

## АНАЛИЗ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ НЕРАВНОМЕРНЫХ КОДОВ, ПРИМЕНЯЕМЫХ ДЛЯ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ ПО КАНАЛУ СВЯЗИ

© 2015

*С.П. Ковальский*, кандидат технических наук, сотрудник  
*Р.М. Абдуразаков*, сотрудник  
*Академия Федеральной службы охраны России, Орел (Россия)*

**Ключевые слова:** неравномерные коды; обнаружение синхронизации; последовательный анализ; вероятность ошибки обнаружения; полиномиальное распределение; оценка эффективности.

**Аннотация:** В статье решается задача обнаружения синхронизации в кодовой последовательности неравномерных кодов, потерянной за счет влияния ошибок в канале связи при передаче сжатых сообщений.

С этой целью на основе статистических свойств источника сообщений и цифрового канала связи были получены функции правдоподобия наблюдений при наличии и при отсутствии синхронизации. В этой ситуации в качестве наблюдений могут быть использованы частоты появления букв алфавита заданного объема в декодированной последовательности символов. В качестве базового распределения использовано полиномиальное распределение, которое характеризует частоты появления букв алфавита в выборке заданного объема в зависимости от их вероятностей. Особенностью предлагаемого подхода для обнаружения синхронизации является использование полиномиального распределения для описания функции правдоподобия отсутствия синхронизации на основе теории распознавания сложных гипотез при равномерном усреднении.

В результате такого подхода было получено отношение правдоподобия в зависимости от вероятностей появления букв алфавита, по которому можно сделать вывод о наличии или отсутствии синхронизации.

На основе процедуры последовательного анализа разработан алгоритм обнаружения синхронизации при неравномерном кодировании. В качестве показателя оценки эффективности алгоритма выбрана величина среднего байесовского риска, представленного в виде вероятности ошибки обнаружения синхронизации.

Анализ помехоустойчивости неравномерных кодов показывает, что при применении на сетях связи современных мультимедийных технологий возрастают объемы передаваемой информации и используемого алфавита сообщений, что приводит к потере синхронизации и эффекту размножения ошибок. Это приводит к частичной или полной потере информации. Разработанный алгоритм позволит восстанавливать сжатые сообщения, искаженные в результате передачи по каналу связи.

Основным условием осуществимости процесса сжатия информации является обеспечение безошибочной передачи кодовой последовательности с выхода компрессора на вход декомпрессора, т. е. канал связи не должен вносить искажений в передаваемый сигнал. Данное условие выступает в качестве главного ограничения при синтезе алгоритмов сжатия информации [1–3].

Поэтому дискретный канал, связывающий компрессор и декомпрессор, в обязательном порядке включает средства помехоустойчивого канального кодирования и декодирования. Однако в ряде случаев канальный декодер не позволяет исправить все возникающие ошибки. Тогда кодовая последовательность, поступающая на вход декомпрессора, содержит искажения, которые приводят к нарушениям процесса декомпрессии и не позволяют восстановить исходное сообщение частично (для статических методов сжатия) либо полностью (для адаптивных методов сжатия) [4; 5]. Особенно влияние искажений в канале связи сказывается на широко используемых в современных информационных технологиях неравномерных кодах. В этих кодах происходит потеря синхронизации, что приводит к эффекту размножения ошибок [6–8]. В связи с этим актуальной представляется задача восстановления сжатых с помощью неравномерных кодов сообщений, искаженных в результате передачи по каналу связи.

Исследование помехоустойчивости неравномерных кодов проводилось на основе анализа вероятностей ошибок синхронизации в последовательности символов

и в последовательности, образуемой узлами дерева неравномерного кодирования, для случая отсутствия ошибок в канале связи, а также влияния ошибок в канале связи на передачу сжатых сообщений.

Для восстановления сжатых сообщений необходимо решить задачу обнаружения синхронизации в кодовой последовательности.

Так как при обнаружении синхронизации в неравномерных кодах возможны две ситуации: синхронизация есть или синхронизации нет, то задачу обнаружения предлагается решать в рамках теории статистических гипотез [9–12].

При решении задачи обнаружения синхронизации имеется две гипотезы:

- синхронизация есть ( $H_1$ );
- синхронизации нет ( $H_0$ ).

По правилу решения следует выбирать либо гипотезу  $H_1$ , либо гипотезу  $H_0$ . Пространство наблюдений разбито на две части:  $Z_1$  и  $Z_0$ . Если результат наблюдения оказывается в области  $Z_0$ , то принимается гипотеза  $H_0$ , а если результат наблюдения оказывается в области  $Z_1$ , то принимается гипотеза  $H_1$ .

Пространство наблюдений в данном случае – частоты появления букв алфавита, по которым принимается решение о наличии или отсутствии синхронизации в кодовой последовательности.

При наличии синхронизации в кодовой последовательности известен вектор вероятностей появления букв алфавита и кодовая последовательность описывается с помощью многомерного полиномиального

распределения с параметрами  $(M, p_1, p_2, \dots, p_n)$ ;  
 $(0 < p_i < 1, \sum p_i = 1)$ , если

$$P = \frac{M!}{m_1! m_2! \dots m_n!} p_1^{m_1} p_2^{m_2} \dots p_n^{m_n}, \quad (1)$$

где  $M$  – длина последовательности символов;  
 $n$  – объем алфавита;  
 $m$  – частота появления буквы алфавита;  
 $p$  – вероятность появления буквы алфавита.

Для вектора  $m = (m_1, m_2, \dots, m_n)$ ,  $\sum_{i=1}^n m_i = M$ .

При отсутствии синхронизации уровень априорной неопределенности выше, так как неизвестен вектор  $(p_1, p_2, \dots, p_n)$  вероятностей появления букв алфавита. Поэтому в случае отсутствия синхронизации необходимо прибегать к рассмотрению сложных гипотез. Отличие от простых гипотез состоит в том, что вводится дополнительное пространство параметров, характеризующих сложные гипотезы [13–15].

В этом случае пространством параметров будет вектор вероятностей появления букв алфавита, который неизвестен. Поэтому для получения описания кодовой последовательности при отсутствии синхронизации усредняется полиномиальное распределение по неизвестным параметрам с помощью многомерного равномерного распределения.

Отношение правдоподобия при обнаружении синхронизации вычисляется по формуле:

$$\Lambda(\bar{m}) = \frac{P(\bar{m} / H_0)}{P(\bar{m} / H_1)}, \quad (2)$$

где  $P(\bar{m} / H_0)$  – плотность распределения вероятности частот появления  $m$  букв по гипотезе  $H_0$ ;

$P(\bar{m} / H_1)$  – плотность распределения вероятности частот появления  $m$  букв по гипотезе  $H_1$ .

Для наихудшего случая при отсутствии синхронизации считаем, что вектор вероятностей появления букв алфавита  $(p_1, p_2, \dots, p_n)$  распределен в области  $G$  равномерно и имеет плотность распределения  $\frac{1}{V(G)}$ , где

$V(G)$  – объем поверхности  $G$  [16]. Поверхность  $G$  в данном случае описывается уравнением  $p_1 + p_2 + \dots + p_n = 1$ .

Плотность распределения вероятности параметра  $m$  по гипотезе  $H_0$  определяется:

$$P(\bar{m} / H_0) = \frac{1}{V(G)} \int_G \frac{M!}{m_1! m_2! \dots m_n!} p_1^{m_1} p_2^{m_2} \dots p_n^{m_n} d\bar{p}. \quad (3)$$

Объем поверхности  $G$  для  $n$ -мерного случая:

$$V(G) = \int_G \sqrt{1 + \frac{\partial(1-p_1-p_2-\dots-p_{n-1})}{\partial p_1} + \dots + \frac{\partial(1-p_1-p_2-\dots-p_{n-1})}{\partial p_{n-1}}} d\bar{p}. \quad (4)$$

Получается выражение:

$$V(G) = \sqrt{n} \int_G d\bar{p}. \quad (5)$$

В итоге анализ результатов вычисления интегралов для одно-, двух-, трех-, четырех-, пяти- и шестимерного случая с помощью метода математической дедукции дает выражение для вычисления объема поверхности  $G$ :

$$V(G) = \frac{\sqrt{n}}{(n-1)!}. \quad (6)$$

При подстановке выражения (6) в формулу (3) получается:

$$P(\bar{m} / H_0) = \frac{(n-1)!}{\sqrt{n}} \int_G \frac{M!}{m_1! m_2! \dots m_n!} p_1^{m_1} p_2^{m_2} \dots p_n^{m_n} d\bar{p}. \quad (7)$$

Выражение  $\int_G p_1^{m_1} p_2^{m_2} \dots p_n^{m_n} d\bar{p}$  обозначается как  $A$ .

Тогда:

$$A = \int_0^{1-p_1} \int_0^{1-p_1-p_2} \dots \int_0^{1-p_1-\dots-p_{n-2}} p_1^{m_1} \dots p_{n-1}^{m_{n-1}} (1-p_1-\dots-p_{n-1})^{m_n} dp_1 dp_2 \dots dp_{n-1} \sqrt{n}. \quad (8)$$

Для вычисления интегралов полином вида  $(1-p_1-p_2-\dots-p_{n-1})^{m_n}$  преобразуется по формуле бинома Ньютона [16]:

$$(a-b)^n = \sum_{k=0}^n (-1)^k C_n^k a^{n-k} b^k, \quad (9)$$

где  $a=1$ ;

$$b = (p_1 + p_2 + \dots + p_{n-1}).$$

Получается следующее выражение:

$$(1-p_1-p_2-\dots-p_{n-1})^{m_n} = \sum_{k=0}^{m_n} (-1)^k C_{m_n}^k 1^{m_n-k} (p_1 + p_2 + \dots + p_{n-1})^k.$$

Преобразование  $A$  приводит к выражению:

$$A = \sqrt{n} \prod_{i=0}^{n-2} \sum_{k=0}^{i+1} (-1)^k C_{i+1}^k \frac{1}{(\sum_{j=1}^{i+1} m_{n-(j-1)})+i} \frac{1}{m_{n-(i+1)} + k + 1}. \quad (10)$$

Итоговое выражение для плотности распределения вероятности частот появления  $m$  букв по гипотезе  $H_0$  получается подстановкой (10) в (7):

$$P(\bar{m} / H_0) = (n-1)! \frac{M!}{m_1! m_2! \dots m_n!} \prod_{i=0}^{n-2} \sum_{k=0}^{(\sum_{j=1}^{i+1} m_{n-(j-1)})+i} (-1)^k C_{(\sum_{j=1}^{i+1} m_{n-(j-1)})+i}^k \frac{1}{m_{n-(i+1)} + k + 1} \quad (11)$$

Выражение (2) определяется как отношение (1) к (11):

$$\Lambda(\bar{m}) = \frac{(n-1)!}{p_1^{m_1} p_2^{m_2} \dots p_n^{m_n}} \prod_{i=0}^{n-2} \sum_{k=0}^{(\sum_{j=1}^{i+1} m_{n-(j-1)})+i} (-1)^k C_{(\sum_{j=1}^{i+1} m_{n-(j-1)})+i}^k \frac{1}{m_{n-(i+1)} + k + 1} \quad (12)$$

Данное выражение позволяет обнаружить наличие или отсутствие синхронизации в кодовой последовательности при неравномерном кодировании. Однако на практике решить задачу обнаружения с помощью параллельного анализа сложно из-за ограничений на вычислительную сложность ПЭВМ. Поэтому задачу приходится решать поэтапно, разбивая кодовую последовательность на блоки.

Таким образом, необходимо разработать алгоритм с помощью последовательной процедуры анализа, на основе которого принималась бы одна из двух гипотез: отсутствие или наличие синхронизации.

Классическая процедура последовательного анализа для выбора одной из двух гипотез может быть описана следующим образом. Дается правило принятия на каждом этапе эксперимента при  $k$ -й пробе ( $k$  – число блоков) одного из следующих трех решений:

- 1) закончить эксперимент принятием  $H_0$ ;
- 2) закончить эксперимент принятием  $H_1$ ;
- 3) продолжить эксперимент, производя дополнительное наблюдение.

Такая процедура выполняется последовательно. На основе первого наблюдения принимается одно из вышеупомянутых решений. Если принимается одно из двух первых решений, процесс заканчивается. Если принимается последнее решение, производится второе наблюдение. Снова на основе первых двух наблюдений принимается одно из трех решений. Если принимается последнее решение, производится третье наблюдение и т. д. Процесс продолжается до окончания сообщения, т. е. последнего блока, и заканчивается принятием одного из двух решений [17].

Для задачи обнаружения синхронизации решение будет приниматься после анализа всей кодовой последовательности. Кодовая последовательность разбивается на блоки равной длины. Фиксируется число наблюдений, то есть частот, на всех блоках. На длине каждого блока подсчитывается количество выпадений каждой буквы алфавита и формируется вектор  $\bar{m}$ .

Затем вычисляются условные вероятности отсутствия  $P(H_0 / \bar{m})$  и наличия  $P(H_1 / \bar{m})$  синхронизации относительно результатов наблюдений на каждом блоке. Сначала эти условные вероятности определяются для первого блока:

$$P(H_0 | \bar{m}_1) = \frac{P(\bar{m}_1 | H_0) P(H_0)}{\sum_{i=0}^1 P(\bar{m}_i) P(\bar{m} | H_i)} \quad (13)$$

где  $\bar{m}$  – вектор частот появления букв;

$$P(H_1 | \bar{m}_1) = \frac{P(\bar{m}_1 | H_1) P(H_1)}{\sum_{i=0}^1 P(\bar{m}_i) P(\bar{m} | H_i)} \quad (14)$$

Для  $k$ -го блока:

$$P(H_0 | \bar{m}_k) = \frac{P(\bar{m}_k | H_0) P(H_0 | \bar{m}_{k-1})}{\sum_{i=0}^1 P(H_i | \bar{m}_{k-1}) P(\bar{m}_k | H_i)} \quad (15)$$

$$P(H_1 | \bar{m}_k) = \frac{P(\bar{m}_k | H_1) P(H_1 | \bar{m}_{k-1})}{\sum_{i=0}^1 P(H_i | \bar{m}_{k-1}) P(\bar{m}_k | H_i)} \quad (16)$$

Таким образом, априорные вероятности изменяются от блока к блоку.

Принятие решения о наличии или отсутствии синхронизации происходит по полученным значениям для последнего блока, то есть  $k$ -го блока [18]:

- если  $P(H_1 | \bar{m}_k) > P(H_0 | \bar{m}_k)$  – синхронизм есть;
- если  $P(H_1 | \bar{m}_k) < P(H_0 | \bar{m}_k)$  – синхронизма нет.

На основе процедуры последовательного анализа разработан алгоритм обнаружения синхронизации при неравномерном кодировании:

1. Исходные данные:

- $n$  – объем алфавита;
- $k$  – число блоков;
- $\bar{m}$  – вектор частот появления букв алфавита;
- $c$  – номер шага.

2. Выходные данные:

принять гипотезу: синхронизация есть или синхронизации нет.

П. 1. Разбить кодовую последовательность на  $k$  равных блоков.

П. 2.  $c=1$ .

П. 3. Вычислить условные вероятности наличия  $P(H_1 | \bar{m}_c)$  или отсутствия синхронизации  $P(H_0 | \bar{m}_c)$  для  $c$ -го блока по (13) и (14).

П. 4.  $c=c+1$ .

П. 5. Повторять п. 3. и п. 4. для последующих блоков до тех пор, пока  $c \leq k$ .

П. 6. Если  $c = k$ , то вычислить условные вероятности наличия  $P(H_1 | \bar{m}_k)$  или отсутствия синхронизации  $P(H_0 | \bar{m}_k)$  для  $k$ -го блока по (15) и (16).

П. 7. Принять решение о наличии или отсутствии синхронизации по значениям  $P(H_0 | \bar{m}_k)$  и  $P(H_1 | \bar{m}_k)$  :  
 – если  $P(H_1 | \bar{m}_k) > P(H_0 | \bar{m}_k)$  – синхронизация есть;

– если  $P(H_1 | \bar{m}_k) < P(H_0 | \bar{m}_k)$  – синхронизации нет.

В качестве показателя оценки эффективности разработанного алгоритма выбрана величина среднего байесовского риска [19], представленного в виде вероятности ошибки обнаружения синхронизации:

$$\mathfrak{R} = p_0 \int_{Z_1} p(\bar{m} | H_0) d\bar{m} + p_1 \int_{Z_0} p(\bar{m} | H_1) d\bar{m}, \quad (17)$$

где  $p_0$  – априорная вероятность отсутствия синхронизации;  $p_1$  – априорная вероятность наличия синхронизации;  $Z$  – пространство наблюдений (частоты появления букв алфавита);

$Z_1$  – подпространство наблюдений, где решение принимается в пользу гипотезы  $H_1$ ;

$Z_0$  – подпространство наблюдений, где решение принимается в пользу гипотезы  $H_0$ .

Нетрудно заметить, что (17) есть просто полная вероятность допустить ошибку.

Так как вектор частот  $\bar{m}$  принимает дискретные значения, то плотности вероятностей заменяются на ряды распределения вероятностей, а интегралы переходят в суммы.

$$\mathfrak{R} = p_0 \sum_{Z_1} P_O(\bar{m}) + p_1 \sum_{Z_0} P_C(\bar{m}) \rightarrow \min_{Z_1, Z_0, Z_1 \cup Z_0 = Z}, \quad (18)$$

где  $P_C(\bar{m})$  – ряд распределения вероятностей при наличии синхронизации;

$P_O(\bar{m})$  – ряд распределения вероятностей при отсутствии синхронизации.

Чтобы определить вероятность ошибки согласно (18), необходимо разбить пространство частот появления букв алфавита  $Z$  на подпространства  $Z_1$  и  $Z_0$ .

Для выбранной процедуры последовательного анализа данных вычисление (18) необходимо проводить для последовательности блоков. При этом при переходе от блока к блоку изменяются априорные вероятности  $p_1$  и  $p_0$  путем замены их на апостериорные вероятности.

Такая замена после преобразований приводит к выражениям вероятности ошибки обнаружения синхронизации  $P_{ОШ\text{ ОБ}}$ :

– для первого блока:

$$P_{ОШ\text{ ОБ}_1} = p_1 \sum_{Z_{01}} P_C(\bar{m}_1) + p_0 \sum_{Z_{11}} P_O(\bar{m}_1), \quad (19)$$

где  $Z_{11} \cup Z_{01} = Z_1$ ;

– для второго блока:

$$P_{ОШ\text{ ОБ}_2} = p_1 \sum_{Z_{01}} P_C(\bar{m}_1) \sum_{Z_{02}} P_C(\bar{m}_2) + p_0 \sum_{Z_{11}} P_O(\bar{m}_1) \sum_{Z_{12}} P_O(\bar{m}_2), \quad (20)$$

где  $Z_{11} \cup Z_{01} = Z_1$ ;

$Z_{12} \cup Z_{02} = Z_2$ .

Выражение  $P_{ОШ\text{ ОБ}}$  для последнего  $k$ -го блока:

$$P_{ОШ\text{ ОБ}_k} = p_1 \sum_{Z_{01}} P_C(\bar{m}_1) \dots \sum_{Z_{0k}} P_C(\bar{m}_k) + p_0 \sum_{Z_{11}} P_O(\bar{m}_1) \dots \sum_{Z_{1k}} P_O(\bar{m}_k), \quad (21)$$

где  $Z_{11} \cup Z_{01} = Z_1$ ;

$Z_{1k} \cup Z_{0k} = Z_k$ .

Определение  $P_{ОШ\text{ ОБ}}$  по выражению (21) приводит к значительным вычислительным затратам, вследствие независимости в общем случае разбиения каждого из  $k$  пространств.

С целью уменьшения вычислительной сложности оценка эффективности производилась по верхней границе  $P_{ОШ\text{ ОБ}}$ . Для формирования верхней границы вводится ограничение на множество возможных разбиений  $k$  пространств. Таким ограничением является равенство разбиений.

Ряды распределения вероятностей, зависящие от вектора частот, при наличии синхронизации одинаковы при обработке любого из  $k$  блоков. То же самое можно сказать о рядах распределения при отсутствии синхронизма.

Введение ограничения, а также равенство рядов распределения позволяет (21) записать в виде:

$$P_{ОШ\text{ ОБ}} = p_1 \sum_{Z_{01}} P_C(\bar{m}_1) \dots \sum_{Z_{0k}} P_C(\bar{m}_k) + p_0 \sum_{Z_{11}} P_O(\bar{m}_1) \dots \sum_{Z_{1k}} P_O(\bar{m}_k), \quad (22)$$

где  $Z_0 = Z_{01} = Z_{02} = \dots = Z_{0k}$ ;

$Z_1 = Z_{11} = Z_{12} = \dots = Z_{1k}$ .

Тогда задача нахождения верхней границы  $P_{ОШ\text{ ОБ}}$  сводится к минимизации (22) на множестве всех возможных разбиений  $Z$  на  $Z_1$  и  $Z_0$ , где  $Z = Z_1 \cup Z_0$ .

Эта задача является задачей дискретного математического программирования в силу дискретности вектора частот. Кроме того, она имеет большую размерность пространства решений. В связи с этим выбирается лишь приближенный метод поиска оптимального решения – метод последовательного увеличения значения функционала на каждом шаге [18].

В качестве начального приближения решения (22) выбирается ситуация, когда  $Z_0 = Z$ , а  $Z_1 = \emptyset$ . При этом в начальной точке  $P_{ОШ\text{ ОБ}} = 0,5$ . Шагом процесса оптимизации является перемещение некоторого вектора частот из подпространства  $Z_0$  в подпространства  $Z_1$ .

Трудность выбора перемещаемого вектора частот, обеспечивающего наибольшее уменьшение функционала (22), обусловила выбор метода случайного поиска этого вектора.

Нахождение верхней оценки  $P_{ОШ\text{ ОБ}}$  по (22) для различного объема алфавита  $n$ , где  $M$  – длина последовательности символов источника сообщений, показано на рис. 1. В ходе эксперимента использовались вероятности появления букв русского алфавита [20].

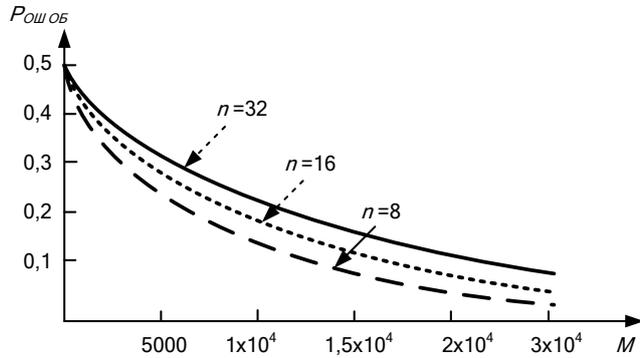


Рис. 1. Зависимость вероятности ошибки обнаружения синхронизации от длины последовательности символов

Анализ результатов (рис. 1) показывает, что с возрастанием объема алфавита источника увеличивается  $P_{ОШ\text{ ОБ}}$ .

Влияние потери синхронизации на передачу сжатых с помощью неравномерных кодов сообщений производилось с использованием выражения:

$$P_{\text{синхр}} = 1 - (1 - \bar{p}_D^T \cdot \bar{p}_D)^L, \quad (23)$$

где  $\bar{p}_D^T = (p_{D1}, p_{D2}, \dots, p_{DN})$ ;

$N$  – количество узлов дерева неравномерного кодирования;

$p_{Dj}$  – вероятность появления  $j$ -го узла в  $N$ -ичной последовательности;  $j = \overline{1, N}$ ;

$L$  – длина  $N$ -ичной последовательности.

Результаты анализа (23) для различного количества узлов дерева кодирования показаны на рис. 2.

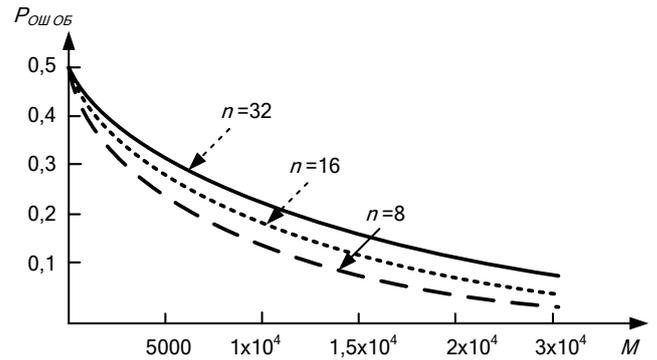


Рис. 2. Зависимость вероятности вхождения в синхронизацию от длины последовательности неравномерного кода

Влияние ошибок в канале связи на передачу сжатых сообщений производилось с использованием выражения:

$$P_{ОШ\text{ БЛОК}} = 1 - (1 - P_{ОШ N})^L, \quad (24)$$

где  $P_{ОШ N}$  – средняя вероятность ошибки  $N$ -ичного символа;

$P_{ОШ}$  – вероятность ошибки в ДСК.

Результаты анализа (24) для  $N=64$  показаны на рис. 3.

Таким образом, анализ помехоустойчивости неравномерных кодов показывает, что при применении на сетях связи современных мультимедийных технологий возрастают объемы передаваемой информации и используемого алфавита сообщений, что приводит к потере синхронизации и эффекту размножения ошибок. Это приводит к частичной или полной потере информации, что неприемлемо для передачи информации по каналу связи.

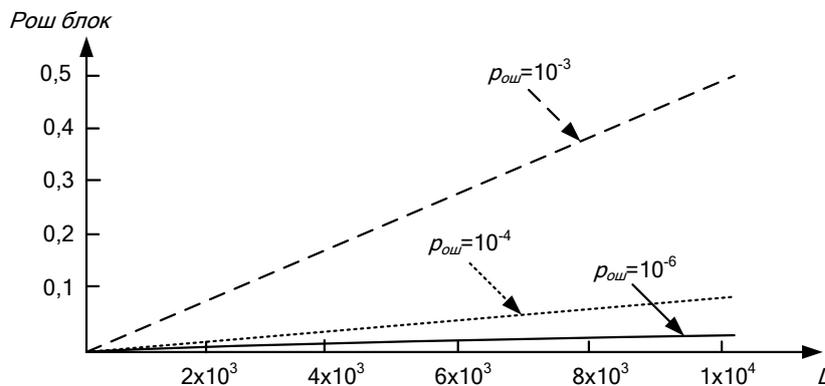


Рис. 3. Зависимость вероятности ошибки блока  $p_{ош\text{ блок}}$  от длины последовательности неравномерного кода для различных  $p_{ош}$  в ДСК

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

- Сергеенко В.С., Баринов В.В. Сжатие данных, речи, звука и изображений в телекоммуникационных системах. М.: РадиоСофт, 2009. 360 с.
- Крук Б.И., Попантонопуло В.Н., Шувалов В.П. Телекоммуникационные системы и сети. В 3 т. Т. 1. Современные технологии. Изд. 3-е. М.: Горячая линия–Телеком, 2004. 647 с.
- Григорьев В.А., Григорьев С.В. Передача сообщений. СПб.: ВУС, 2002. 460 с.
- Кричевский Р.Е. Сжатие и поиск информации. М.: Радио и связь, 1989. 168 с.
- Сэлмон Д. Сжатие данных, изображений и звука. М.: Техносфера, 2004. 368 с.
- Стиффлер Д.Д. Теория синхронной связи. М.: Связь, 1975. 488 с.
- Сухман С.М., Бернов А.В., Шевкопляс Б.В. Синхронизация в телекоммуникационных системах. Анализ инженерных решений. М.: Эко-Трендз, 2003. 272 с.
- Ватолин Д., Ратушняк А., Смирнов М., Юкин В. Методы сжатия данных. Устройство архиваторов, сжатие изображений и видео. М.: Диалог-МИФИ, 2002. 384 с.
- Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. 2-е изд. М.: Вильямс, 2003. 1104 с.
- Вернер М. Основы кодирования. М.: Техносфера, 2004. 288 с.
- Тихонов В.И. Статистическая радиотехника. 2-е изд. М.: Радио и связь, 1982. 624 с.
- Вентцель Е.С., Овчаров Л.А. Теория случайных процессов и ее инженерные приложения. 3-е изд. М.: Академия, 2003. 427 с.
- Кудряшов Б.Д. Теория информации. СПб.: Питер, 2009. 320 с.
- Тихонов В.И., Харисов В.Н. Статистический анализ и синтез радиотехнических устройств и систем. 2-е изд. М.: Радио и связь, 2004. 608 с.
- Сейдж Э., Мелс Д. Теория оценивания и ее применение в связи и управлении. М.: Связь, 1976. 496 с.
- Бронштейн И.П., Семендяев К.А. Справочник по математике. М.: Наука, 1981. 718 с.
- Вапник В.Н. Восстановление зависимостей по эмпирическим данным. М.: Наука, 1979. 447 с.
- Таха Х. Введение в исследование операций. Кн. 1. М.: Мир, 1985. 479 с.
- Ван Трис Г. Теория обнаружения, оценок и модуляции. Т. 1. М.: Советское радио, 1972. 744 с.
- Яглом А.М., Яглом И.М. Вероятность и информация. Изд. 5-е. М.: КомКнига, 2007. 512 с.
- Grigoryev V.A., Grigoryev S.V. *Peredacha soobshcheniy* [Messages transfer]. S. Petersburg, VUS Publ., 2002, 460 p.
- Krichevsky R.E. *Szhatie i poisk informatsii* [Information compression and search]. Moscow, Radio i svyaz Publ., 1989, 168 p.
- Selomon D. *Szhatie dannykh, izobrazheniy i zvuka* [Compression of data, images and sound]. Moscow, Tekhnosfera Publ., 2004, 368 p.
- Stiffler D.D. *Teoriya sinkhronnoy svyazi* [Theory of synchronous communication]. Moscow, Svyaz Publ., 1975, 488 p.
- Sukhman S.M., Bernov A.V., Shevkoplyas B.V. *Sinkhronizatsiya v telekommunikatsionnykh sistemakh. Analiz inzhenernykh resheniy* [Synchronization in telecommunication systems. Analysis of engineering decisions]. Moscow, Eko-Trendz Publ., 2003, 272 p.
- Vatolin D., Ratushnyak A., Smirnov M., Yukin V. *Metody szhatiya dannykh. Ustroystvo arkhivatorov, szhatie izobrazheniy i video* [Methods of data compression. Arrangement of archivers, images and video compression]. Moscow, Dialog-MIFI Publ., 2002, 384 p.
- Sklyar B. *Tsifrovaya svyaz. Teoreticheskie osnovy i prakticheskoe primeneniye* [Digital communication. Theoretical foundations and practical application]. 2nd ed. Moscow, Williams Publ., 2003, 1104 p.
- Verner M. *Osnovy kodirovaniya* [Basics of coding]. Moscow, Tekhnosfera Publ., 2004, 288 p.
- Tikhonov V.I. *Statisticheskaya radiotekhnika* [Statistical radioengineering]. 2nd ed. Moscow, Radio i svyaz Publ., 1982, 624 p.
- Ventsel E.S., Ovcharov L.A. *Teoriya sluchaynykh protsessov i ee inzhenernye prilozheniya* [Theory of random processes and its engineering applications]. 3rd ed. Moscow, Akademiya Publ., 2003, 427 p.
- Kudryashov B.D. *Teoriya informatsii* [Theory of information]. S. Petersburg, Piter Publ., 2009, 320 p.
- Tikhonov V.I., Kharisov V.N. *Statisticheskiiy analiz i sintez radiotekhnicheskikh ustroystv i sistem* [Statistical analysis and synthesis of radioengineering devices and systems]. 2nd ed. Moscow, Radio i svyaz Publ., 2004, 608 p.
- Sage A.P., Melse J.L. *Teoriya otsenivaniya i ee primeniye v svyazi i upravlenii* [Estimation theory with application to communication and control]. Moscow, Svyaz Publ., 1976, 496 p.
- Bronshteyn I.P., Semendyaev K.A. *Spravochnik po matematike* [Reference book on mathematics]. Moscow, Nauka Publ., 1981, 718 p.
- Vapnik V.N. *Vosstanovlenie zavisimostey po empiricheskim dannym* [Reconstruction of dependences according to empirical data]. Moscow, Nauka Publ., 1979, 447 p.
- Takha Kh. *Vvedeniye v issledovaniye operatsiy* [Introduction to operations study]. Moscow, Mir Publ., 1985, kn. 1, 479 p.
- Van Trees Harry L. *Teoriya obnaruzheniya, otsenki i modulyatsii* [Detection, estimation and modulation theory]. Moscow, Sovetskoe radio Publ., 1972, vol. 1, 744 p.
- Yaglom A.M., Yaglom I.M. *Veroyatnost' i informatsiya* [Theory and Decision Library]. 5th ed. Moscow, KomKniga Publ., 2007, 512 p.

## REFERENCES

- Sergeenko V.S., Barinov V.V. *Szhatie dannykh, rechi, zvuka i izobrazheniy v telekommunikatsionnykh sistemakh* [Compression of data, speech, sound and images in telecommunication systems]. Moscow, RadioSoft Publ., 2009, 360 p.
- Kruk B.I., Popantonopulo V.N., Shuvalov V.P. *Telekommunikatsionnye sistemy i seti. Tom 1. Sovremennye tekhnologii* [Telecommunication systems and networks. Vol. 1. Modern technologies]. 3rd ed. Moscow, Goryachaya liniya–Telekom Publ., 2004, 647 p.

**THE ANALYSIS OF NOISE STABILITY OF UNEVEN CODES APPLIED FOR THE INFORMATION  
TRANSFER VIA THE COMMUNICATION CHANNEL**

© 2015

*S.P. Kovalskiy*, PhD (Engineering), member  
*R.M. Abdurazakov*, member  
*Academy of Russian Federal Protective Service, Orel (Russia)*

*Keywords:* uneven codes; synchronization detection; sequential analysis; probability of error detection; polynomial distribution; effectiveness evaluation.

*Abstract:* The article meets the challenge of the synchronization detection in the code sequence of uneven codes, lost in the result of impact of errors in the communication channel when transmitting compressed messages.

For this purpose, basing on statistical properties of the messages and digital communication channel source, the authors got the observation likelihood functions in the presence and in the absence of synchronization. In this situation, the frequencies of occurrence of volume-defined alphabetic letters in the decoded sequence of characters can be used as the observations. As a primary distribution, the authors used a polynomial distribution, which characterizes the frequencies of occurrence of alphabetic letters in the volume-defined selection depending on their probabilities. The peculiarity of this approach for the synchronization detection is the use of polynomial distribution for description of the function of synchronization unavailability likelihood on the basis of the theory of complex hypotheses recognition with a uniform averaging.

In the result of such approach, the authors obtained the likelihood ratio depending on the probabilities of alphabetic letters occurrence using which it is possible to make the conclusion about the presence or absence of synchronization.

The algorithm for synchronization detection in event of non-uniform encoding was developed on the base of the sequential analysis procedure. The value of average Bayes risk presented in the form of probability of synchronization detection error was selected to be an indicator for the algorithm effectiveness evaluation.

The analysis of noise stability of uneven codes shows that the application of modern multimedia technologies in communication networks increases the amount of transmitted information and used alphabet of messages that leads to the loss of synchronization and the effect of error propagation. It causes partial or total loss of data. The developed algorithm will allow recovering of the compressed messages that were distorted during their transmission via communication channel.