

## МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ КОГНИТИВНОГО ПЕРЕСТАНОВОЧНОГО ДЕКОДЕРА

*Гладких А.А., д.т.н., профессор, профессор кафедры Телекоммуникации Ульяновского государственного технического университета, e-mail: a\_gladkikh@mail.ru;*

*Овинников А.А., к.т.н., с.н.с. кафедры Телекоммуникаций и основ радиотехники Рязанского государственного радиотехнического университета, e-mail: ovinnikov.a.a@tor.rsreu.ru;*

*Тамразян Г.М., к.т.н., инженер Федерального научно-производственного центра акционерного общества «Научно-производственное объединение «Марс», город Ульяновск, e-mail: tamrazz@bk.ru.*

## MATHEMATICAL MODEL OF COGNITIVE PERMUTATION DECODER

*Gladkikh A.A., Ovinnikov A.A., Tamrazyan G.M.*

*This paper deals with the problem of data protection of control commands in the systems of interaction of the control object with the controlled object (s). Such a task becomes relevant in the conditions of intensive introduction of various robotic systems, monitoring systems of unmanned mobile devices, systems of biometric identification of subjects in real time. In such systems, the use of long error-correcting codes is counterproductive, and the use of short codes requires the use of algorithms that maximize the redundancy introduced into the code. Under these conditions, it is proposed to use a modified method of permutation decoding. In its implementation, it is proposed to use ready-made solutions for generating matrices of equivalent codes for the whole set of admissible permutations of symbols of code combinations. During training of the decoder the decision shall be included in the cognitive map decoder and retrieved from it, depending on the structure of the permutation. The feasibility of the algorithm in the conditions of modern processors is proved.*

**Key words:** error-correction coding, permutation decoding (PD), cognitive adaptation, cognitive map, a cyclic permutation, lexicographical classification, fast matrix conversion, the soft decision symbols, the energy gain from coding (EGC).

**Ключевые слова:** помехоустойчивое кодирование, перестановочное декодирование (ПД), когнитивная адаптация, когнитивная карта, циклические перестановки, лексикографическая классификация, быстрые матричные.

### Введение

Объективной основой интеллектуализации многих перспективных информационных и технологических процессов является совершенствование процедуры управления при их реализации в реальном масштабе времени. Последнее обстоятельство требует поиска путей сокращения цикла управления, внедрения принципов когнитивной адаптации и искусственного интеллекта. Широкое применение в таких системах радиоканалов для связи управляющего объекта с объектом (объектами) управления требует безусловного использования для нее средств помехоустойчивого кодирования с целью защиты команд управления от воздействия различного рода деструктивных факторов. Становится очевидным, что жесткие требования к длительности цикла управления не позволяют использовать в полной мере для достижения указанной цели ряд положений теории помехоустойчивого кодирования, например, в виде систем турбокодирования и итеративных преобразований данных. На этом фоне возникает проблема эффективного применения коротких помехоустойчивых кодов с максимальным использованием введенной в такой код избыточности и

*Рассматривается проблема защиты данных команд управления в системах взаимодействия управляющего объекта с управляемым объектом (объектами). Подобная задача становится актуальной в условиях интенсивного внедрения различных робототехнических систем, систем мониторинга беспилотных мобильных устройств, систем биометрической идентификации субъектов в реальном масштабе времени. В подобных системах использование длинных помехоустойчивых кодов является контрпродуктивным, а использование коротких кодов требует применения таких алгоритмов, которые максимально реализуют введенную в код избыточность. В указанных условиях предлагается использовать модифицированный метод перестановочного декодирования. При его реализации предлагается для всего множества допустимых перестановок символов кодовых комбинаций применять готовые решения для порождающих матриц эквивалентных кодов. В ходе обучения декодера решения заносятся в когнитивную карту декодера и извлекаются из нее в зависимости от структуры перестановки. Доказывается реализуемость алгоритма в условиях применения современных процессоров.*

быстрой идентификацией команд управления. Решение подобной задачи носит актуальный характер при обработке данных в системе высокоскоростных когерентных сетей при их согласовании с возможностями процессоров конечных устройств. Анализ показал, что в наибольшей степени решению указанных задач соответствует метод ПД систематических кодов при модификации его математической модели с использованием концепции когнитивной обработки данных.

## Алгоритм перестановочного декодирования и его асимптотические свойства

Классический метод ПД систематических избыточных кодов описан в работе [1]. Более поздние интерпретации математической модели этого метода даны в работах [2, 3]. Алгоритмическое представление указанной модели заключается в том, что передатчик использует систематический избыточный  $(n, k)$  – код, где  $n$  – общая длина кодовой комбинации, а  $k$  – число информационных разрядов в ней. Порождающая матрица кода  $\mathbf{G}$  с единичной матрицей слева. В ходе передачи произвольного вектора такого кода  $V_{n,k}$  по каналу с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ), на него накладывается вектор помех  $e_n$ . Приемник принимает вектор вида  $V_{re} = V_{n,k} \oplus e_n$ , где символ  $\oplus$  означает операцию сложения по модулю два. Задачей приемника является идентификация вектора  $e_n$  и выделение из вектора  $V_{re}$  команды управления с вероятностью ее правильного восстановления  $P_r$ . В системе ПД для решения подобной задачи необходимы три этапа обработки принятых данных.

Во-первых, на длине вектора  $V_{re}$  в системе мягкого декодирования среди  $n$  символов необходимо выделить, по крайней мере,  $k$  надежных символов. Для этого используются целочисленные мягкие решения символов (МРС)  $\lambda_i$ , где  $i = \overline{1, n}$  – нумераторы символов вектора  $V_{re}$ , а  $\lambda = \overline{0, 7}$  – МРС по Витерби [4]. Далее массив символов длины  $n$  сортируется в порядке убывания значений  $\lambda_i$ , используя, например, метод пузырька с наименьшим значением  $\lambda_i$  справа, а между исходной, случайной последовательностью нумераторов МРС и их упорядоченной последовательностью фиксируется биекция в виде перестановочной матрицы  $\mathbf{P}$ . Далее по наиболее надежным  $k'$  (левым) символам упорядоченного массива формируется новый информационный вектор  $V_{k'}$  [5]. Сложность реализации данного этапа декодирования обычно оценивается как  $O(n^2)$ .

Во-вторых, на основе матрицы  $\mathbf{P}$  осуществляется перестановка столбцов порождающей матрицы  $\mathbf{G}$  исходного (основного) кода с образованием переставленной матрицы  $\mathbf{G}'$ . В матрице  $\mathbf{G}'$  выделяются первые  $k$  столбцов, совокупность которых образует квадратную матрицу  $\mathbf{Q}$ , для которой последовательно отыскиваются определитель  $\Delta$ , матрица миноров, транспонированная матрица миноров и обратная матрица  $\mathbf{Q}^{-1}$ . Умножая  $\mathbf{Q}^{-1} \times \mathbf{G}' = \mathbf{G}'_{sis}$ , получают порождающую матрицу эквивалентного кода в систематической форме. Сложность реализации второго этапа декодирования из-за наличия матричных вычислений представляется как  $O(n^3)$ .

На третьем, заключительном этапе, осуществляется кодирование вектора  $V_{k'}$  путем умножения его на матрицу  $\mathbf{G}'_{sis}$  с образованием вектора эквивалентного кода

$V_{eq}$ . После этого нумераторы вектора  $V_{eq}$ , а вместе с ними и символы, путем умножения на матрицу  $\mathbf{P}^T$ , приводятся к канонической последовательности  $\overline{V}_{eq}$  и, выполняя  $V_{re} \oplus \overline{V}_{eq} = e_n$ , находят вектор ошибок, искаживший переданный вектор  $V_{n,k}$ .

Становится очевидным, что последовательное выполнение описанных шагов алгоритма в реальной системе обработки данных для каждого принятого вектора становится серьезной вычислительной нагрузкой для процессора приемника, поэтому классический вариант рассматриваемого метода практического применения не нашел. Однако асимптотические характеристики ПД оказываются достаточно привлекательными. В работе [5] показано, что по критерию ЭВК метод ПД для двоичных кодов является лучшим, а для недвоичных избыточных кодов позволяет полностью использовать введенную в код избыточность.

Действительно, при жестком декодировании в канале с гауссовским шумом для выявления асимптотических границ показателя ЭВК предполагается, что отношение сигнал-шум  $E_b / N_0 \rightarrow \infty$ , в котором  $E_b$  – энергия сигнала на бит,  $N_0$  – спектральная плотность гауссовского шума. В случае жестких решений и реализации алгоритма исправления  $t = \lfloor (d_{min} - 1/2) \rfloor$  ошибок ЭВК оценивается выражением

$$D_t = 10 \lg(R(t+1)) = 10 \lg(R(d_{min} + 1)/2) \text{ дБ}, \quad (1)$$

здесь  $d_{min}$  – метрика Хэмминга,  $R = k/n$  – относительная скорость кода.

При использовании алгоритмов исправления стираний ЭВК оценивается выражением

$$D_s = 10 \lg(Rd_{min}) \text{ дБ}. \quad (2)$$

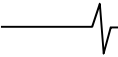
Сравнения выражений (1) и (2) показывает, что в условиях  $E_b / N_0 \rightarrow \infty$  ЭВК при исправлении стираний оказывается в два раза выше, чем при исправлении ошибок [4].

Метод ПД реализует максимальное использование введенной в код избыточности и обеспечивает более высокий показатель ЭВК. Это происходит потому, что алгоритм ПД реализует исправление  $(n-k)$  стираний. В этом случае асимптотической оценкой ЭВК служит выражение

$$D_{pd} = 10 \lg(k(1-R+1/n)) \text{ дБ}. \quad (3)$$

Таким образом,  $D_t < D_s < D_{pd}$ , и выражения (1) – (3) для реальных групповых кодов по ЭВК достигают своих максимальных значений в условиях когда  $R \approx 0,5$ . Даже с прагматической точки зрения реализация алгоритма ПД при  $k = 0,5n$  становится оправданной.

С целью снижения сложности решающего устройства приемника для выработки МРС для двоичных видов модуляции предлагается использовать свойства стирающего канала связи, когда интервал стирания  $0 < \varphi < 1$  выбирается близким к верхней границе. В этом случае допустима выработка целочисленных МРС в соответ-



ствии с аналитическим выражением:

$$\lambda_i(z) = \left\| \frac{\lambda_{\max}}{\varphi \sqrt{E_b}} \times z_i \right\|, \quad (4)$$

где  $\lambda_{\max}$  – максимальное значение МРС принятое в системе,  $\sqrt{E_b}$  – математическое ожидание принимаемых сигналов,  $z_i$  – текущее значение реализации сигнала [5, 6]. Целочисленные МРС значительно быстрее обрабатываются декодером и проигрывают нецелочисленным значениям оценок по ЭВК всего 0,2 дБ [4].

Приведенный анализ показывает, что целевая функция  $F\{\bullet\}$  алгоритма ПД содержит несколько стохастических параметров и единственную детерминированную компоненту. Образ целевой функции можно представить, как

$$F\{\bullet\} = \begin{cases} \{V_k\} \oplus e(h); \\ \{P_n\}, \end{cases} \quad (5)$$

где  $\{V_k\}$  – множество случайных векторов составляющих суть команды управления, а  $e(h)$  – вероятность появления векторов помех длины  $n$  как функция отношения сигнал-шум при  $h = E_b/N_0$ , действующих на элементы множества  $\{V_k\}$ . К детерминированной составляющей целесообразно отнести множество перестановок  $\{P_n\}$ , формирующихся на втором этапе реализации ПД. Принципиально такие перестановки могут быть вычислены заранее (в процессе обучения декодера), и результаты вычисления матриц вида  $G'_{\text{sis}}$  могут быть зафиксированы в памяти декодера, по сути в его когнитивной карте. В этом случае сложный в реализации второй этап алгоритма ПД однозначно теряет свое негативное значение в реализации процедуры ПД.

### Модель перестановочного декодера с когнитивной метафорой

Принципиальной разницы между алгоритмами ПД двоичных и недвоичных кодов нет. Исключение составляет процедура оценки определителя  $\Delta$  матрицы  $Q$  в ходе реализации второго шага алгоритма. Поскольку двоичные коды не являются максимально декодируемыми, то для ряда перестановок столбцов порождающей матрицы  $G$  может оказаться, что  $\Delta = 0$  [2, 3]. Следовательно, для такой перестановки создать эквивалентный код не представляется возможным и необходима перекорректировка значений МРС по первому этапу. Исследования показали, что подобная ситуация для двоичных кодов характерна в 20 % перестановок от их общего числа [6, 7]. Для недвоичных кодов, например, кодов Риды-Соломона (РС) в выполнении подобной проверки нет необходимости (такие коды максимально декодируемы). Отмеченная общность алгоритмов двоичных и недвоичных групповых систематических кодов указывает на возможность их применения в системах с каскадным кодированием. При этом выражение (4) сохраняет свою актуальность для оценки МРС

недвоичных символов кодов внешней ступени декодирования [7]

По этой причине основное внимание в работе уделено обработке недвоичных кодов, поскольку именно такие коды в наибольшей степени приспособлены к современным сложным видам модуляции. Пусть в системе обмена данными используется недвоичный код РС с параметрами (7,3,5). Матрица  $G$  этого кода в систематической форме имеет вид

$$G = \begin{vmatrix} \alpha^0 & 0 & 0 & \alpha^4 & \alpha^0 & \alpha^4 & \alpha^5 \\ 0 & \alpha^0 & 0 & \alpha^2 & \alpha^0 & \alpha^6 & \alpha^6 \\ 0 & 0 & \alpha^0 & \alpha^3 & \alpha^0 & \alpha^1 & \alpha^3 \end{vmatrix}, \quad (6)$$

а столбцы матрицы нумеруются обычным образом слева направо. Здесь и далее  $\alpha$  – примитивный элемент поля  $GF(2^3)$ . Предположим, что надежными символами в некотором принятом кодовом векторе кода РС будут символы с номерами (2 4 5), а менее надежные символы в порядке убывания значений располагаются в последовательности вида (6 7 1 3). Тогда из выражения (6) следует

$$G' = \begin{vmatrix} 0 & \alpha^4 & \alpha^0 & \alpha^4 & \alpha^5 & \alpha^0 & 0 \\ \alpha^0 & \alpha^2 & \alpha^0 & \alpha^6 & \alpha^6 & 0 & 0 \\ 0 & \alpha^3 & \alpha^0 & \alpha^1 & \alpha^3 & 0 & \alpha^0 \end{vmatrix}. \quad (7)$$

Рассмотрим традиционную классическую модель ПД. Для реализации преобразования вида  $G' \Rightarrow G'_{\text{sis}}$  в выражении (7) выделяют образ ключевой матрицы  $Q$  размерности  $k \times k$ , которая включает в себя первые  $k$  столбцов. Тогда обратная матрица  $Q^{-1}$  является ключевой, поскольку она однозначно указывает на действия, которые необходимо произвести над строками матрицы  $G'$  для перевода ее в систематическую форму, поскольку  $Q \times Q^{-1} = E$ . Для рассматриваемого примера

$$Q_{3 \times 3} = \begin{vmatrix} 0 & \alpha^4 & \alpha^0 \\ \alpha^0 & \alpha^2 & \alpha^0 \\ 0 & \alpha^3 & \alpha^0 \end{vmatrix}, \text{ а определитель этой матрицы } \det$$

$Q = \alpha^6$ , и обратная матрица принимает вид

$$Q_{3 \times 3}^{-1} = \begin{vmatrix} \alpha^6 & \alpha^0 & \alpha^2 \\ \alpha^1 & 0 & \alpha^1 \\ \alpha^4 & 0 & \alpha^5 \end{vmatrix}. \text{ Проверка вида } Q \times Q^{-1} = E \text{ под-}$$

тверждает получение единичной матрицы, следовательно, структура матрицы  $Q_{3 \times 3}^{-1}$  является корректной для преобразования вида  $G' \Rightarrow G'_{\text{sis}}$ . Умножая матрицу  $Q_{3 \times 3}^{-1}$  на матрицу  $G'$ , получают порождающую матрицу эквивалентного кода  $G'_{\text{sis}}$ .

$$G'_{\text{sis}} = \begin{vmatrix} \alpha^0 & 0 & 0 & \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^6 & \alpha^2 \\ 0 & \alpha^0 & 0 & \alpha^3 & \alpha^3 & \alpha^1 & \alpha^1 \\ 0 & 0 & \alpha^0 & \alpha^5 & \alpha^4 & \alpha^4 & \alpha^5 \end{vmatrix}. \quad (8)$$

Заметим, что для вычисления матрицы (8) пришлось выполнить 336 арифметических операций в поле  $GF(2^3)$ .

В ходе оперативной обработки данных сочетание надежных символов кодовой комбинации вида (2 4 5) даже в одном сеансе связи с высокой долей вероятности может повторяться. Поэтому в целях экономии вычислительного ресурса декодера целесообразно сохранить этот результат в памяти процессора и использовать эти данные при возможных повторениях перестановок с номерами (2 4 5). Проверочная часть матрицы, полученная из выражения (8) и представленная на рис. 1, со строго возрастающей последовательностью номеров строк называется канонической, и сама матрица является эталонной.

$$\begin{matrix}
 \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^6 & \alpha^2 & 2 \\
 \alpha^3 & \alpha^3 & \alpha^1 & \alpha^1 & 4 \\
 \alpha^5 & \alpha^4 & \alpha^4 & \alpha^5 & 5 \\
 6 & 7 & 1 & 3 & 
 \end{matrix}$$

Рис. 1. Структура эталонной матрицы в каноническом виде по системе надежных символов

В ходе исследований установлено, что при сохранении номеров позиций в перестановках  $k$  надежных и  $(n-k)$  ненадежных символов следует на первом шаге переставлять строки эталонной матрицы, а на втором шаге – столбцы этой новой матрицы. Следуя принципам когнитивной обработки данных, декодер, получив, например, кортеж значений надежных символов в виде (5 2 4) для первых  $k$  надежных символов принятой комбинации и оставшихся  $(n-k)$  менее надежных символов в виде (3 7 1 6), формирует матрицу  $G'$ , исходя из структуры эталонной матрицы, как показано ниже

$$G'_{\text{sis}} = \begin{pmatrix} \alpha^0 & 0 & 0 & \alpha^5 & \alpha^4 & \alpha^4 & \alpha^5 \\ 0 & \alpha^0 & 0 & \alpha^2 & \alpha^2 & \alpha^6 & \alpha^6 \\ 0 & 0 & \alpha^0 & \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^1 & \alpha^3 \end{pmatrix}.$$

Для этого выполняются три действия с перестановкой строк, например, вторая строка из эталонной матрицы с первой позиции устанавливается на вторую позицию в соответствии с перестановкой (5 2 4) и т.п. И затем выполняются четыре перестановки столбцов вновь образованной матрицы с соответствующей кон-

фигурацией ненадежных символов (3 7 1 6). Всего 7 действий копирования и переноса данных вместо 336 арифметических операций. Проверка полученного результата (и многих других) с применением классической методики показала справедливость предложенной модели ПД.

Предлагается использовать лексикографически упорядоченную когнитивную карту, в которой циклические сдвиги номеров надежных символов лексикографически упорядочены, и к ним привязываются образцы элементов проверочных матриц, которые описывались выше. Учет циклических зависимостей для множества перестановок позволяет резко сократить число эталонных матриц, хранимых в памяти когнитивной карты. Для рассматриваемого кода могут быть сформированы всего 5 образцов эталонных матриц  $G^1_{\text{sis}}, G^2_{\text{sis}}, \dots, G^5_{\text{sis}}$ , а в общем случае таких матриц может быть  $N = C_n^k/n$ . В рассматриваемом примере полное множество матриц составляет  $N = C_n^k \times k! \times (n-k)! = n!$  или, для рассматриваемого кода,  $7! = 5040$  образцов. Учет циклических сдвигов сокращает этот объем данных практически на три порядка. Предлагаемая структура когнитивной карты представлена табл. 1. В ходе исследований установлено, что последовательность перестановок ненадежных символов никак не влияет структуру ячеек когнитивной карты. Поэтому верхний ряд данных каждой ячейки табл. 1 представляет каноническую форму номеров надежных оценок и соответствующий ей номер эталонной матрицы  $G^i_{\text{sis}}$ , образ которой необходимо извлечь из памяти когнитивной карты. Нижний ряд каждой ячейки содержит номера строк надежных символов и номера столбцов ненадежных символов, которые необходимо присвоить извлеченной из памяти эталонной матрицы с номером  $i$ .

Пусть сортировка надежных символов привела к последовательности (6 2 7) и некоторой последовательности ненадежных символов вида (3 5 1 4). Канонический вид первой последовательности дает (2 6 7). Из табл. 1 становится ясно, что следует обрабатывать эталонную матрицу 2 с нумерацией строк (6 7 2) и нумерацией столбцов (3 4 5 1) с последующей их перестановкой, как показано ниже.

Таблица 1. Лексикографическая структура когнитивной карты декодера

|                              |                              |                              |                              |                              |
|------------------------------|------------------------------|------------------------------|------------------------------|------------------------------|
| <b>123 – 1</b><br>123 – 4567 | <b>124 – 2</b><br>124 – 5673 | <b>125 – 3</b><br>125 – 6734 | <b>126 – 4</b><br>126 – 7345 | <b>127 – 1</b><br>712 – 3456 |
| <b>134 – 1</b><br>341 – 2567 | <b>135 – 5</b><br>135 – 6724 | <b>136 – 5</b><br>613 – 4572 | <b>137 – 2</b><br>713 – 4562 | <b>145 – 3</b><br>451 – 2367 |
| <b>146 – 5</b><br>461 – 2357 | <b>147 – 3</b><br>714 – 5623 | <b>156 – 2</b><br>561 – 2347 | <b>157 – 4</b><br>715 – 6234 | <b>167 – 1</b><br>671 – 2345 |
| <b>234 – 1</b><br>234 – 5671 | <b>235 – 2</b><br>235 – 6714 | <b>236 – 3</b><br>236 – 7145 | <b>237 – 4</b><br>237 – 1456 | <b>245 – 4</b><br>452 – 3671 |
| <b>246 – 5</b><br>246 – 7135 | <b>247 – 5</b><br>724 – 5613 | <b>256 – 3</b><br>562 – 3471 | <b>257 – 5</b><br>572 – 3461 | <b>267 – 2</b><br>672 – 3451 |
| <b>345 – 1</b><br>345 – 6712 | <b>346 – 2</b><br>346 – 7125 | <b>347 – 3</b><br>347 – 1256 | <b>356 – 4</b><br>563 – 4712 | <b>357 – 5</b><br>357 – 1246 |
| <b>367 – 3</b><br>673 – 4512 | <b>456 – 1</b><br>456 – 7123 | <b>457 – 2</b><br>457 – 1236 | <b>467 – 4</b><br>674 – 5123 | <b>567 – 1</b><br>567 – 1234 |

$$G_{sis}^2 = \begin{matrix} \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^1 & \alpha^0 & 6 \\ \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^2 & \alpha^0 & 7 \\ \alpha^4 & \alpha^4 & \alpha^5 & \alpha^0 & 2 \\ 3 & 4 & 5 & 1 & \end{matrix} \Rightarrow$$

$$\begin{matrix} \alpha^1 & \alpha^3 & \alpha^1 & \alpha^0 & 6 \\ \alpha^4 & \alpha^4 & \alpha^5 & \alpha^0 & 2 \\ \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^2 & \alpha^0 & 7 \\ 3 & 4 & 5 & 1 & \end{matrix} \Rightarrow$$

$$\begin{matrix} \alpha^1 & \alpha^1 & \alpha^0 & \alpha^3 & 6 \\ \alpha^4 & \alpha^5 & \alpha^0 & \alpha^4 & 2 \\ \alpha^6 & \alpha^2 & \alpha^0 & \alpha^2 & 7 \\ 3 & 5 & 1 & 4 & \end{matrix}$$

Становится очевидным, что для поиска эталонной матрицы декодер не выполняет арифметических операций в полях Галуа, а реализует тривиальную процедуру копирования и адресного переноса данных. В последнем случае число таких операций всегда будет равно длине кодового вектора  $n$ . В табл. 2 приводится оценка получаемого при этом выигрыша.

В табл. 3 приведены сравнительные данные по временным интервалам, необходимым для получения по-

рождающих матриц эквивалентных кодов применительно к возможностям ПЛИС типа «ALTERA» с тактовой частотой  $5 \cdot 10^7$  Гц, длительностью такта  $2 \cdot 10^{-8}$  с и объемом внутренней памяти 2 Мбайта.

Преимущества предлагаемого метода очевидны особенно для кодов с различной корректирующей способностью при фиксированной длине кодового вектора.

#### Организация памяти когнитивной карты декодера

Предлагаемый метод обработки данных в системе ПД, обеспечивая хорошие показатели по скорости вычисления порождающей матрицы эквивалентного кода, требует оценки объема памяти когнитивной карты декодера  $V_{kk}$ . Принимая за основу объем оперативной памяти ПЛИС.

«ALTERA», получены данные по возможности использования этой памяти для хранения на ее основе когнитивной карты. Конечно можно использовать систему внешней памяти, но это может отрицательно сказаться на длительности процесса поиска необходимого результата. Оценка производилась для всех рассмотренных методов хранения данных в когнитивной карте и результаты показаны в табл. 4.

Таблица 2. Оценка выигрыша по числу операций в условиях применения когнитивной карты

| Число арифметических операций при реализации классического подхода |                                 |                                 |                                 |
|--|---------------------------------|---------------------------------|---------------------------------|
| Код PC (7,3,5)   | Код PC (15,5,11)                | Код PC (15,9,7)                 | Код PC (15,13,3)                |
| 336  | 2410                            | 2912994                         | 68584334026                     |
| Число операций при реализации предлагаемого метода                 |                                 |                                 |                                 |
| 7  | 15                              | 15                              | 15                              |
| Выигрыш в 48 раз   | Выигрыш в $1,6 \cdot 10^2$ раза | Выигрыш в $1,9 \cdot 10^6$ раза | Выигрыш в $4,6 \cdot 10^9$ раза |

Таблица 3. Временные интервалы получения конечного результата

| Классический подход           |                               |                               |                               |
|-------------------------------|-------------------------------|-------------------------------|-------------------------------|
| Код PC (7,3,5)                | Код PC (15,5,11)              | Код PC (15,9,7)               | Код PC (15,13,3)              |
| $\approx 6,7 \cdot 10^{-6}$ с | $\approx 4,8 \cdot 10^{-5}$ с | $\approx 5,8 \cdot 10^{-2}$ с | $\approx 1,7 \cdot 10^3$ с    |
| Предлагаемый метод            |                               |                               |                               |
| $\approx 1,4 \cdot 10^{-8}$ с | $\approx 3,0 \cdot 10^{-7}$ с | $\approx 3,0 \cdot 10^{-7}$ с | $\approx 3,0 \cdot 10^{-7}$ с |

Таблица 4. Возможность реализации когнитивной карты декодера на базе оперативной памяти ПЛИС «ALTERA»

| Коды   | 1 система.<br>полным множеством матриц      | 2 система.<br>Система эталонных матриц         | 3 система.<br>С использованием циклических свойств эталонных матриц |
|--|---|--|---|
| PC (7,3,5)   | $V_{kk} \ll 1\%$<br>$9 \cdot 10^{-4}$ Мбайт | $V_{kk} \ll 1\%$<br>$1,5 \cdot 10^{-4}$ Мбайта | $V_{kk} \ll 1\%$<br>$2,1 \cdot 10^{-4}$ Мбайта                      |
| PC (15,11,5)   | Более 100 %                                 | Более 100 %                                    | 0,1 %   |
| PC (15,7,9)  | Более 100 %                                 | Более 100 %                                    | 0,5 %   |
| Укороченный код PC (40,36,5) над GF(2 <sup>8</sup> ) | Более 100 %                                 | Более 100 %                                    | 15 %  |

## Заключение

Впервые разработана модель декодера избыточного кода, использующая методы когнитивной обработки данных при реализации процедуры перестановочного декодирования для эффективной защиты команд дистанционного управления от влияния деструктивных факторов на процесс управления.

Математически обоснован аппарат быстрых матричных преобразований эталонных матриц и доказаны циклические свойства таких матриц, позволившие за счет некоторого увеличения вычислительной нагрузки на процессор декодера снизить объем его когнитивной карты до приемлемых размеров. Современная элементная база позволяет реализовать алгоритмы ПД.

Повышение скорости получения конечного результата позволяет говорить о целесообразности использования алгоритмов ПД для систем реального времени.

## Литература

1. MacWilliams F. J. Permutation Decoding of Systematic Codes, Bell System Tech. J., 43, 485 – 505 (1964).

2. Питерсон У., Уэлдон Э. Коды, исправляющие ошибки. Пер. с англ. – ред. Добрушина Р.Л., Самойленко С.И. М.: Мир. – 1976. – 594 с.

3. Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. Пер. с англ. ред. Афанасьева В.Б. – М.: Техносфера. – 2005. – 320 с.

4. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. – М.: Вильямс. – 2003. – 1104 с.

5. Гладких А.А. Основы теории мягкого декодирования избыточных кодов в стирающем канале связи. – Ульяновск: УлГТУ, 2010. – 379 с.

6. Гладких А.А. Перестановочное декодирование как инструмент повышения энергетической эффективности систем обмена данными / Электросвязь. – № 8. – 2017, С. 52–56.

7. Гладких А.А., Ал Тамими Т.Ф.Х. Концепция когнитивной обработки данных в системе перестановочного декодирования не двоичного избыточного кода / Электросвязь. – № 9. – 2018, С. 69–74.

## Секция 2: Теория и методы цифровой обработки сигналов

В работах, проводимых по данному базовому направлению теоретических исследований, закладываются фундаментальные основы построения систем ЦОС. Поэтому работа секции вызывает повышенный интерес всех участников конференции. Как показывает анализ представленных докладов, исследование российских ученых ведется по всем основным направлениям развития мировой науки в области информационных технологий реального времени, а именно: цифровой фильтрации, многоскоростной обработки и вейвлет-преобразования, частотно-временной обработки и спектрального анализа, теории быстрых алгоритмов ЦОС, оптимальной и адаптивной обработки сигналов и нелинейной фильтрации.

На секции обсуждались следующие актуальные научные проблемы:



– проблематика дискретной двумерной обработки сигналов в базах Фурье;

– интерполяция двумерных дискретных сигналов в пространственной области на основе быстрых преобразований Фурье;

– кардиоангиография: представление и анализ ЭКГ в базах собственных векторов;

– теорема отсчетов в частотной области для финитного спектра;

– реализация адаптивного алгоритма MVDR в частотной области для двухэлементной микрофонной решетки;

– разработка алгоритма оценки спектральной корреляционной функции на основе двумерного быстрого преобразования Фурье;

– рекуррентный цифровой алгоритм гармонического анализа непре-

рывных сигналов на основе бинарного аналого-стохастического квантования по уровню;

– метод переноса частот в речевом сигнале для коррекции слуховых патологий;

– исследование эффективности конструирования фильтров для анализа ЭЭГ методом адаптивного вейвлет-преобразования;

– генетические алгоритмы на основе канонических корреляций в детекции паттернов биомедицинских сигналов;

– эффекты квантования сигналов с угловой модуляцией;

– классификация одноканального ЭМГ-сигнала для человеко-компьютерного взаимодействия;

– первый опыт реализации онлайн-курса «основы цифровой обработки сигналов» на национальной платформе открытого образования;

– применение цифровых фильтров для определения статистических характеристик флуктуаций полного электронного содержания ионосферы;

– исследование устойчивости алгоритмов класса RLS к аддитивным шумам и сигналам встречного направления;

– сравнение эффективности технологий OFDM и SUB-OFDM при различных мешающих воздействиях в канале связи.