

**Инструментальные  
средства  
информационных  
технологий**

*В работе исследованы методы помехоустойчивого кодирования информации, получены их сравнительная характеристика на основании данных компьютерного моделирования, проанализированы алгоритмы, выбран оптимальный метод для формирования телеметрического кадра системы связи микроспутника. Для решения задачи построения формирователя телеметрического кадра микроспутника наилучшим методом является турбокодирование.*

© В.А. Буров, В.П. Зинченко,  
С.В. Зинченко, В. Резаи,  
О.О. Каминская, Б.М. Шевчук,  
2009

УДК 629.735.05

В.А. БУРОВ, В.П. ЗИНЧЕНКО, С.В. ЗИНЧЕНКО,  
В. РЕЗАИ., О.О. КАМИНСКАЯ, Б.М. ШЕВЧУК

**ИССЛЕДОВАНИЯ МЕТОДОВ  
ПОМЕХОУСТОЙЧИВОГО  
КОДИРОВАНИЯ ИНФОРМАЦИИ  
ДЛЯ СИСТЕМ МИКРОСПУТНИКА**

**Введение.** Одной из проблем обеспечения достоверной передачи информации является проблема выбора методов кодирования / декодирования помехоустойчивых кодов, которые понижают рабочее отношение сигнал / шум в канале связи и позволяют получить энергетический выигрыш, что приводит к уменьшению размеров антенн, снижению мощности передатчика, увеличению дальности связи и скорости передачи данных [1–4]. В космических системах связи стремятся улучшить их энергетическую эффективность (ЭЭ) за счет применения методов кодирования, где улучшение на 1 дБ существенно снижает стоимость системы и расширяет сферу ее применений.

**Постановка задачи** формулируется как задача исследования методов помехоустойчивого кодирования информации с целью определения наилучшего для систем связи микроспутников (МС) [5].

**Методы кодирования.** Достижением в теории помехоустойчивого кодирования является изобретение турбокодов (ТК), которые позволяют приблизиться к границе Шеннона, так как по ЭЭ ТК уступают теоретическому граничному значению лишь 0.5 дБ. Помехоустойчивые коды бывают блочными (коды Хэмминга, Боуза – Чоудхури – Хоквингема и Рида – Соломона) и сверточными. ТК – это блочные систематические коды, которые представляют собой блоки из  $n$  бит, из которых  $k$  – информационные, а  $n - k$  – проверочные. Чем длиннее блок, тем больше эффективность блочных кодов, но при этом

усложняется алгоритм декодирования. В циклических кодах для кодирования / декодирования используются полиномы. Решение в декодере о переданных  $k$  символах принимается на основании "жесткого" решения (0/1) в демодуляторе о каждом из переданных как информационных, так и проверочных символов. При этом "мягкие" решения являются оценкой достоверности принятых символов, что при декодировании повышает качество принятой информации [6]. "Хорошие" СВ-коды определяются методом моделирования на основе минимума вероятности ошибки. СВ-кодирование – это вычисление свертки потока символов длиной  $K$ , где число состояний СВ-кодера равно  $2K - 1$ . Для декодирования СВ-кодов применяется алгоритм Витерби (алгоритм последовательного декодирования). В отличие от блочных алгебраических кодов, декодирование СВ-кодов с "мягким" решением не вызывает затруднений. В противоположность алгебраическим блочным кодам, ТК являются случайными кодами, что соответствует принципу Шеннона. При этом длина блока ТК может быть чрезвычайно большой, поскольку она не влияет на вычислительную сложность алгоритма декодирования. При декодировании ТК, как и СВ-кодов, не возникает трудностей использования "мягких" решений.

**Рассмотрим кодирования ТК**, где коды оптимизируются по максимуму минимального расстояния  $d_{\min}$  между кодовыми блоками. Эффективность ТК определяется средним значением расстояний между кодовыми блоками, т. е.  $d_{cp} \gg d_{\min}$ . В отличие от СВ-кода исправляющая способность ТК зависит от числа и расположенных кодовых блоков на расстоянии  $d$  от других кодовых блоков, или от вида функции распределения  $S(d)$  (описывает спектр расстояний), и особенно от той ее части, где  $d < d_{cp}$ . Таким образом, для оценки эффективности ТК необходимо знать  $S(d)$ , которая зависит от длины и вида используемого СВ-кода и параметров перемежителя. Что касается используемого рекурсивного СВ-кода, то он имеет наиболее благоприятную зависимость  $S(d)$  с точки зрения ошибочности декодирования [6]. Структура перемежителя ТК слабо влияет на его эффективность. С ростом как длины кодового ограничения СВ-кода, так и длины перемежителя пропорционально увеличивается эффективность ТК. При декодировании информацию можно представить в виде кодовых блоков, где информационные части блоков в силу систематического кодирования и с учетом перемежения идентичны. Это обстоятельство позволяет использовать два декодера, каждый из которых декодирует свой кодовый блок. Декодированную информацию первого / второго декодера с учетом перемежения можно использовать в качестве априорной информации для второго / первого декодера для уточнения результата декодирования. Оптимальный декодер строится на минимуме вероятности ошибочного декодирования. Проведенные исследования ТК выполнялись при значениях таких параметров:  $k = 65532$ ,  $K = 5$  – длина RSC,  $L = k + K - 1 = 65536$  ( $L > k$ ) – длина перемежителя,  $r = 1/2$  – кодовая скорость,  $n = L/r = 131072$  – длина блока.

На рис. 1 показана эффективность ТК, как  $BER = f(E_b / N_0)$  при разном числе итераций  $Q$  для двоичной фазовой модуляции сигнала (Binary phase shift keying, BPSK). Исследовался также вопрос сложности алгоритма декодирования ТК с такими параметрами:  $k$  – длина кодового ограничения RSC (RSC-Recursive systematic convolutional codes),  $Q$  – число итераций декодирования. Тогда декодер Витерби СВ-кода с длиной кодового ограничения  $K_c = 3 + \log_2(Q) + K$  имеет такую же сложность по числу требуемых операций сложения и умножения, как и ТК. Например, для ТК с  $K = 3$  и его турбодекодера с  $Q = 8$  соответствует декодер Витерби СВ-кода с длиной кодового ограничения  $K_c = 3 + \log_2(8) + 3 = 9$ , который имеет такую же сложность реализации, как и турбодекодер. Так как вычислительная сложность турбодекодера в расчете на один информационный бит не зависит от  $k$ , то в таком смысле ТК подобен СВ-коду. При этом, с ростом  $k$  для ТК и всех блочных кодов возрастает требуемый объем памяти декодера и, соответственно, время декодирования. Минимальное требуемое значение энергетической эффективности  $E_b / N_0$  для различных СВ-кодов при  $BER = 10^{-5}$  с BPSK и  $r = 1/2$  составляет 0.2 дБ. В табл. 1 приведена сравнительная характеристика ЭЭ СВ-кодов в условиях BPSK при  $r = 1/2$ . Следует, что ТК ( $n = 131072, k = 65532, Q = 18$ ) требует лишь ( $n = 131072, k = 65532, Q = 18$ ) требует лишь на 0.5 дБ увеличения  $E_b / N_0$  в сравнении с минимально необходимой величиной, равной 0.2 дБ для двоичного канала связи и заданной скорости кода.

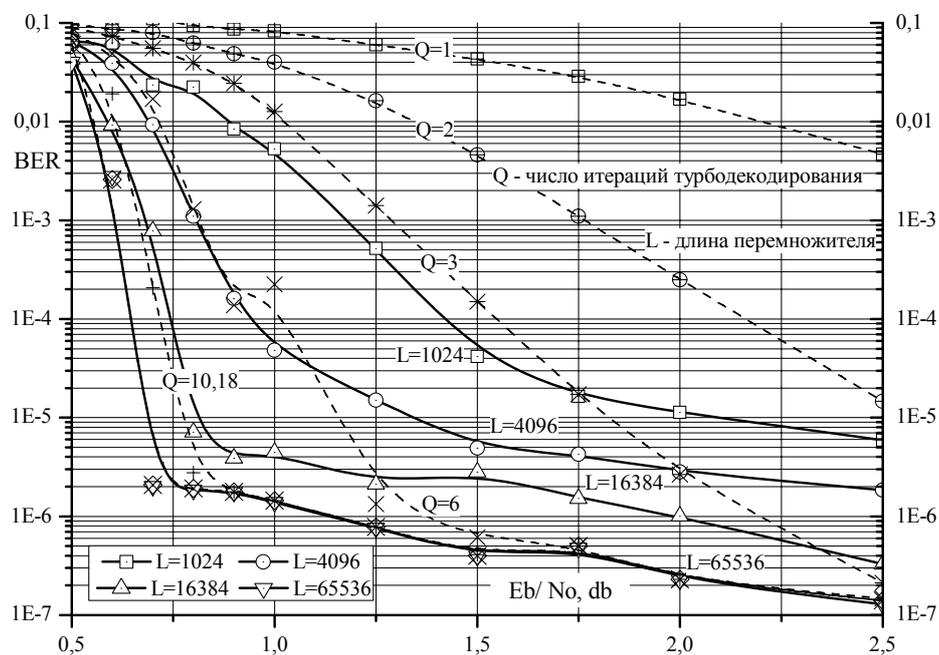


РИС. 1. Зависимость  $BER = f(E_b / N_0)$  для различных  $Q$  и  $L$

Отметим особенности  $BER = f(E_b / N_0)$  для ТК: низкая скорость спада вероятности ошибочного приема с ростом величины  $E_b / N_0$ ; существуют асимптоты к которым стремятся вероятности ошибки с ростом  $E_b / N_0$  при разных  $L$ . По причине низкой скорости спада  $BER$  достигнуть малой ее величины ( $BER \approx 10^{-5}$ ) можно при больших значениях  $E_b / N_0$  и  $L = 65536$ . Другими словами, для не-

ТАБЛИЦА 1

Вид СВ-кода	$E_b/N_0$ , дБ
Турбо-код ( $n = 131072, k = 65532$ ) с BPSK	0.7
СВ-код, $K = 32$ , последовательное декодирование (система связи с космическими аппаратами Pioneer-10-12) и BPSK	2.7
СВ-код, $K = 9$ (используется в Globalstar), декодированием по Витерби и BPSK	3.5
СВ-код Оденвальдера, $K = 7$ , декодирование по Витерби (DVB-S, Inmarsat, Intelsat) и BPSK	4.5
СВ-код, $K = 5$ , декодирование по Витерби (используется в GSM) и BPSK	5.3
Некодированная BPSK	9.6

большой вероятности ошибки ТК являются неэффективны в сравнении с каскадной схемой кодирования. Высокая эффективность ТК при малой величине  $E_b / N_0$  и снижение эффективности при ее увеличении объясняются тем, что критерием при выборе параметров кодера является минимизация числа кодовых слов с малым взаимным расстоянием, в противоположность принципу максимума минимального расстояния  $d_{\min}$  между кодовыми словами. Поэтому при малых значениях  $E_b / N_0$  ТК являются эффективным, но с ростом  $E_b / N_0$ , когда основной вклад в вероятность ошибки вносят кодовые блоки с малыми расстояниями от соседних кодовых блоков  $d$ , увеличение эффективности замедляется. Вторым эффектом – это уменьшение эффективности итерационного декодирования с увеличением числа итераций  $Q$  и ростом  $E_b / N_0$ . Чем больше эта величина, тем меньше требуется итераций при декодировании, поскольку алгоритм итерационного декодирования становится более оптимальным. Отметим, что ТК применяются для помехоустойчивого кодирования в космической связи. Алгоритм кодирования кодерами на 16 состояний ( $K = 5$ ), длиной перемежения 16384 и кодовыми скоростями  $r = 1/2, 1/3, 1/4, 1/6$  предложен комитетом CCSDS (Consultative committee for space data systems) как стандарт передачи телеметрической информации с космических аппаратов. Консорциум DVB использует ТК как стандарт DVB-RCS [5] для передачи информации по обратному спутниковому каналу. ТК формируются на основе циклического рекурсивного систематического СВ-кодера (Circular recursive systematic convolutional, CRSC). Используются ТК также в новом стандарте спутниковой системы связи Inmarsat [5].

**Кодирования / декодирования СВ-кодами.** СВ-кодер – это обычный сдвиговый регистр, а работа кодера соответствует диаграмме Треллиса [6], которая описывает все возможные состояния и переходы между регистрами. Диаграмма используется и при декодировании по алгоритму Витерби, особенность которого состоит в том, что он не только детектирует информацию, но и исправляет ошибки в полученных данных. Получив в момент  $t = 0$  биты "00", декодер "сомневается" в их корректности и рассматривает возможные варианты: исходный бит может быть 1/0, поэтому строятся две ветки к состояниям "00" и "10" соответственно. Для этих двух возможных путей вычисляется расстояние Хэмминга между реальными и предположительными данными. Далее операция итеративно повторяется для каждой новой пары битов, и с каждым шагом количество путей удваивается. Полученные траектории накапливают сумму всех расстояний Хэмминга, вычисленных за предыдущие итерации. Когда два пути пересекаются, то путь, который обладает наибольшей суммой, обрывается. В результате такого "усреднения" цепочка, в сумме набравшая меньше всех баллов, и принимается за истинный путь. Существует две версии метода декодирования на основе жестких и мягких решений. Первый вариант был рассмотрен ранее (использует расстояния Хэмминга), а другой использует вероятность приема неверного бита. Степень достоверности каждого бита оценивается путем измерения уровня поступающего сигнала с помощью аналого-цифрового преобразователя и сравнения полученного значения с номинальным.

**Алгоритм кодирования Рида – Соломона (РС).** Используются несистематический и систематический кодировщики РС. Вычисление несистематических корректирующих РС-кодов осуществляется умножением информационного слова на порожденный полином, в результате образуется кодовое слово, отличающееся от исходного информационного слова. Для восстановления исходного слова необходимо выполнить емкую операцию декодирования, даже если данные не искажены и не требуют восстановления. При систематическом кодировании, исходное информационное слово останется неизменным, а корректирующие коды (символы четности) добавляются в его конец, благодаря чему к операции декодирования приходится прибегать лишь в случае разрушения данных. Вычисление несистематических корректирующих РС-кодов осуществляется делением информационного слова на порождающий полином. При этом все символы информационного слова сдвигаются на  $n - k$  байт влево, а на освободившееся место записывается  $2t$  байт остатка. Систематический кодировщик представляет собой совокупность сдвиговых регистров, объединенных посредством сумматоров и умножителей, функционирующих по правилам арифметики Галуа. Сдвиговый регистр представляет последовательность разрядов, каждая из которых содержит один элемент поля Галуа  $GF(q)$ . Содержащийся в разряде символ, покидая этот разряд, переносится на выходную линию. Одновременно с этим в разряд заносится символ, находящийся на его входной линии. Замещение символов происходит дискретно в определенные промежутки времени (такты). Низкая эффективность программных реализаций РС-кодеров объясняется тем, что нельзя осуществлять параллельное объединение элементов сдвигового регистра

и необходимо использовать ту ширину разрядности, которую «навязывает» архитектура компьютера. Цепи, основанные на регистрах сдвига, называются фильтрами. Фильтр, осуществляет деление полинома на константу. Деление реализуется посредством умножения и сложения, для чего используются два рекуррентных равенства:

$$\begin{aligned} Q^{(r)}(x) &= Q^{(r-1)}(x) + R_{n-r}^{r-1}(x)^{k-r}, \\ R^{(r)}(x) &= R^{(r-1)}(x) - R_{n-r}^{r-1}(x)^{k-r} g(x), \end{aligned}$$

где  $Q(r)(x)$  и  $R(r)(x)$  – соответственно частное и остаток на  $r$  – шаге рекурсии. Поскольку сложение и вычитание по  $\text{mod} 2$  тождественны то, для реализации делителя достаточно иметь устройство сложения и умножения. После  $n$ -сдвигов на выходе регистра появляется частное, а в самом регистре окажется остаток, который и представляет собой рассчитанные символы четности (РС-коды), а коэффициенты умножения с  $g_0$  по  $g(2t-1)$  соответствуют коэффициентам умножения порожденного полинома. Декодирование РС-кодов – сложная задача. Типовая схема декодирования, состоит из таких шагов: вычисления синдрома ошибки (синдромный декодер); построения полинома ошибки (алгоритм Берле-кэмп – Мессе, Евклида); определение корней данного полинома (например, алгоритм Ченя); определения характера ошибки (построение битовой маски, алгоритм Форни или любой другой алгоритма обращения матрицы); исправления ошибочных символов путем наложения битовой маски на информационное слово и последовательного инвертирования всех искаженных бит (операция XOR). Отметим, что синдром – это остаток деления декодируемого кодового слова  $c(x)$  на порожденный полином  $g(x)$ , и, если этот остаток равен нулю, кодовое слово считается неискаженным. Ненулевой остаток свидетельствует о наличии ошибки. Остаток от деления дает многочлен, не зависящий от исходного сообщения и определяемый исключительно характером ошибки. Принятое кодовое слово  $v$  с компонентами  $v_i = c_i + e_i$ , где  $i = 0, \dots, n-1$  представляет собой сумму кодового слова  $c$  и вектора ошибок  $e$ . Цель декодирования состоит в очистке кодового слова от вектора ошибки, описываемого полиномом синдрома и вычисляемого так  $S_j = v(a_j + j_0 - 1)$ , где  $i = 0, \dots, n-1$  представляет собой сумму кодового слова  $c$  и вектора ошибок  $e$ ,  $j = 1, \dots, 2t$ ,  $\alpha$  – примитивный член [6]. Синдром ошибки вычисляется итеративно, и вычисление результирующего полинома (ответ) завершается непосредственно в момент прохождения последнего символа четности через фильтр. Всего требуется  $2t$  циклов «прогона» декодируемых данных через фильтр, по одному прогону на каждый символ результирующего полинома. Полученный синдром описывает конфигурацию ошибки, но еще не показывает, какие именно символы сообщения были искажены. Действительно, степень синдромного полинома  $2t$  существенно меньше степени полинома сообщения  $n$ , и между их коэффициентами нет прямого соответствия. Полином, коэффициенты которого соответствуют коэффициентам искаженных символов называется полиномом локатора ошибки обозначается  $\lambda$ . Если количество искаженных символов меньше  $t$ , то синдром и локатор ошибки

связаны так  $\text{НОД}[x_{n-1}, E(x)] = L(x)$ , и локатор вычисляется как наименьший общий делитель (НОД) с использованием алгоритма Берлекэмп – Месси [6]. Итак, известно какие символы кодового слова искажены, но пока еще неизвестно как именно они искажены. Используя полином синдрома и корни полинома локатора, можно определить характер разрушений каждого из искаженных символов. Для этой цели используется алгоритм Форни, состоящий из двух этапов. Сначала из свертки полинома синдрома полиномом локатора  $L$  определяется промежуточный полином  $W$ . Затем, используя  $W$ -полином вычисляется нулевая позиция ошибки, которая, в свою очередь, делится на производную от  $L$ -полинома. В результате определяется битовая маска, где каждый установленный бит соответствует искаженному биту и для восстановления кодового слова в исходный вид все искаженные биты должны быть инвертированы операцией XOR.

Декодер, построенный по такому алгоритму, требует не более  $3t$  операций умножения в каждой итерации, (их  $\leq 2t$ ). Таким образом, для решения поставленной задачи требуется всего  $6t^2$  операций умножения. Фактически поиск локатора – это решение системы из  $2t$  уравнений с  $t$  неизвестными, которые и являются позиции искаженных символов в кодовом слове  $v$ . Если количество ошибок больше  $t$ , система уравнений неразрешима, и восстановить разрушенную информацию в этом случае не возможно. Так как полином локатора ошибки известен, и его корни определяют местоположение искаженных символов в принятом кодовом слове, то их необходимо найти. Для этого используется процедура Ченя (аналог обратного преобразованию Фурье). Все  $2t$  возможных символов один за другим подставляются в полином локатора, затем выполняется расчет полинома. Если результат обращается в ноль – считается, что искомые корни найдены. На этом процедура декодирования принятого кодового слова считается законченной. Далее, отсекается  $n - k$  символов четности, и полученное информационное слово готово к употреблению.

**Алгоритм турбокодирования.** ТК относится к классу параллельных каскадных кодов. Структура ТК представляет собой систематический код в котором есть группа проверочных бит, генерируемых двумя кодерами составных рекурсивных сверточных кодов (РСК). Причем информационная последовательность подается в РСК1 непосредственно, а в кодер РСК2 через устройство псевдослучайного перемежения. Схема выкалывания проверочных бит применяется для регулирования общей скорости турбокода. Феноменальная помехоустойчивость ТК объясняется сочетанием таких свойств: высокая зависимость выходной последовательности РСК от порядка входной информации, т. е. от порядка расположения 0 и 1 в ней; применение перемежителя для изменения порядка входной последовательности, подаваемой на входы составных РСК. Сочетание свойств приводит к тому, что если при подаче определенной информационной последовательности на вход РСК1 вес его проверочной последовательности оказывается малым, то перемеженная версия этой информационной последовательности, подаваемая на вход РСК2, с высокой вероятностью приведет к генерации проверочной последовательности большого веса из-за вышеуказанного

свойства РСК. Таким образом, если какая-либо комбинация ошибок не может быть исправлена одним РСК, то это будет сделано с помощью проверочной группы другого РСК и наоборот. Заметьте, что при использовании в составе ТК нерекурсивной формы СВ-кодов с такой же корректирующей способностью выигрыш от кодирования оказывается намного меньше. Это происходит потому, что вес выходной последовательности СВ-кодов в нерекурсивной форме слабо зависит от порядка входной информационной последовательности. Очевидно, что число составных кодов в ТК может быть больше двух. Существуют ТК с перемежителями, которые используют гибридное (последовательное и параллельное) соединение кодеров составных кодов. Есть также ТК в которых в качестве составных кодов используются блочные коды, однако такие конструкции несколько уступают классическим ТК по помехоустойчивости. Кроме того они не позволяют произвольно одновременно выбирать длину кодируемого информационного блока и скорость кода. Для декодирования ТК в настоящее время применяется алгоритмы итеративного декодирования. Итеративный декодер образован последовательным соединением декодеров двух элементарных кодов (РСК1 и РСК2), так называемые декодеры с мягким входным и выходным сигналом. Каждый элементарный декодер имеет два входа: вход для сигнала, представляющего собой мягкое решение демодулятора; вход для сигнала внешней информации, получаемой от декодера другого элементарного кода. Первый декодер имеет только один выход, на который подается внешняя информация, полученная этим декодером в процессе декодирования. Внешняя информация, производимая декодером для каждого информационного бита, представляет собой величину, модуль которой пропорционален надежности приема данного информационного бита, а знак соответствует передаче 0/1 в данном информационном бите. Существенным является то, что внешняя информация о каждом информационном бите вырабатывается декодером элементарного кода с использованием сведений об информационных символах, содержащихся только в проверочной группе данного составного кода. Поэтому, внешняя информация оказывается некоррелированной с мягкими решениями, производимыми демодулятором по каждому информационному биту и с информацией о передаваемых информационных символах, содержащейся в проверочной группе другого элементарного кода.

**Оптимальный метод для телеметрического кадра.** Теперь мы обладаем всем необходимым для построения сравнительной характеристики методов помехоустойчивого кодирования и выбора из них наиболее оптимального. В качестве тестового возьмем случайный сигнал, закодируем его свёрточным кодом, РС-кодом и ТК, наложим гауссов шум разной мощности и выполним декодирование. Построим график зависимости частоты ошибочных бит от уровня шума для разных методов. Наиболее эффективным оказывается ТК. Также выявлен тот факт, что даже с незначительным ростом количества итераций турбодекодера, частота ошибочных бит резко падает. При этом нет необходимости менять структуру декодера. Сравнительная характеристика эффективности методов кодирования показаны на рис. 2.

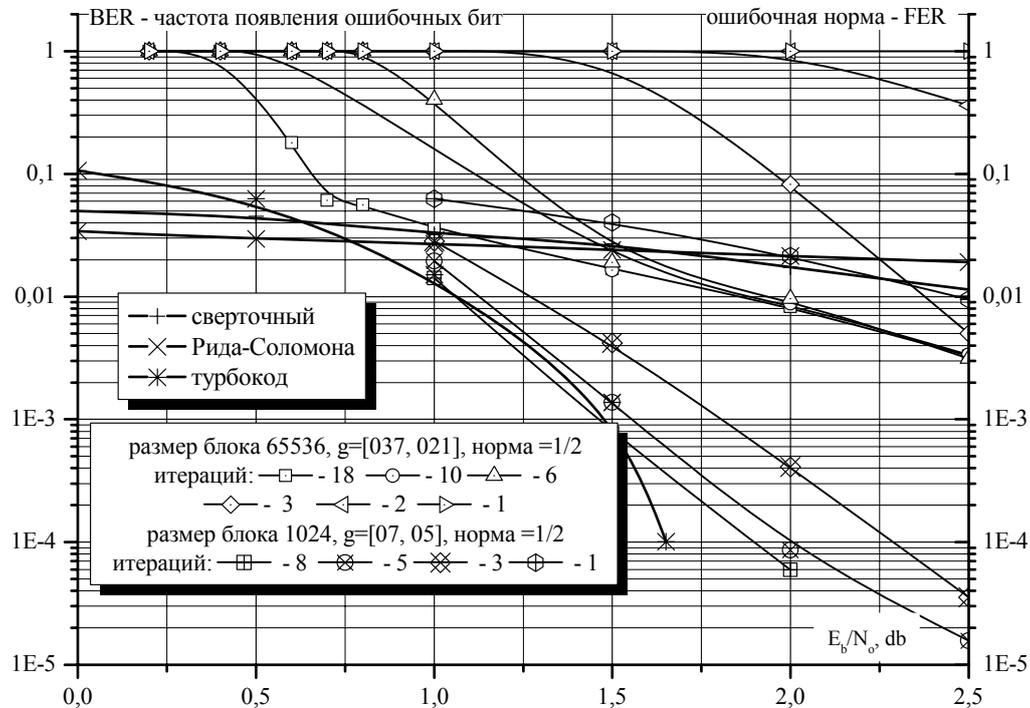


РИС. 2. Эффективность методов кодирования случайного сигнала и изображения

**Выводы.** Исследование и сравнительный анализ современных методов помехоустойчивого кодирования, с применением компьютерного моделирования позволили выбрать оптимальный метод для формирования телеметрического кадра системы связи с микроспутником. Для решения задачи построения формирователя телеметрического кадра МС наилучшим методом является турбокодирование.

*В.О. Буров, В.П. Зінченко, С.В. Зінченко, В. Резаї, О.О. Камінська, Б.М. Шевчук*

#### ДОСЛІДЖЕННЯ МЕТОДІВ ЗАВАДОСТІЙКОГО КОДУВАННЯ ІНФОРМАЦІЇ ДЛЯ СИСТЕМ МІКРОСУПУТНИКА

У роботі досліджені сучасні методи завадостійкого кодування інформації, отримані їх порівняльні характеристики на основі даних комп'ютерного моделювання, а також проаналізовані алгоритми та вибраний оптимальний метод для формування телеметричного кадру системи зв'язку микросупутника. Для вирішення задачі побудови формувача телеметричного кадру микросупутника найкращим методом кодування є турбокодування.

*V.O. Burov, V.P. Zinchenko, S.V. Zinchenko, V. Rezaei, O.O. Kaminska, B.M. Shevchuk*

INVESTIGATION OF INFORMATION NOISELESS CODING METHODS  
IN MICROSAT SYSTEMS

The modern method of noiseless coding of information is investigated; based on computer modeling, its comparison characteristics are obtained, and the algorithms and the chosen optimum method for forming the telemetric frame in microsat communication system are also investigated. The best method for solving the problem of former construction of telemetric frame in microsat is Turbo-coding.

1. *Скляр Б.* Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение, 2-е изд.: Пер. с англ. – М.: Изд. дом “Вильямс”, 2003. – 1104 с.
2. *Зінченко В.П., Зінченко Н.П.* Формат телеметричного кадру для мікроспутників // Наукові вісті НТУ України “КПІ”. – 2005. – № 3. – С. 108 – 114.
3. *Зинченко В.П., Буров В.А., Зинченко С.В. и др.* Разработка систем передачи телеметрической информации для космических объектов // Системні дослідження та інформаційні технології. – 2005. – № 3. – С. 57 – 72.
4. *Зинченко В.П., Буров В.А., Зинченко С.В. и др.* Оптимизация систем передачи телеметрической информации // Праці Міжнар. конф. “Питання оптимізації обчислень (ПОО-XXX11)”. – Київ: Ін-т кібернетики ім. В.М. Глушкова НАН України, 2005. – С. 90 – 91.
5. *Зінченко В.П., Рижков Л.М.* Концепція віртуальної лабораторії космічних досліджень на основі над малих космічних апаратів // Наукові вісті НТУ України “КПІ”. – 2006. – № 6. – С. 96 – 102.
6. *Касами Т., Токура Н., Ивадари Ё, Инагаки Я.* Теория кодирования. – М.: Мир, 1978. – 576 с.

Получено 12.05.2009

**Об авторах:**

*Буров Владислав Александрович,*  
кандидат технических наук, доцент НТУ Украины «КПИ»,  
e-mail Burov\_v@voliacable.com

*Зинченко Валерий Петрович,*  
кандидат технических наук, доцент НТУ Украины «КПИ»,  
e-mail zinchenko.vp@gmail.com

*Зинченко Сергей Валериевич,*  
научный сотрудник Института кибернетики имени В.М. Глушкова НАН Украины,

*Каминская Ольга Олеговна,*  
магистр НТУ Украины «КПИ»,

*Резаи Вахид,*  
аспирант НТУ Украины «КПИ»,

*Шевчук Богдан Михайлович,*  
кандидат технических наук, научный сотрудник  
Института кибернетики имени В.М. Глушкова НАН Украины.