

# ИССЛЕДОВАНИЯ И РАЗРАБОТКА РАДИОЭЛЕКТРОННОЙ АППАРАТУРЫ И СИСТЕМ / RESEARCH AND DEVELOPMENT OF RADIO-ELECTRONIC EQUIPMENT AND SYSTEMS

DOI: 10.21778/2413-9599-2020-30-1-8-15  
УДК 621.391, 004.021

## Оценка вероятностных характеристик мажоритарного метода обработки коротких сегментов псевдослучайной последовательности

**В. В. Подольцев<sup>1</sup>**<sup>1</sup> Краснодарское высшее военное училище им. генерала армии С. М. Штеменко, Краснодар, Россия

Имитационное моделирование метода обработки коротких сегментов псевдослучайной последовательности (ПСП) на основе мажоритарных проверок дает вероятностные характеристики, отличные от результатов расчета с помощью гауссовской аппроксимации. Моделирование показывает, что вероятность битовой ошибки декодирования изменяется дискретно с явными минимумами и максимумами на длине обрабатываемого сегмента ПСП. Это объясняется тем, что декодер всегда использует фиксированную последовательность проверок, которая определяется начальной фазой анализатора. Таким образом, распределение этих проверок и определяет характер зависимости вероятности битовой ошибки. Исходя из этого, в работе проводится теоретическое исследование вероятностных характеристик метода синхронизации на основе мажоритарных проверок с учетом специфики работы анализатора ПСП. В статье сформулирована и решена задача анализа вероятностных характеристик мажоритарного метода обработки коротких сегментов ПСП, в которой требовалось найти вероятность битовой ошибки декодирования. Получены аналитические соотношения для вероятности битовой ошибки декодирования, проведены расчеты и системный анализ результатов. Показано, что: с увеличением длины обрабатываемого сегмента или длины зачетного отрезка  $N$  вероятность ошибки может быть больше, чем вероятность деструктивных ошибок; метод на основе мажоритарных проверок при высоких вероятностях деструктивных ошибок имеет значительное преимущество по среднему времени поиска кода над методом Уорда. На основе полученных результатов в дальнейших исследованиях будет предложена модификация метода, которая обеспечит оптимальный выбор длины обрабатываемого сегмента ПСП  $N$ .

**Ключевые слова:** вероятность битовой ошибки декодирования, вероятность деструктивной ошибки, длина обрабатываемого сегмента, среднее время поиска, метод мажоритарной обработки информации, метод Уорда

Для цитирования:

Подольцев В. В. Оценка вероятностных характеристик мажоритарного метода обработки коротких сегментов псевдослучайной последовательности // Радиопромышленность. 2020. Т. 30, № 1. С. 8–15. DOI: 10.21778/2413-9599-2020-30-1-8-15

© Подольцев В. В., 2020



# Estimation of the probabilistic characteristics of the majority method for processing short segments of a pseudo-random sequence

V. V. Podoltsev<sup>1</sup>

<sup>1</sup> Krasnodar Higher Military School named after General of the Army S. M. Shtemenko, Krasnodar, Russia

Simulation modeling of the processing method for pseudo-random sequence (PRS) short segments based on the majority tests gives the probability characteristics that are different from the results of a calculation using the Gaussian approximation. The simulation modeling shows that the probability of bit error decoding is changed discretely with the explicit minima and maxima for the length of the processed segment of the PRS. This is due to the fact that the decoder always uses a fixed test sequence, which is determined by the initial phase of the analyzer. Thus, the distribution of these checks determines the dependence of the bit error probability. On this basis, the paper conducts a theoretical study of the probability characteristics synchronization method based on the majority tests, taking into account the specifics of the PRS analyzer. The article formulates and solves the task of analyzing probabilistic characteristics of the majority method of processing short segments of the PRS, which required finding the probability of bit error of decoding. The analytical relations for the probability of bit error of decoding are obtained. The calculations and systematic analysis of the results are performed. It is shown that: with the increase in the length of the processed segment or the length of the valid section  $N$  the probability of error can be greater than the probability of destructive errors; the method based on the majority tests with a high probability of destructive errors has a significant advantage in the average code search time over the Ward's method. Based on the obtained results a modification of the method that will provide the optimal choice of the length of the processed segment of PRS  $N$  will be offered in further studies.

**Keywords:** probability of decoding bit error, probability of destructive error, length of the processed segment, average search time, majority information processing method, Ward's method

*For citation:*

Podoltsev V. V. Estimation of the probabilistic characteristics of the majority method for processing short segments of a pseudo-random sequence. Radio industry (Russia), 2020, vol. 30, no. 1, pp. 8–15. (In Russian). DOI: 10.21778/2413-9599-2020-30-1-8-15

## Введение

На сегодняшний день остро стоит проблема помехозащищенной обработки информации при использовании широкополосного доступа в Интернет из-за постоянно увеличивающегося объема трафика. Одним из направлений в решении данной проблемы является совершенствование методов доступа к среде передачи MAC (media access control). Эффективность метода на основе мажоритарных проверок зависит от длины сегмента псевдослучайной последовательности (ПСП), который обрабатывается при синхронизации. В известной работе [1] не исследованы его характеристики при синхронизации на коротких сегментах ПСП, но мы считаем, что исследование и анализ вероятностных и временных характеристик позволит добиться максимальной эффективности метода.

## Принцип мажоритарной обработки синхронизирующей информации в MAC-протоколах множественного доступа

Для начала приведем описание работы генератора проверок. На рис. 1 представлены

последовательности проверочных фаз, генерируемых анализатором для  $m$ -последовательности с порождающим полиномом  $x^3 + x + 1$  и разных длин обрабатываемого сегмента  $N$ .

Если длина обрабатываемого сегмента  $N = 3$ , что совпадает со старшей степенью порождающего полинома  $k$ , то анализатор ПСП работает всего один такт, после чего на его выходе мы получаем принятую из канала последовательность с вероятностью ошибки  $P$ , равной вероятности ошибки в канале [2]. То есть мы получаем «чистый» метод последовательной оценки ПСП Уорда [3] (метод по «зачетному отрезку») при  $N = k$ . При увеличении длины сегмента ПСП до  $N = 4$  на втором такте появляется дополнительная проверка веса 2. В данном случае количество проверок на один элемент будет равно двум. При длине обрабатываемого сегмента ПСП  $N = 7$  декодер проработает пять тактов.

Очевидно, что проверки различного веса будут иметь разные вероятности ошибки декодирования: чем больше вес проверки, тем больше вероятность ошибки. Эту вероятность, при условии

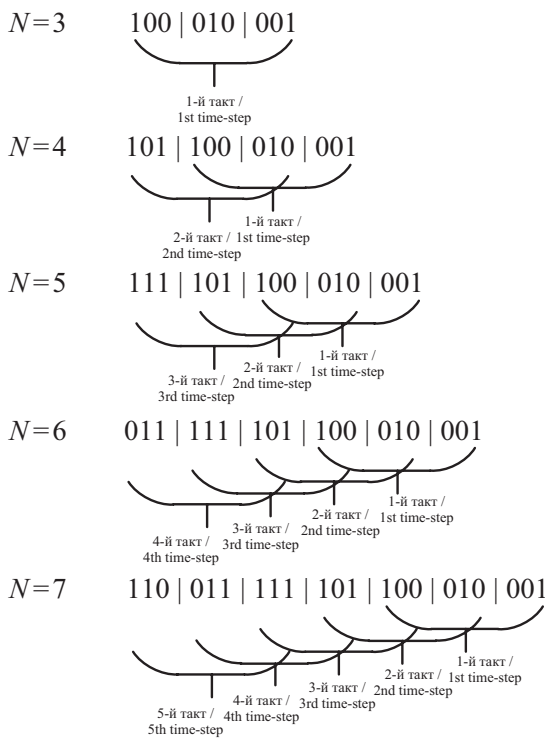


Рисунок 1. Последовательности, генерируемые анализатором проверочных фаз для  $m$ -последовательности с порождающим полиномом  $x^3 + x + 1$

Figure 1. Sequences generated by the analyzer of verification phases for the  $m$ -sequence with  $x^3 + x + 1$  code seed

независимости деструктивных ошибок, можно найти через известное соотношение [4]:

$$P_i = 0,5 - 0,5(1 - 2P)^i, \quad (1)$$

где  $P$  – вероятность деструктивной ошибки;  $i$  – вес (размерность) проверки.

Таким образом, из формулы (1) видно, что различные сочетания проверок разной размерности, которые зависят от длины обрабатываемого сегмента ПСП  $N$ , будут давать в результате декодирования различные вероятности ошибки. И, как видно из рис. 1, вероятность может увеличиваться при попадании проверки большой размерности.

Перейдем к анализу вероятностных характеристик метода синхронизации ПСП на основе мажоритарных проверок. Для этого сформулируем задачу оценки вероятностных характеристик при мажоритарной обработке коротких сегментов ПСП.

#### Оценка вероятностных характеристик мажоритарного метода обработки коротких сегментов псевдослучайной последовательности

Для анализа вероятностных характеристик метода синхронизации на основе мажоритарной обработки достаточно знать вероятность битовой

ошибки  $P_M$ . Найдем эту вероятность, сформулировав следующую задачу.

Пусть передатчик формирует кадры, помещая в каждый заголовок только один бит псевдослучайной последовательности, соответствующий ПСП на выходе локального генератора MAC-подуровня. Пусть далее кадр передается на физический уровень, после чего отправляется на приемную сторону. На подуровне доступа к среде передачи распределение деструктивных ошибок можно рассматривать как биномиальное с вероятностью деструктивной ошибки  $P$ . На приемной стороне кадр с физического уровня поступает в MAC-контроллер, где бит ПСП извлекается и записывается в линейный рекуррентный регистр (ячейки памяти) длиной  $k$  бит модуля анализатора. При приеме следующего бита ПСП он записывается в сдвиговый регистр памяти. Пусть анализатор в процессе синхронизации декодирует фазу по сегменту ПСП  $N$ , длина которого намного меньше периода  $m$ -последовательности, т.е.  $N \ll 2^k - 1$ . Пусть начальная фаза анализатора  $\alpha_0$  соответствует фазе, которая при последующих сдвигах генератора проверок на первом такте работы анализатора генерирует фазы веса 1. Пусть также число проверок  $J$  на один бит ПСП является нечетным. Требуется найти вероятность битовой ошибки декодирования  $P_M$ .

Ошибка в процессе декодирования произойдет в том случае, если количество неправильных проверок  $J_{\text{нпр}}$  в результате накопления превысит количество правильных  $J_{\text{пр}}$  или больше половины всех проверок будут неправильными. Тогда, сгруппировав проверки по размерностям  $J_i = (J_1, J_2, \dots, J_k)$ , запишем:

$$P_M = P\left(\sum_{i=1}^m J_{\text{нпр}i} > \sum_{i=1}^m J_{\text{пр}i}\right) = P\left(\sum_{i=1}^m J_{\text{нпр}i} > \frac{1}{2} \sum_{i=1}^m J_i\right), \quad (2)$$

где  $J_{\text{нпр}i}$  – неправильная проверка размерности  $i$ ;  $J_{\text{пр}i}$  – правильная проверка размерности  $i$ .

Количество проверок размерности  $i$  в одном периоде ПСП  $m$ -последовательности равно  $J_i = C_{k-1}^{i-1}$  [5]. Но так как по условию задачи декодер использует проверки веса 1 (рис. 1), то общее число проверок, или, другими словами, фаз анализатора размерности  $i$  в одном периоде ПСП можно найти как  $J_i = C_k^i$ .

Так как практически невозможно получить точную аналитическую оценку числа проверок на длине обрабатываемого сегмента ПСП, воспользуемся приближенной формулой [1]:

$$\left[ J_i' \right] = \frac{J_i N}{2^k - 1}, \quad (3)$$

где  $N$  – длина сегмента ПСП;  $k$  – длина линейного рекуррентного регистра.

Чтобы получить более точные результаты, с помощью компьютерного моделирования можно подсчитать количество проверок размерности  $i$  « $J_{iM}$ » на некотором сегменте ПСП длиной  $N'$ , который больше отрезка длиной  $N$ , т. е.  $N' > N$ . Тогда приближенное число проверок можно рассчитать по формуле:

$$\left[ J_i'' \right] = \frac{J_{iM} N'}{N}. \quad (4)$$

Если учитывать корреляцию между проверками, то расчеты значительно усложняются, особенно с увеличением старшей степени порождающего полинома  $m$ -последовательности. Поэтому далее будем предполагать, что проверки независимы. Тогда вероятность ошибки в проверке размерности  $i$  с учетом их независимости можно рассчитать. Данный подход, как показывают результаты имитационного моделирования, дает хорошие результаты, анализ которых будет проведен в следующей работе.

Из (4) и (1) видно, что проверки разной размерности дадут разное количество ошибок. Тогда с учетом независимости проверок можно составить  $L$  различных комбинаций количества ошибочных проверок из  $m$ -размерностей  $[J_{нпр1}, J_{нпр2}, \dots, J_{нпрm}]$ , удовлетворяющих условию ошибочного декодирования:

$$\sum J_{нпрi} > \frac{1}{2} \sum J_i. \quad (5)$$

Вероятность возникновения нескольких ошибок одной размерности или плотность вероятности  $P(e)$  числа ошибок в проверках размерности  $i$  в биномиальном канале можно рассчитать по формуле [4]:

$$P(e) = C_{J_i}^e (1 - P_i)^{J_i - e} P_i^e, \quad (6)$$

где  $e$  – ошибочный бит двоичной информации.

Эту же вероятность при малом числе проверок с незначительной погрешностью можно аппроксимировать пуассоновским законом распределения [6]:

$$P(e) \approx \frac{M[J_{нпрi}]^e}{e!} \exp^{-M[J_{нпрi}]}, \quad (7)$$

где  $M[J_{нпрi}]$  – математическое ожидание числа ошибочных проверок размерности  $i$ , равное  $J_i P_i$ .

С учетом (6) и условия независимости отдельных проверок вероятность ошибочного определения одного символа ПСП первой комбинации ошибок можно рассчитать по следующей формуле:

$$P[J_{нпр1}, J_{нпр2}, \dots, J_{нпрm}]_1 = \prod_{k=1}^m P_k^1(n), \quad (8)$$

где  $P_k^1(n)$  – вероятность ошибки в сегменте ПСП длиной в « $n$ ».

С учетом того, что различные вероятности комбинаций ошибок  $P[J_{нпр1}, J_{нпр2}, \dots, J_{нпрm}]_1$  представляют собой несовместные события, полную вероятность неприема одного бита ПСП  $P_M$  можно рассчитать по формуле:

$$P_M = \sum_{l=1}^L P[J_{нпр1}, J_{нпр2}, \dots, J_{нпрm}]_l. \quad (9)$$

Очевидно, что при синхронизации псевдослучайной последовательности возможны случаи пропуска ПСП, что будет дополнительно показано в следующей работе. Пропуск ПСП произойдет тогда, когда символ будет определен как правильный, а поступивший символ будет записан как ошибочный. Проблему пропуска псевдослучайной последовательности можно решить достаточно просто: найденную фазу ПСП всегда записывать в генератор ПСП, подгонять, сравнивать с ПСП из канала и подсчитывать число несовпадений. В то же время анализатор псевдослучайной последовательности должен продолжать находить следующую фазу ПСП. По окончании анализа этой фазы сравнивать число накопленных несовпадений с некоторым порогом, за величину которого можно принять максимальную вероятность деструктивной ошибки. В случае превышения порога записывать в генератор псевдослучайной последовательности текущую найденную фазу ПСП, записанную в декодере. Таким же образом можно избежать ложной синхронизации. Поэтому данные вероятностные характеристики в работе не исследуются.

### Системный анализ вероятностных характеристик мажоритарного метода обработки коротких сегментов псевдослучайной последовательности

Отметим, что несмотря на то, что в расчетных соотношениях не учитывается корреляция между проверками, данный подход к решению задачи требует больших вычислительных мощностей, т. к. при увеличении длины сегмента псевдослучайной последовательности и длины линейного рекуррентного регистра количество комбинаций ошибок, удовлетворяющих (5), увеличивается геометрически, в особенности для апериодических ПСП. В связи с этим для проведения расчетов в среде MATLAB [7] была разработана программа, реализующая предложенный метод вычисления. Алгоритм программы представлен на рис. 2.

В основе формирования различных комбинаций ошибочных проверок на длине обрабатываемого сегмента ПСП лежит применение функции MATLAB «combvec» [7], которая генерирует массив сочетаний ошибок, после чего из него выбираются все комбинации, удовлетворяющие условию (5).

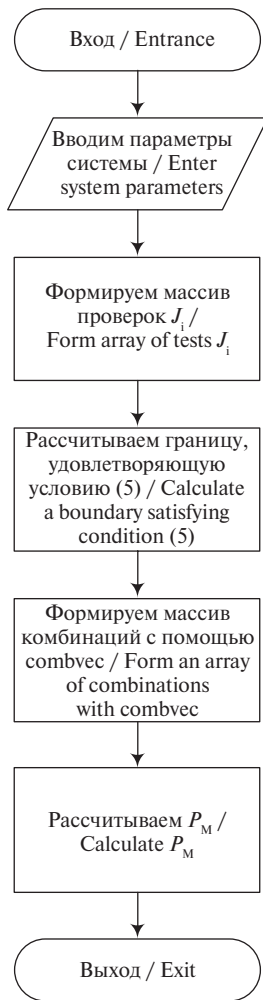


Рисунок 2. Алгоритм программы  
Figure 2. The program algorithm

Рассчитаем зависимость вероятности битовой ошибки  $P_M$  от вероятности ошибки в канале  $P$  для разных значений длин обрабатываемого сегмента ПСП  $N$ . Вместо приближенной формулы для расчета числа проверок (3) воспользуемся формулой (4) с подстановкой реального числа проверок, полученного с помощью программы, написанной в среде MATLAB [7, 8].

Для линейного рекуррентного регистра длиной  $k = 10$  на длине сегмента  $N' = 101$  количество проверок будет составлять

$$J_1 = 10, J_2 = 20, J_3 = 20, J_4 = 22, J_5 = 11, \\ J_6 = 10, J_7 = 7, J_8 = 1, J_9 = 0, J_{10} = 0.$$

На рис. 3 представлены графики данной зависимости для длины линейного рекуррентного регистра, равной 10.

Анализ графиков показывает, что при увеличении длины обрабатываемого сегмента псевдослучайной последовательности вероятность ошибочного определения сегмента ПСП уменьшается. Особенно это заметно при снижении вероятности

деструктивных ошибок  $P = 0,01$ . При возрастании вероятности деструктивных ошибок ( $P = 0,2$ ) эта вероятность уменьшается, но незначительно. Очевидно, что на таких каналах надо выбирать большие значения  $N$ .

На рис. 4 представлены результаты расчета вероятности битовой ошибки  $P_M$  от вероятности деструктивной ошибки  $P$  для метода на основе мажоритарных проверок ( $N = 34$ , число проверок на бит – 25) и метода Уорда. Вероятность битовой ошибки для метода Уорда принималась равной вероятности деструктивной ошибки  $P$ .

Анализ графиков показывает, что метод на основе мажоритарных проверок дает значительный выигрыш в сравнении с методом последовательной оценки Уорда.

На рис. 5 представлены результаты расчета зависимости вероятности битовой ошибки  $P_M$  от длины обрабатываемого сегмента  $N$  для линейного рекуррентного регистра длиной  $k = 10$  для случая, когда число проверок на один бит ПСП нечетно.

На рис. 5 показано, что при нечетных проверках, которые зависят от длины линейного рекуррентного регистра, исключается возможность возникновения неопределенности в решающей схеме.

Вероятность ошибки при определении ПСП имеет дискретный характер на малых длинах сегмента  $N$ . Анализ графиков (рис. 5) подтверждает эти результаты. К тому же при  $N = 12$  (три проверки на один бит псевдослучайной последовательности) и  $P = 0,1$  вероятность битовой ошибки определения сегмента ПСП даже возрастает и становится больше вероятности деструктивной ошибки. Это очень важно, т.к. очевидно, что в таком случае система синхронизации будет давать худшие характеристики в сравнении с методом последовательной оценки Уорда. А значит, длину сегмента  $N = 12$  нельзя использовать. При дальнейшем увеличении  $N$  вероятность битовой ошибки уменьшается зигзагообразно с явными скачками. На длине сегмента более 25 бит вероятность битовой ошибки имеет тенденцию к постоянному уменьшению – нормализации. Можно сделать вывод о том, что при большой вероятности деструктивной ошибки нельзя выбирать слишком короткие сегменты ПСП, т.к. выигрыш в этом случае в сравнении с методом Уорда является незначительным, либо система показывает худшие характеристики. На рис. 6 представлена зависимость для вероятности символьной ошибки декодирования, полученная с помощью

$$P_{\text{симв}} = 1 - (1 - P_M)^k. \quad (10)$$

По формуле

$$T_c = \frac{N - k + 1}{1 - P_{\text{симв}}} + (k - 1) \quad (11)$$

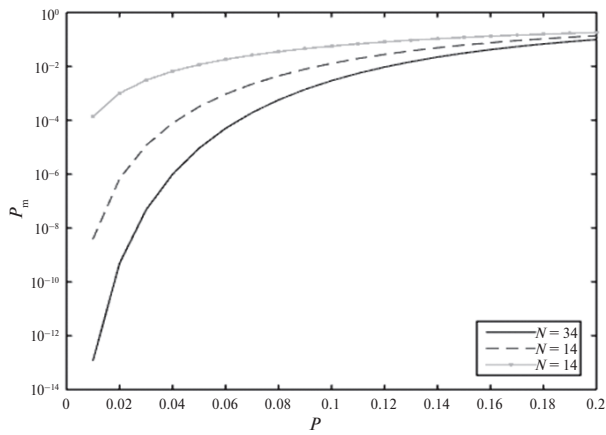


Рисунок 3. Графики зависимости вероятности битовой ошибки определения псевдослучайной последовательности от вероятности деструктивных ошибок  
 Figure 3. Graphs of the dependence of the bit error probability of determining a pseudo-random sequence on the probability of destructive errors

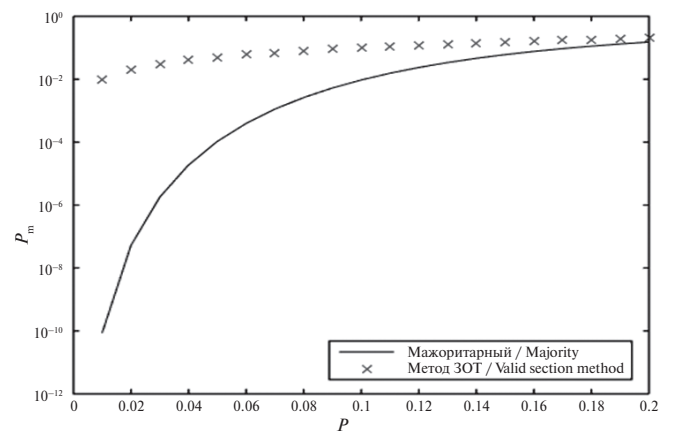


Рисунок 4. Графики зависимости вероятности битовой ошибки определения псевдослучайной последовательности от вероятности деструктивной ошибки для метода на основе мажоритарного декодирования и метода Уорда  
 Figure 4. Graphs of the dependence of the bit error probability of determining a pseudo-random sequence on the probability of a destructive error for the method based on majority decoding and the Ward's method

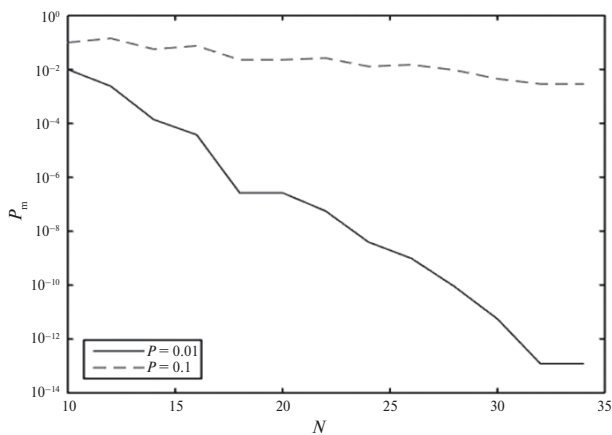


Рисунок 5. Графики зависимости вероятности битовой ошибки при определении псевдослучайной последовательности от длины обрабатываемого сегмента N  
 Figure 5. Graphs of the dependence of the bit error probability when determining a pseudo-random sequence on the length of the N processed segment

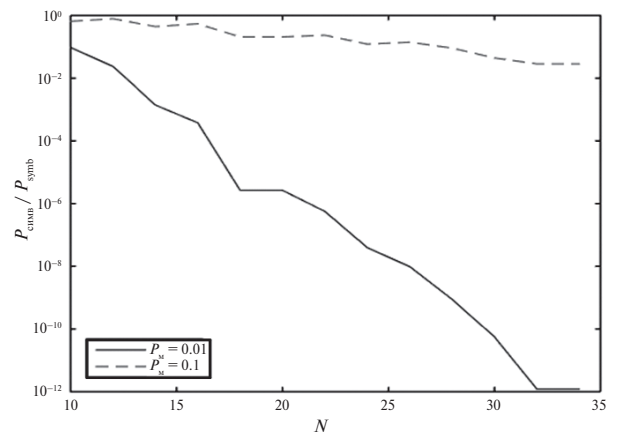


Рисунок 6. Графики зависимости вероятности символьной ошибки декодирования ПСП от длины обрабатываемого сегмента N  
 Figure 6. Graphs of the dependence of PRS decoding symbolic error on the length of the N processed segment

с использованием полученных соотношений для вероятности символьной ошибки (10) рассчитаем зависимость среднего времени поиска  $T_c$  от длины обрабатываемого сегмента ПСП  $N$ . Результаты расчета для вероятности символьной ошибки  $P_{\text{симв}} = 0,01$  и  $P_{\text{симв}} = 0,1$  приведены на рис. 7. Анализ полученной зависимости показывает, что при возрастании вероятности деструктивных ошибок ( $P = 0,1$ ) при определенных длинах сегмента ПСП можно минимизировать среднее время поиска.

Как видно из графиков, среднее время поиска будет минимальным при  $N = k$ . Но в этом случае велика вероятность ложной синхронизации, поэтому длина сегмента ПСП должна выбираться большей.

Оптимальной является точка при  $N = 24$ , тогда среднее время поиска составит 25 бит, а вероятность ошибочного декодирования  $P_m = 0,0129$  ( $P_{\text{симв}} = 0,1218$ ), т.е. на порядок ниже, чем вероятность деструктивной ошибки  $P$ . Для вероятности

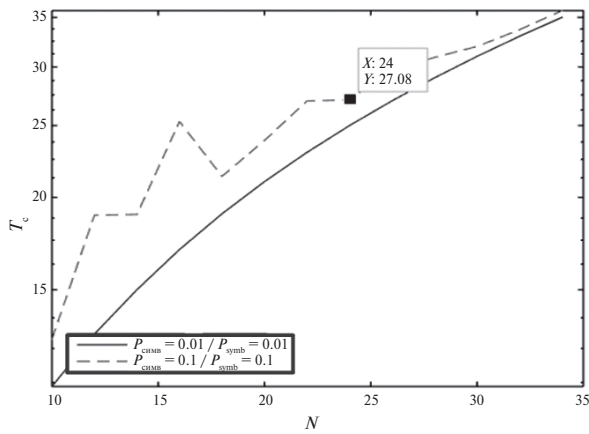


Рисунок 7. Графики зависимости среднего времени поиска  $T_c$  от длины обрабатываемого сегмента псевдослучайной

последовательности  $N$  для  $k = 10$

Figure 7. Graphs of the dependence of the  $T_s$  average search time on the length of the  $N$  processed pseudo-random sequence segment for  $k = 10$

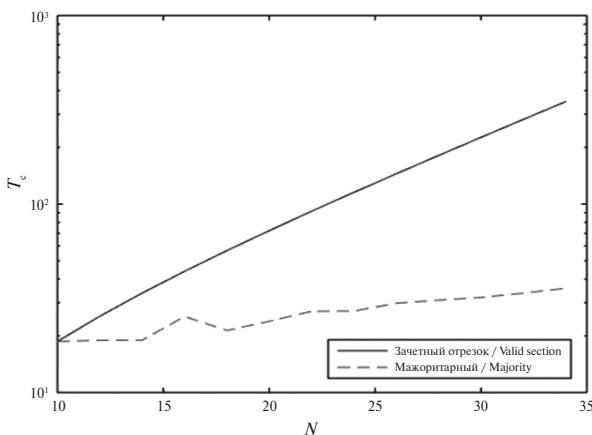


Рисунок 8. Графики зависимости среднего времени поиска  $T_c$  от длины обрабатываемого сегмента ПСП  $N$  для метода на основе мажоритарного декодирования и метода Уорда

деструктивной ошибки  $P = 0,01$  среднее время поиска ПСП с увеличением длины сегмента  $N$  только возрастает.

Проведем сравнительный анализ методов, для чего по формуле

$$T_{cp} = \frac{1 - q^k}{P_q^n U}, \quad (12)$$

где  $q$  – вероятность правильного приема бита двоичной информации из канала связи,  $U$  – скорость

передачи информации в канале связи;  $P$  – вероятность ошибочного приема бита двоичной информации из канала связи.

Рассчитаем зависимость среднего времени поиска для метода Уорда при  $U = 1$  и  $P = 0,1$ . На рис. 8 представлены результаты расчета.

Анализ полученных результатов показывает, что метод Уорда дает худшие характеристики по среднему времени поиска с увеличением длины обрабатываемого сегмента ПСП в сравнении с методом на основе мажоритарного декодирования. При значении  $N = 2k = 20$  метод на основе мажоритарного декодирования дает выигрыш более чем в два раза.

Полученные вероятностные характеристики дают только нижнюю границу вероятности ошибки из-за сделанных допущений, соответственно рассчитанное среднее время поиска ПСП также дает нижнюю границу. Но, как показывают результаты имитационного моделирования, полученные характеристики верно отражают характер изменения вероятности ошибки при изменении длины обрабатываемого сегмента.

Полученные результаты показывают, что выбор длины обрабатываемого сегмента ПСП  $N$  при возрастании вероятности деструктивных ошибок влияет на среднее время поиска. В известных работах [1] не проводится исследование характеристик фазирования на коротких сегментах псевдослучайной последовательности, хотя очевидно, что при возрастании вероятности деструктивных ошибок нельзя просто увеличивать  $N$ , т.к. возможны случаи, когда система синхронизации будет давать худшие характеристики в сравнении с синхронизацией по методу Уорда, либо не обеспечивать минимум среднего времени поиска ПСП. Соответственно, метод на основе мажоритарного декодирования должен при определенной вероятности ошибки синхронизировать псевдослучайную последовательность по некоторому определенному сегменту ПСП длиной  $N$ . Значит, при проведении дальнейших исследований требуется модифицировать метод поиска на основе мажоритарной обработки синхронизирующей информации с целью повышения его эффективности и оптимизации механизма синхронизации.

## Выводы

В работе решена задача анализа вероятностных характеристик метода на основе мажоритарных проверок, в частности:

1. Показано, что в случае синхронизации по короткому сегменту ПСП с увеличением длины обрабатываемого сегмента или длины зачетного отрезка  $N$  вероятность ошибки может быть больше, чем вероятность деструктивных ошибок.

2. Характер изменения зависимости вероятности битовой ошибки ПСП от  $N$  является скачкообразным с локальными минимумами и максимумами. Таким образом, нельзя просто увеличивать длину обрабатываемого сегмента ПСП  $N$ , но требуется расчет и анализ зависимости вероятности ошибки  $P_M/P_{\text{СНМВ}}$  от длины  $N$  для определения оптимальных  $N$ , минимизирующих среднее время

поиска  $T_c$  при заданной вероятности ложной синхронизации.

3. Показано, что при синхронизации на коротких сегментах ПСП метод на основе мажоритарных проверок при высоких вероятностях деструктивных ошибок имеет значительное преимущество по среднему времени поиска кода над методом Уорда.

## СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Хисамов Д. Ф. Моделирование процесса синхронизации датчиков псевдослучайных последовательностей в подавляемых системах радиосвязи. Автореферат. Воронеж: Воронежский институт МВД России, 2005. 154 с.
2. Свидетельство Российской Федерации о государственной регистрации программы для ЭВМ № 2015662303. Программа симулятор декодера псевдослучайной последовательности для систем синхронизации MC-DS-CDMA / В.В. Подольцев, А.Д. Золотуев, Ф.Г. Хисамов, М.В. Милованов, Д.Ф. Хисамов; заявитель и правообладатель Ф.Г. Хисамов. Заявление 23.09.2015; зарегистрировано 19.11.2015.
3. Уорд Р. Различение псевдослучайных сигналов методом последовательной оценки // Зарубежная радиоэлектроника. 1966. № 8. С. 20–37.
4. Месси Д. Пороговое декодирование. М.: Мир, 1966. 208 с.
5. К вопросу о мажоритарном декодировании M-последовательностей / Новиков И. А., Номоконов В. Н., Шебанов А. А., Яковлев Д. О. // Вопросы радиоэлектроники. 1976. Сер. ОТ, вып. 5. С. 50–55.
6. Ширяев А. Н. Вероятность. М.: Наука, 1980. 574 с.
7. Солонина А. И. Цифровая обработка сигналов. Моделирование в Simulink. СПб.: БХВ-Петербург, 2012. 432 с.
8. Патент СССР № 1432791. Анализатор качества канала / О. Б. Юминов, С. В. Дзюин, М. М. Марков, И. З. Климов. Заявление 16.04.1987, опубликован 23.10.1988.
9. Kilgus C. Pseudonoise code acquisition majority logic decoding // IEEE Transactions on Communications, 1973, vol. 21, iss. 6, pp. 772–774.

## REFERENCES

1. Khisamov D. F. *Modelirovanie protsessa sinkhronizatsii datchikov psevdosluchainykh posledovatel'nostei v podavlyaemykh sistemakh radiosvyazi. Avtoreferat* [Modeling the process of synchronization of pseudorandom sequence sensors in suppressed radio communication systems. Abstract]. Voronezh, Voronezhskij institut MVD Rossii Publ., 2005, 154 p. (In Russian).
2. Certificate of the Russian Federation on state registration of computer programs no. 2015662303. *Programma simulyator dekodera psevdosluchajnoj posledovatel'nosti dlya sistem sinkhronizatsii MC-DS-CDMA* [Pseudo-random sequence decoder simulator for MC-DS-CDMA synchronization systems]. V. V. Podoltsev, A. D. Zolotuev, F. G. Khisamov, M. V. Milovanov, D. F. Khisamov; applicant and copyright holder D. G. Khisamov, declared 23.09.2015; registered 19.11.2015. (In Russian).
3. Uord R. Distinguishing pseudo-random signals by sequential estimation. *Zarubezhnaya radioelektronika*, 1966, № 8, pp. 20–37. (In Russian).
4. Messi D. *Porogovoe dekodirovanie* [Threshold decoding]. Moscow, Mir Publ., 1966, 208 p. (In Russian).
5. Novikov I. A., Nomokonov V. N., Shebanov A. A., Yakovlev D. O. On the question of majority decoding of M-sequences. *Voprosy radioelektroniki*, 1976, Ser. OT, iss. 5, pp. 50–55. (In Russian).
6. Shiryayev A. N. *Veroyatnost* [Probability]. Moscow, Nauka Publ., 1980, 574 p. (In Russian).
7. Solonina A. I. *Tsifrovaya obrabotka signalov. Modelirovanie v Simulink* [Digital signal processing. Modeling in Simulink]. Saint Petersburg, BXV-Peterburg Publ., 2012, 432 p. (In Russian).
8. Patent SSSR № 1432791. *Analizator kachestva kanala* [Channel Quality Analyzer]. O. B. Yuminov, S. V. Dzyuin, M. M. Markov, I. Z. Klimov, declared 16.04.1987, published 23.10. 1988. (In Russian).
9. Kilgus C. Pseudonoise code acquisition majority logic decoding. *IEEE Transactions on Communications*, 1973, vol. 21, iss. 6, pp. 772–774.

## ИНФОРМАЦИЯ ОБ АВТОРЕ

**Подольцев Виктор Владимирович**, начальник научно-исследовательской лаборатории, Краснодарское высшее военное училище имени генерала армии С. М. Штеменко, 350063, Краснодар, ул. Красина, д. 4, тел.: +7 (861) 268-35-09, e-mail: kvvu@mil.ru.

## AUTHOR

**Viktor V. Podoltsev**, head of scientific research laboratory, Krasnodar Higher Military School named after General of the Army S. M. Shtemenko, 4, ulitsa Krasina, Krasnodar, 350063, Russia, tel.: +7 (861) 268-35-09, e-mail: kvvu@mil.ru.

Поступила 13.01.2020; принята к публикации 30.01.2020; опубликована онлайн 25.02.2020.  
Submitted 13.01.2020; revised 30.01.2020; published online 25.02.2020.