|_1^n$. Следовательно, кодер формирует k матриц A_n размерности $2D$, получая совокупность матриц $A_n = \|a_{x1z}\|_1^n$, $A_n = \|a_{x2z}\|_1^n$, ..., $A_n = \|a_{xkz}\|_1^n$. Фиксируя x и z, кодер оценивает четность выбранных элементов, изменяя y: $a_{x1z} \oplus a_{x2z} \oplus \ldots \oplus a_{xkz} = a_{xnz}$, и формирует матрицу проверок $\langle A_n\rangle = \|a_{xnz}\|_1^n$ по всевозможным x и z. Полученная конструкция в пространстве координат x, y и z образует куб из информационных и проверочных элементов (в общем случае прямоугольный параллелепипед), который назовем кадром. Порождающая матрица этого кода определяется кронекеровским произведением матриц G исходных кодов. Введенная в код избыточность (относительная скорость кода) R оценивается соотношением $R = \prod_{q=1}^{D} (k_q / n_q) = \prod_{q=1}^{D} (1 - 1/n_q)$, а минимальное кодовое расстояние для описанных конструкций определяется как $d_{min} = \prod_{q=1}^{D} d_q = 2^D$.

Применяя последовательно это правило несколько раз, можно получить широкий диапазон длин кодов. Например, код размерности 4D получают из n кадров кода 3D, при этом новые проверочные символы формируют соответствующим сложением одноименных матриц размерности 2D, взятых по одной из всех кадров 3D. Код размерности 4D образуется путем объединения k совокупностей с образованием матричной структуры вида:

$$\begin{matrix} A_n^{11} = \|a_{x1z}\|_1^n & A_n^{12} = \|a_{x1z}\|_1^n & \ldots & A_n^{1k} = \|a_{x1z}\|_1^n & \langle A_n^{1n}\rangle = \|a_{x1z}\|_1^n \\ A_n^{21} = \|a_{x2z}\|_1^n & A_n^{22} = \|a_{x2z}\|_1^n & \ldots & A_n^{2k} = \|a_{x2z}\|_1^n & \langle A_n^{2n}\rangle = \|a_{x2z}\|_1^n \\ \ldots\ldots\ldots & \ldots\ldots\ldots & \ldots.. & \ldots\ldots\ldots & \ldots\ldots\ldots \\ A_n^{k1} = \|a_{xkz}\|_1^n & A_n^{k2} = \|a_{xkz}\|_1^n & \ldots & A_n^{kk} = \|a_{xkz}\|_1^n & \langle A_n^{kn}\rangle = \|a_{xkz}\|_1^n \\ \langle A_n^{n1}\rangle = \|a_{xnz}\|_1^n & \langle A_n^{n2}\rangle = \|a_{xnz}\|_1^n & \ldots & \langle A_n^{nk}\rangle = \|a_{xnz}\|_1^n & \langle\langle A_n^{nn}\rangle\rangle = \|a_{xnz}\|_1^n. \end{matrix} \quad (3)$$

Необходимо отметить, что в такой конструкции появляется возможность псевдослучайного извлечения матриц 2D из кадров, определяющих информационную совокупность данных разбитых на кадры 3D. В (3) обозначение вида A_n^{ij} показывает, что берется матрица $\|a_{xyz}\|_1^n$ с номером i из кадра с номером j с образованием проверочных

Таблица 1. Распределение избыточных элементов некоторых произведениях кодов

Размерность кода	Значение k	Значение n	$d_{\min}$	Избыточность по информационным элементам	Избыточность порядка 1	Избыточность порядка 2	Избыточность порядка 3
1D	k	$k+1$	2	1	0	0	0
2D	k^2	$(k+1)^2$	$2^2=4$	$2k$	1	0	0
3D	k^3	$(k+1)^3$	$2^3=8$	$3k^2$	$3k$	1	0
4D	k^4	$(k+1)^4$	$2^4=16$	$4k^3$	$6k^2$	$4k$	1
5D	k^5	$(k+1)^5$	$2^5=32$	$5k^4$	$10k^3$	$10k^2$	$5k$

соотношений вида $\langle\bullet\rangle$ и $\langle\langle\bullet\rangle\rangle$. Распределение избыточных элементов ПК представлено в табл. 1.

Для произвольных D полная избыточность определяется соотношением

$$(k+1)^D - k^D = \binom{D}{1}k^{D-1} + \binom{D}{2}k^{D-2} + \ldots + \binom{D}{D-1}k + 1. \quad (4)$$

Декодер приемника при любой размерности КПЧ обрабатывает только совокупность кадров, поэтому его сложность однозначно определяться сложностью декодирования кадра. Характеристики некоторых ПК представлены в табл. 2. Естественно, код 1D не является произведением кодов, но параметры других кодов, приведенных в этой таблице кратны его k и n. В графе таблицы с символом $R\downarrow$ представлены относительные скорости кодов при условии выкалывания избыточных символов порядка один и более, иначе тех символов, которые определяют структуру избыточных кадров $\langle\langle\bullet\rangle\rangle$.

Анализ показывает, что характеристики приведенных ПК сопоставимы с турбокодами или кодами с малой плотностью проверок на четность [3], но обладают более емким технологическим ресурсом. Например, при организации адаптивных систем обмена данными, при использовании сложных видов модуляции, при реализации принципа выкалывания избыточных данных или в процедуре перемежения составляющих кадров.

ПРОЦЕДУРА ДЕКОДИРОВАНИЯ НА ОСНОВЕ МОДЕЛИ КЛЕТОЧНОГО АВТОМАТА

Представление КП в виде матриц позволяет использовать в процедуре декодирования достаточно развитый аппарат моделей клеточных автоматов (КА). Декодер представляется как бинарный математический объект с дискретным пространством и временем. Для исключения роста сложности декодера КА рассматривается на плоскости, т.е обрабатывает массивы даны в объеме, представленных в (2). Это открывает возможность параллельной обработки подобных массивов данных в плоскостях $0yz$, $0xz$ и $0xy$ с последующим сведением результатов по принципу декодирования в целом.

При мягком декодировании каждый i-й бит, $i=\overline{1,n}$ представляется в виде жесткого решения, сопровождающегося ИМР в виде некоторого вещественного λ_i, $\lambda=\overline{\lambda_{\min},\lambda_{\max}}$, определяемого в зависимости от (1) [9, 10]. Обозначая жесткое решение 0 через знак "–", а решение 1 через "+", для кортежа двоичных данных ...1 0 0 1 1... получают последовательность вида $\ldots+\lambda_i-\lambda_{i+1}-\lambda_{i+2}+\lambda_{i+3}+\lambda_{i+4}\ldots$, которая обрабатывается мягким декодером по правилу:

$$L(\lambda_{ki})+L(\lambda_{pc}) \approx (-1)^{1-m}\times sign[L(\lambda_{ki})]\times \\ \times sign[L(\lambda_{pc})]\times\min(|L(\lambda_{ki})|,|L(\lambda_{pc})|) \quad (5)$$

где функция $sign(\bullet)$ возвращает знак своего аргумента; $L(\lambda_{ki})$ – ИМР символа, участвующего в формировании проверочного бита; $L(\lambda_{pc})$ – ИМР проверочного символа; m – число исключенных из анализа положительных ИМР, входящих в корректируемый вектор [5]. Применение последнего параметра способствует росту производительности декодера за счет снижения доли неинформативных итераций. Бинарность КА определяется совокупностью знаков "–" и "+", а диск-

Таблица 2. Параметры произведений кодов ряда размерностей

Размерность кода	Значение k	Значение n	$d_{\min}$	R	$R\downarrow$
1D	8	9	2	0,89	-
2D	64	81	4	0,79	0,80
3D	512	729	8	0,70	0,73
4D	4096	6561	16	0,62	0,67
5D	32768	59049	32	0,55	0,67

ретные состояния зависят от значений λ_i. Правило формирования целочисленных λ_i для двоичных видов модуляции определяется выражением

$$\lambda_i(w) = \left\lfloor \left| \frac{\lambda_{max}}{\rho M_{мп}} \times w \right| \right\rfloor, \qquad (6)$$

где $M_{мп}$ – математическое ожидание модулируемого параметра и $0 < \rho < 1$ – интервал стирания [9]. За конечное число шагов и заданных начальных условиях декодер должен достичь пространственно-однородного состояния, при котором среди элементов матриц будет допустимое число ошибочных. В классическом КА в момент времени t_0 каждая обрабатываемая клетка окружена соседними клетками, находящимися в своих уникальных состояниях. Для оценки состояния произвольной клетки декодера целесообразно использовать определение окрестности клетки по Нейману, которую в данном приложении назовем расширенной. Расширение происходит за счет тех символов, которые определяют выполнение четности для данной строки (столбца). Процедура (5) способствует повышению значения C_0, но ее исход не является однозначным. Обозначим через $(+pc)$ выполнение условия четности на приемной стороне для принятой группы символов. В случае нарушения принципа четности приемник фиксирует значение $(-pc)$. Работу декодера с системой итеративных преобразований и проверками на четность целесообразно описывать целевой функцией вида

$$Q\{S; M(\lambda); \sigma(\lambda)\} \Rightarrow \underset{S \to (-pc)}{sign(S)} \quad \underset{|M(\lambda)|}{max} \quad \underset{\sigma(\lambda)}{min}, \qquad (7)$$

где S – значение четности по всем информационным разрядам принятой группы символов; параметр $|M(\lambda)|$ – абсолютная величина среднего значения кортежа мягких решений этих символов; параметр $\sigma(\lambda)$ является показателем разброса мягких решений, вычисляемым по правилу:

$$\sigma(\lambda) = (1/n-1)\sum_{i=1}^{n}(|M(\lambda)| - |\lambda_i|)^2. \qquad (8)$$

Исследования показали, что по отдельности представленные параметры не являются информативными и не позволяют оценить очередность обработки нескольких кодовых векторов в системе с произведением кодов [6]. В соответствии с $Q\{\bullet\}$ декодер на первом шаге декодирования выполняет проверку четности, на втором шаге обработки данных оценивает среднее значение принятых ИМР символов и в последнюю очередь определяет степень разброса зафиксированных приемником индексов. Максимальное значение $|M(\lambda)|$ соответствует высокой достоверности принятых символов, однако может быть получено множество одинаковых значений $|M(\lambda)|$ при различной совокупности оценок, поэтому дополнительно необходимо оценивать параметр $\sigma(\lambda)$. Если возникает ситуация неопределенности, когда $|M_i(\lambda)| = |M_j(\lambda)|$ при $i \neq j$, то приоритетной для последующей обработки данных является комбинация, у которой $\sigma_i(\lambda) < \sigma_j(\lambda)$. Это полностью отвечает принципу распространения доверия в ходе декодирования группы кодовых комбинаций [6]. Работу декодера рассмотрим на примере обработки матрицы размерности 4×4, параметры которой представлены в табл. 3, при этом в числителе обрабатываемой клетки показаны исходные данные, в знаменателе (выделены жирно) результаты работы декодера.

В каждой матрице 2D имеются сведения о значениях $|M(\lambda)|$ и $\sigma(\lambda)$, определенные для всего множества попавших в нее оценок $\{\lambda_{ij}\}$. Эти данные используются для оценки очередности обработки матриц 2D в составе кадра. В табл. 2 представлен пример обработки клетки с расширенными окрестностями Неймана, однако в ряде случаев горизонтальная или вертикальная со-

Таблица 3. Пример обработки варианта данных матрицы 2D (исходные данные/результат первого шага)

Параметры	λ_{1j}	λ_{2j}	λ_{3j}	λ_{pc}	(pc)	$\|M(\lambda)\|$	$\sigma(\lambda)$
λ_{i1}	+5	–1	+7	+7	–	5,00	8,00
λ_{i2}	–7	+6	+7	–7	+	6,75	0,25
λ_{i3}	+6	+3	+4	+2/**–5**	+/–	3,75/**4,50**	2,92/**1,67**
λ_{pc}	–7	–7	+6	+7	+	6,75	0,25
(pc)	+	+	+	–/+	2/**2**		
$\|M(\lambda)\|$	6,25	4,25	6,00	5,75/**6,50**		5,56/**5,75**	
$\sigma(\lambda)$	0,92	7,58	2,00	6,25/**1,00**			3,99/**3,13**

ставляющие могут отсутствовать, тогда для коррекции данных применяется алгоритм (5).

В примере на основе сравнительных данных для всех $Q\{\bullet\}$ первоначально обрабатывается столбец с λ_{pc}. Используя (5), в декодере для выбранного столбца формирует последовательность –7 +2 | +7 (вертикальной чертой выделен проверочный разряд +7, и $m = 1$). После выполнения первого шага итеративных преобразований для выделенной последовательности будет получено

$[+2-7]+7=-5$ – новая апостериорная оценка для (-7);

$[-7+2]+7=-5$ – новая апостериорная оценка для $(+2)$;

После второго шага итераций

$[+2-5]+7=-3$ – вторая апостериорная оценка для (-7);

$[-7-5]+7=-7$ – вторая апостериорная оценка для $(+2)$.

Результаты коррекции ИМР столбца:

$$+7(-7-3)(+2-7)+7=+7-10-5+7.$$

Значения индексов больше $|\lambda_{ij}| > 7$ в блоке заменяются на значение $|7|$ для сохранения разрядной сетки процессора приема при представлении ИМР. Результаты первого шага обработки данных показаны в таблице 3 в виде знаменателей дробей преобразованных данных. Для последующей обработки в соответствии с $Q\{\bullet\}$ выбирается строка с λ_{i1}.

Декодер формирует последовательность +5 –1 | +7 при $m = 1$. После первого шага итераций нового цикла будет получено

$[-1+5]+7=+4$ – новая апостериорная оценка для (+5);

$[+5-1]+7=+4$ – новая апостериорная оценка для (-1);

Второй шаг итерации

$[-1+4]+7=+3$ – вторая апостериорная оценка для (+5);

$[+5+4]+7=+7$ – вторая апостериорная оценка для (-1).

Результаты коррекции ИМР первой строки:

$$(+5+3)(-1+7)+7=+7+6+7+7.$$

Поскольку для новых данных отрицательные значения для параметра (pc) находятся в строке и столбце, необходимо осуществить коррекцию только символа +3, изменив его знак на противоположный. Результат коррекции приведен в табл. 5. Для улучшения общих параметров обрабатываемой матрицы допустимо повышение ИМР символа, находящегося в единственном числе на пересечении строки и столбца.

Подобным образом параллельно обрабатываются другие матрицы 2D. Учитывая однородность данных, одинаковые простые правила перехода и малое число связей между элементами, такие процессы удачно проектируются на архитектуру существующих параллельных вычислительных комплексов. На рис. 1 представлены структуры ошибок, конфигурация которых может возникнуть при обработке матриц 2D. Клетки с серым фоном (номера 1,..., 4) восстанавливаются за счет использования (5) или перекрестных проверок, конфигурации ошибок вида 5, 6 и 7. восстановленными в рамках одной матрицы размерности 2D восстановленными быть не могут.

Оценивается вероятность подобного события сверху для КПЧ 2D выражением вида

$$p_o \le \frac{2p_b^2}{n^2}\times(1-p_b)^{n-2}\times\frac{1}{(n-1)}, \qquad (9)$$

где p_b – вероятность ошибки на бит.

Таблица 4. Пример обработки варианта данных матрицы 2D (второй шаг/результат второго шага)

Параметры	λ_{1j}	λ_{2j}	λ_{3j}	λ_{pc}	(pc)	$\lvert M(\lambda)\rvert$	$\sigma(\lambda)$
λ_{i1}	+5/**+7**	–1/**+6**	+7	+7	–/+	5,00/**6,75**	8,00/**0,25**
λ_{i2}	–7	+6	+7	–7	+	6,75	0,25
λ_{i3}	+6	+3	+4	–5	–	4,50	1,67
λ_{pc}	–7	–7	+6	+7	+	6,75	0,25
(pc)	+	+/–	+	+	2/**2**		
$\lvert M(\lambda)\rvert$	6,25/**6,75**	4,25/**5,50**	6,00	6,50		5,75/**6,19**	
$\sigma(\lambda)$	0,92/**0,25**	7,58/**3,00**	2,00	1,00			3,13/**1,49**

Таблица 5. Итоговые данные

Параметры	λ_{1j}	λ_{2j}	λ_{3j}	λ_{pc}	(pc)	$\lvert M(\lambda)\rvert$	$\sigma(\lambda)$
λ_{i1}	+7	+6	+7	+7	+	6,75	0,25
λ_{i2}	–7	+6	+7	–7	+	6,75	0,25
λ_{i3}	+6	+/–3	+4	–5	+	4,50	1,67
λ_{pc}	–7	–7	+6	+7	+	6,75	0,25
(pc)	+	+	+	+	2/2		
$\lvert M(\lambda)\rvert$	6,75	5,50	6,00	6,50		6,19	
$\sigma(\lambda)$	0,25	3,00	2,00	1,00			1,49

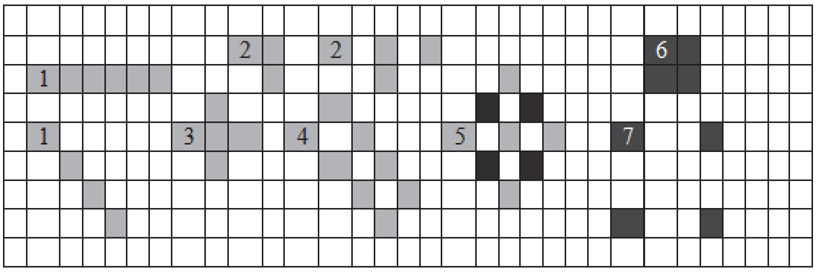

Рис. 1. Структуры ошибочных символов в модели клеточного автомата

ВЫВОДЫ

Применение кодов с единственной проверкой четности в современных системах обмена данными позволяет унифицировать процедуру мягкого декодирования кодовых векторов в составе кодов любой допустимой размерности за счет применения моделей клеточных автоматов, относящихся к *NP*-полным задачам, и представления кодов в виде наращиваемых по единому принципу для выбранного k конструкций, которые в наибольшей степени приспособлены к современным сетевым технологиям при передаче блоков и ячеек данных.

Открывается возможность параллельной обработки матриц размерности 2D, представляющих кадр данных с последующим сведением отдельных результатов в итоговый результат по принципу декодирования кодового вектора “в целом”. Это в полной мере отвечает организации работы современных процессоров, построенных на ПЛИС.

Анализ выражения (9) показывает, что в условиях низких отношений сигнал-шум вероятность образования невосстанавливаемой структуры ошибок оказывается величиной второго порядка малости. Вероятность образования подобной структуры ошибок в матрице 3D оказывается исчезающе малой, следовательно, невосстанавливаемая структура ошибок в рамках одной матрицы 2D с высокой вероятностью исправляется за счет перекрестных проверок в составе кадра.

Работа выполнена в рамках государственного задания Министерства образования и науки Российской Федерации.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Галлагер Р.* Теория информации и надежная связь [пер. с англ., под ред. М.С. Пинскера и Б .С. Цыбакова]. М.: Сов. радио, 1974. 568 с.
2. *Галлагер Р. Дж.* Коды с малой плотностью проверок на четность. М.: Мир, 1966. 144 с.
3. *Зяблов В.В.* Анализ корректирующих свойств итерированных и каскадных кодов // Передача цифровой информации по каналам с памятью. М.: Наука, 1970. С. 76–85.
4. *Кондрашов К.А., Зяблов В.В.* Конструкция плетеных сверточных кодов на базе кодов проверки на четность с одним проверочным символом // Информационно-управляющие системы. 2011. № 5. С. 53-60.
5. *Морелос-Сарагоса Р.* Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. М.: Техносфера, 2005. 320 с.
6. *Hunt A.* Hyper-Codes: High-Performance Low-Complexity Error-Correcting Codes, Master’s Thesis, Carleton University, Ottawa, Canada, defended March 25, 1998.
7. *Данилов С.В.* Аналитическая модель двоичной последовательности с блочным турбокодированием // Наукоемкие технологии. 2012. № 8. Т. 13. С. 14–22.
8. Информационная безопасность: методы шифрова-

ния [под ред. Е.М. Сухарева]. Кн.7. М: Радиотехника, 2011. 208 с.
9. *Гладких А.А.* Основы теории мягкого декодирования избыточных кодов в стирающем канале связи. Ульяновск: УлГТУ, 2010. 379 с.
10. *Гладких А.А., Линьков И.С.* Оптимизация процедуры итеративных преобразований данных // Автоматизация процессов управления. 2012. № 3(29). С. 3 – 7.

SOFT DECODING OF PRODUCTS OF ARBITRARY DIMENSION CODES BASED ON CODES WITH SINGLE PARITY CHECKING

© 2013 A.A. Gladkikh[1], N.YU. Chilikhin[1], I.S. Lin'kov[2]

[1] Ulyanovsk State Technical University
[2] Ulyanovsk State University

This paper presents the research of cellular automata algorithms in application to the iterative transformation procedure for product codes with the singular parity-check. The possibility of using similar codes constructions for the over 3-dimensional product codes formation is shown. There is also generalized the decoding procedure with the cellular automata model for the 3D case.
Key words: soft-decision decoder, iterative process, cellular automata.

Anatolij Gladkikh, Candidate of Technics, Professor at the Telecommunications Department. E-mail: a_gladkikh@mail.ru
Nikolaj Chilikhin, Graduate Student. E-mail: javolk89@mail.ru
Ivan Lin'kov, Graduate Student. E-mail: ivanlinkov@yandex.ru