

ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЇ, РАДІОЛОКАЦІЯ, РАДІОНАВІГАЦІЯ ТА ЕЛЕКТРОАКУСТИКА

УДК 621.396.2

МЕТОДИКА РАСЧЕТА ДЛИНЫ КОДОГРАММЫ ДЛЯ АСИМПТОТИЧЕСКИ НАДЕЖНОЙ РАДИОЛИНИИ УПРАВЛЕНИЯ

Ерохин В. Ф.¹, д.т.н., профессор; Залужный О. В.²

¹*Военный институт телекоммуникаций и информатизации*

²*Институт специальной связи и защиты информации*

Национальный технический университет Украины

"Киевский политехнический институт", Киев, Украина

CALCULATING TECHNIQUE OF THE CODEGRAM LENGTH FOR ASYMPTOTICALLY RELIABLE RADIO LINES OF CONTROL

Yerokhin V. F.¹, Doctor of Engineering, Professor; Zaluzhnyi O. V.²

¹*Military Institute of Telecommunications and Informatization*

²*Institute of Special Communication and Information Protection*

National Technical University of Ukraine "Kyiv Polytechnic Institute" Kyiv, Ukraine

Введение

В наше время все чаще возникает необходимость в использовании высоконадежных радиолиний управления для передачи различных команд и сообщений, дистанционного управления всевозможными объектами: ракетами, искусственными спутниками Земли, космическими аппаратами, беспилотными летательными аппаратами, радиопередатчиками любого вида информации, различными электромеханическими устройствами и т.п.

Особенно высокие требования по надежности и достоверности приема команды выдвигаются к системам радиоуправления специального (ведомственного) назначения, в которых часто используется односторонняя передача, что позволяет улучшить электромагнитную совместимость, снизить энергопотребление и массогабаритные показатели, сделать невозможным определение местонахождения приемника. В этих системах должно быть максимально гарантировано выполнение различных команд, в том числе — активизации или (при необходимости) деинициализации. Отдельного обсуждения требуют вопросы идентификации получения команды и деинициализации.

Для выполнения таких требований необходимо решить задачи выбора длины кодограммы (команды) при заданных предельно допустимых значениях вероятности верного и ложного срабатывания. Последнее усложняется возможностью наличия преднамеренной помехи, которая подобна по-

лезному сигналу (команда не передавалась, но может произойти ложное срабатывание). Известные методики, алгоритмы [1 – 6] могут быть использованы для обоснования меры избыточности командной последовательности (длина, количество повторов, набор частот), но не приспособлены для случаев, когда нужно вычислить вероятность ложного срабатывания на длительных промежутках времени (имитирующая команда повторяется произвольно большое количество раз).

Целью статьи является разработка методики расчета длины кодограммы для радиолиний управления, которая не имела бы ограничений по задаваемой надежности приема команды и вероятности ложной тревоги.

Получение расчетных соотношений. Проверка точности вычислений

При достижении поставленной цели необходимо воспользоваться аналитическим аппаратом, который применяется при оценке помехоустойчивости алгоритмов вхождения в синхронизм радиолинии с псевдослучайной перестройкой рабочей частоты (ППРЧ) [1], в том числе, с постоянно изменяющимся набором частот вхождения. В качестве команд (если их больше одной), с точки зрения авторов, целесообразно использовать квазиортогональные составные последовательности Касами [7, 8], нелинейные последовательности бент-функций или их объединение [9]. Возможны, также, более общие подходы. В теории кодирования уникальных сообщений [10] существует утверждение, что если вероятность ошибки в канале не равна $(m-1)/m$ (где m — алфавит источника информации), то при отсутствии ограничений на время, сообщение может быть доставлено пользователю с вероятностью, сколько угодно близкой к 1.

Формализуем вышеуказанное. Для этого введем обозначения:

P_K — вероятность верного приема кодограммы, хотя бы 1 раз за K повторов передачи (K — количество повторов передачи команды);

$P_L(\Delta T)$ — вероятность ложного приема кодограммы, хотя бы 1 раз за интервал времени ΔT (команда не передавалась);

P_K^* — минимально необходимое значение P_K ;

$P_L^*(\Delta T)$ — максимально допустимое значение $P_L(\Delta T)$;

N — длина командной последовательности (кодограммы);

$N_{\text{пор}}$ — минимально необходимое количество правильно принятых элементарных символов;

$p_{\text{бит}}$ — вероятность ошибочного приема элементарного двоичного символа.

Общее выполнение требований к P_K и $P_L(\Delta T)$ запишем в виде:

$$\begin{aligned} \bar{\Phi} &= \left[P_K \geq P_K^*, P_L(\Delta T) \leq P_L^*(\Delta T) \right]^\Gamma = \\ &= \left[P_K \geq P_K^* / P_L(\Delta T) \leq P_L^*(\Delta T), P_L(\Delta T) \leq P_L^*(\Delta T) / P_K \geq P_K^* \right]^\Gamma = \\ &= \left[P_K \geq \varphi(p_{\text{бит}}, N, N_{\text{пор}}, K, P_L^*(\Delta T)), P_L(\Delta T) \leq \psi(p_{\text{бит}}, N, N_{\text{пор}}, P_K^*) \right]^\Gamma. \quad (1) \end{aligned}$$

Функция $\vec{\Phi}$ — двумерный вектор с компонентами $\varphi(p_{\text{бит}}, N, N_{\text{пор}}, K, P_{\text{л}}^*(\Delta T))$ и $\psi(p_{\text{бит}}, N, N_{\text{пор}}, P_{\text{к}}^*)$, которые являются скалярными функциями векторного аргумента, причем можно допустить, что $N \geq 3$, $1 \leq N_{\text{пор}} \leq N - 1$, поскольку вопрос начального выбора N заслуживает отдельного обсуждения, которое требует учета существующего опыта [1].

Запишем выражения для составляющих в формуле (1) в явном виде.

Вероятность верного приема кодограммы с первой попытки будет иметь вид:

$$P_{\text{к1}} = \sum_{n=0}^{N-N_{\text{пор}}} C_N^n p_{\text{бит}}^n (1-p_{\text{бит}})^{N-n}, \quad (2)$$

или

$$P_{\text{к1}} = 1 - \sum_{n=0}^{N_{\text{пор}}-1} C_N^n p_{\text{бит}}^{N-n} (1-p_{\text{бит}})^n. \quad (3)$$

Соответственно, вероятность верного приема кодограммы хотя бы один раз за K попыток:

$$P_{\text{к}} = \sum_{i=1}^K C_K^i P_{\text{к1}}^i (1-P_{\text{к1}})^{K-i}.$$

Вероятность ложного приема кодограммы с первой попытки при постановке подобной случайной (псевдослучайной) помехи:

$$P_{\text{л1}} = \sum_{n=0}^{N-N_{\text{пор}}} C_N^n p_{\text{бит}}^n (1-p_{\text{бит}})^{N-n} = 2^{-N} \sum_{n=0}^{N-N_{\text{пор}}} C_N^n, \quad (4)$$

или

$$P_{\text{л1}} = 1 - \sum_{n=0}^{N-1} C_N^n p_{\text{бит}}^{N-n} (1-p_{\text{бит}})^n = 1 - 2^{-N} \sum_{n=0}^{N_{\text{пор}}-1} C_N^n. \quad (5)$$

Здесь имеем в виду, что двоичные состояния элементов имитирующей кодограммы равновероятны ($p_{\text{бит}} = 0,5$) и взаимно независимы. Атакующей стороне достаточно несложно формировать соответствующие последовательности общей длиной $2^N - 1$, которые не повторяются по структуре на длине N кодограммы при любом месте ее размещения.

Очевидно, если, например, общая длина имитирующей кодограммы $L = 10^{10} \approx 2^{33}$, то длина так называемой m -последовательности равна $L = 2^N - 1$ [7]. Для ее формирования достаточно регистра разрядностью $N = 33$.

Далее, через очевидное соотношение, получаем выражение для вероятности ложной тревоги за время ΔT , при скорости передачи V :

$$P_{\text{л}}(\Delta T) = \sum_{i=1}^{L-N+1} C_{L-N+1}^i P_{\text{л1}}^i (1-P_{\text{л1}})^{L-N+1-i}, \quad (6)$$

где $L = \Delta T \times V$.

Независимость количества попыток инициализации ложных команд m от длины кодограммы объясняется взаимной независимостью состояний элементов имитационной (например, псевдослучайной) кодограммы и очевидным неравенством $L \gg N$.

В случаях, когда число испытаний n велико ($n \gg 1$), а вероятность появления события p не зависит от n (из-за роста n , p – постоянное) используют приближения [11]:

$$\sum_{i=0}^m C_n^i p^i (1-p)^{n-i} \approx \Phi\left(\frac{m-np+0,5}{\sqrt{np(1-p)}}\right),$$

где $m \leq n$, отсюда

$$\sum_{i=1}^m C_n^i p^i (1-p)^{n-i} \approx \Phi\left(\frac{m-np+0,5}{\sqrt{np(1-p)}}\right) - (1-p)^n,$$

где

$$\Phi(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^x e^{-\frac{t^2}{2}} dt.$$

На основании этого, выражения (2), (4) и (6) при условии $N \gg 1$, $p_{\text{бит}}$ не зависит от N и $L \gg 1$, $P_{\text{л1}}$ не зависит от L , для обеспечения возможности расчетов, следует представить в виде:

$$\begin{aligned} P_{\text{к1}} &\approx \Phi\left(\frac{N - N_{\text{пор}} - Np_{\text{бит}} + 0,5}{\sqrt{Np_{\text{бит}}(1-p_{\text{бит}})}}\right), \\ P_{\text{л1}} &\approx \Phi\left(\frac{N - N_{\text{пор}} - Np_{\text{бит}} + 0,5}{\sqrt{Np_{\text{бит}}(1-p_{\text{бит}})}}\right) = \frac{0,5N - N_{\text{пор}} + 0,5}{\sqrt{N/4}}, \\ P_{\text{л}}(\Delta T) &\approx \Phi\left(\frac{L - N + 1 - (L - N + 1)P_{\text{л1}} + 0,5}{\sqrt{(L - N + 1)P_{\text{л1}} \cdot (1 - P_{\text{л1}})}}\right) - (1 - P_{\text{л1}})^{L - N + 1} \approx \\ &\approx \Phi\left(\frac{L - N + 1,5 - (L - N + 1)P_{\text{л1}}}{\sqrt{(L - N + 1)P_{\text{л1}} \cdot (1 - P_{\text{л1}})}}\right) - (1 - P_{\text{л1}})^{L - N + 1}. \end{aligned} \quad (7)$$

В тех случаях, когда длина N такова, что позволяет сделать точные расчеты $P_{\text{к1}}$ и $P_{\text{л1}}$, целесообразно применить выражения: (2), (4) или (3) и (5).

Для вычисления интеграла $\Phi(x)$ используем известную аппроксимацию Падэ [14] в виде непрерывной дроби, справедливой для условия $x > 0$:

$$\operatorname{erfc} x = 1 - \operatorname{erf} x = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_x^{\infty} e^{-t^2} dt = \frac{e^{-x^2}}{\sqrt{\pi}} \left(\frac{1}{x + \frac{1/2}{x + \frac{1}{x + \frac{3/2}{x + \frac{2}{x + \dots + \frac{n/2}{x + \dots}}}}}} \right), \quad (8)$$

где $\operatorname{erf} x$ — функция ошибок; $\operatorname{erfc} x$ — дополнительная функция ошибок.

Для того, что бы представить $\Phi(x)$ через $\text{erfc}x$ необходимо осуществить ряд преобразований приведенных в [15, 12]:

$$1 - \Phi(x) = \bar{\Phi}(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{\infty} e^{-\frac{t^2}{2}} dt, \quad \Phi(x) = \frac{1}{2} \left[1 + \text{erf} \left(\frac{x}{\sqrt{2}} \right) \right],$$

отсюда

$$\bar{\Phi}(x) = \frac{1}{2} \text{erfc} \left(\frac{x}{\sqrt{2}} \right). \quad (9)$$

Подставив (8) в (9), получаем:

$$\bar{\Phi}(x) = \frac{e^{-\frac{x^2}{2}}}{2\sqrt{\pi}} \left(\frac{1}{x/\sqrt{2} + x/\sqrt{2}} + \frac{1/2}{x/\sqrt{2} + x/\sqrt{2}} + \frac{1}{x/\sqrt{2} + x/\sqrt{2}} + \frac{3/2}{x/\sqrt{2} + x/\sqrt{2}} + \dots + \frac{n/2}{x/\sqrt{2} + x/\sqrt{2}} \right), \quad (10)$$

Для вычисления второй составляющей в (7) можно воспользоваться формулой бинорма Ньютона [12,13]:

$$(1 - p)^n = \sum_{i=0}^n C_n^i p^i = 1 - np + C_n^2 p^2 - C_n^3 p^3 + \dots + (-1)^n p^n. \quad (11)$$

Таблица 1

Результаты расчетов функции $\bar{\Phi}(x)$

№п/п	x	n	$\bar{\Phi}(x)$	Точное значение	Количество совпадающих разрядов, (ошибка %)
1.	1	10	0.159759245	0,158655254	2
2.	1	30	0.158668385	0,158655254	4
3.	1	100	0.158655255	0,158655254	8
4.	2,32635	5	$9.995277415 \times 10^{-3}$	10^{-2}	3
5.	2,32635	10	$1.000004633 \times 10^{-2}$	10^{-2}	5
6.	2,32635	100	$9.999943339 \times 10^{-3}$	10^{-2}	5
7.	3,09023	5	$9.999513155 \times 10^{-4}$	10^{-3}	4
8.	3,09023	10	$1.000008153 \times 10^{-3}$	10^{-3}	5
9.	3,09023	100	$1.000007765 \times 10^{-3}$	10^{-3}	5
10.	3,71902	5	9.9997416×10^{-5}	10^{-4}	4
11.	3,71902	100	$9.999860878 \times 10^{-5}$	10^{-4}	4
12.	4,75342	3	$9.999770715 \times 10^{-7}$	10^{-6}	4
13.	4,75342	100	$1.000021322 \times 10^{-6}$	10^{-6}	4
14.	9,97305	2	$9.999613199 \times 10^{-24}$	10^{-23}	4
15.	9,97305	100	$9.999558867 \times 10^{-24}$	10^{-23}	4
16.	30	2	$4.906713967 \times 10^{-198}$	$4,9067056 \times 10^{-198}$	4
17.	30	100	$4.906713927 \times 10^{-198}$	$4,9067056 \times 10^{-198}$	4
18.	37	3	$5.725571222 \times 10^{-300}$	$5.7255867 \times 10^{-300}$	4
19.	37	100	$5.725571222 \times 10^{-300}$	$5.7255867 \times 10^{-300}$	4
20.	100	3	$1,3447716 \times 10^{-2174}$	$1,344188 \times 10^{-2174}$	3
21.	200	3	$2,6172655 \times 10^{-8689}$	$2,5717574 \times 10^{-8689}$	(1,8%)
22.	300	3	$7,890469 \times 10^{-19547}$	$7,449035 \times 10^{-19547}$	(5,9%)
23.	400	3	$3,0867734 \times 10^{-34747}$	$2,756132 \times 10^{-34747}$	(12%)
24.	500	3	$1,0300354 \times 10^{-54290}$	$1,235094 \times 10^{-54290}$	(16,6%)

В табл. 1 приведені результати розрахунків функції $\bar{\Phi}(x)$ по формулі (10) при умові, що кількість складових не перевищує 100. Из их анализа следует:

- для осуществления точных вычислений функции $\bar{\Phi}(x)$, при любом значении аргумента, достаточно $n \geq 30$ членов непрерывной дроби. При этом их нужно тем меньше, чем больше значение аргумента x ;
- гарантированное число значащих цифр, совпадающих с точным результатом [13], как правило, не превышает 4 – 5 (если даже сколько угодно увеличивать число членов непрерывной дроби);
- даже при очень больших значениях аргумента x (от 100 до 500) ошибка вычислений не превышает 17%. Удивительно, но факт.

При расчетах можно также воспользоваться известными табличными данными, приведенными в [13] для $x \leq 500$.

Алгоритм расчета длины кодограммы

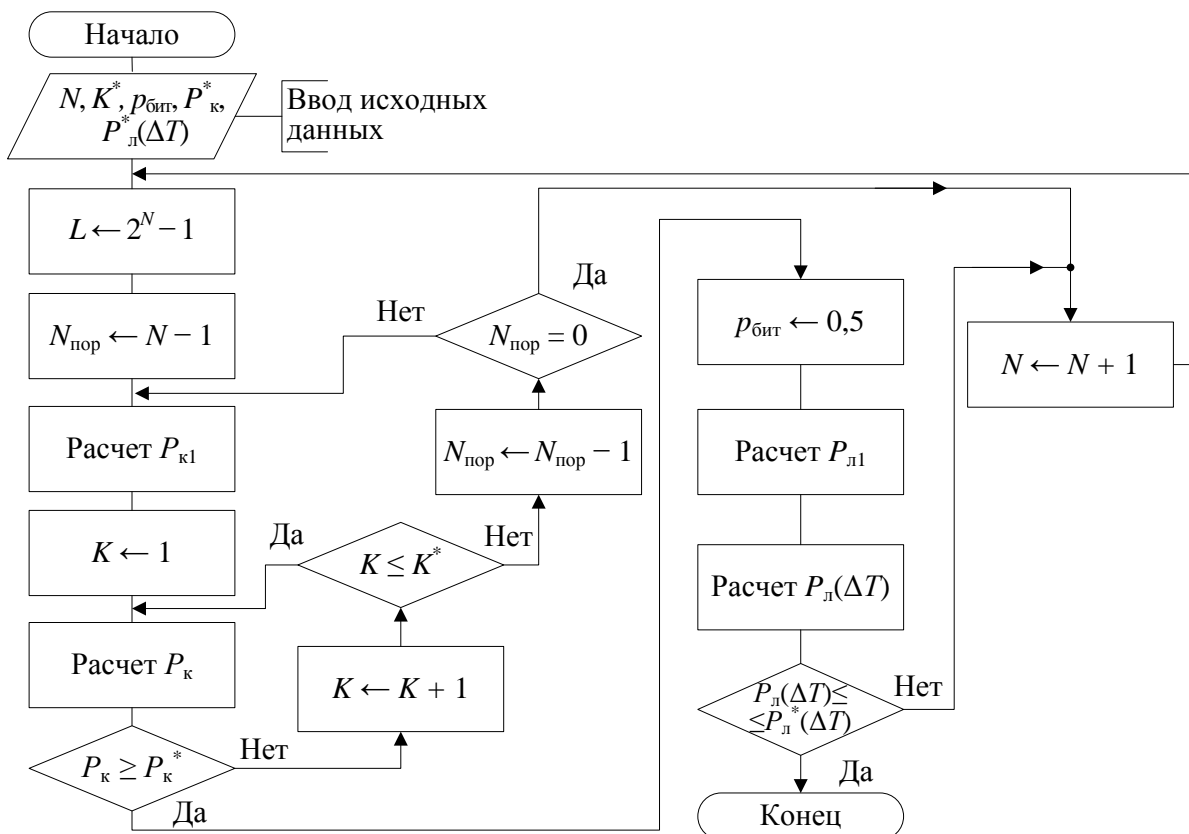


Рис. 1 Алгоритм поиска минимальной длины кодограммы первым способом.

Очевидно, что поиск минимально необходимой длины командной последовательности, в соответствии с дуальным представлением (1), можно выполнять двумя способами: 1) постепенно уменьшая $N_{пор}$, найти его максимально возможное значение при котором выполняется условие $P_k \geq P_k^*$ (если $N_{пор} = 0$ увеличить N и повторить расчет), после этого проверить выполнение условия $P_l(\Delta T) \leq P_l^*(\Delta T)$ при невыполнении которого увеличить

N и повторить алгоритм; 2) постепенно увеличивая $N_{\text{пор}}$, найти его минимально необходимое значение (при $N_{\text{пор}} = N$ увеличить N и повторить расчет) для выполнения условия $P_{\text{л}}(\Delta T) \leq P_{\text{л}}^*(\Delta T)$, а потом проверить выполнение условия $P_{\text{к}} \geq P_{\text{к}}^*$, при невыполнении которого увеличить N и повторить алгоритм. Используя первый или второй способ, необходимо подобрать количество повторов передачи K постепенно увеличивая его до максимально возможного значения K^* . В любом случае это будут итеративные процедуры, которые алгоритмично изображены на рис. 1, 2.

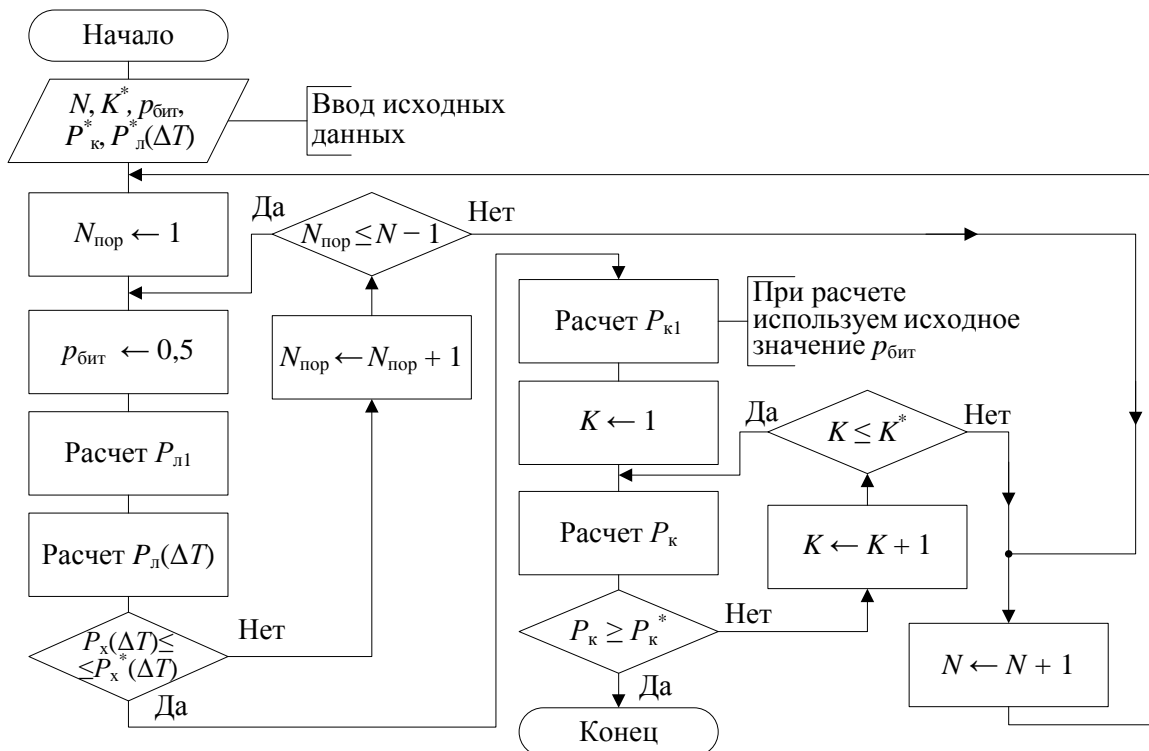


Рис. 2. Алгоритм поиска минимальной длины кодограммы вторым способом.

Выводы

Таким образом, предложенная методика, согласно поставленной цели, позволяет вычислить минимально необходимую длину кодограммы для передачи уникальной команды при любых требованиях к надежности приема верной команды и вероятности ложных тревог. Благодаря подобранным аппроксимациям, она может быть использована в случаях, когда выдвигаются беспрецедентно высокие требования к вероятностным характеристикам радиолинии управления систем и комплексов различного назначения, обобщена для любого радиоканала и вида обработки (демодуляции) сигнала, что будет влиять только на расчет вероятности ошибочного приема элементарного двоичного символа.

Литература

1. Міщенко В. Г. Методика оцінки завадозахищеності алгоритмів входження в синхронізм радіолінії з псевдовипадковим переналаштуванням радіочастоти / В.Г. Міщенко, В.Ф. Єрохін // Захист інформації. — 2001. — №2. — С. 39 — 52.
2. Березин Л. В. Основы радиоуправления / Березин Л. В., Вейцель В. А., Волковский С. А. — М. : Советское радио, 1973. — 426 с.
3. Коржик В. И. Расчет помехоустойчивости систем передачи дискретных сообщений: справочник / Коржик В. И., Финк Л. Н., Щелкунов К. Н.; под ред. Л. М. Финка. — М. : Радио и связь, 1981. — 232 с.
4. Справочник по вероятностным расчетам / Абергауз Г. Г., Тронь А. П., Копенкин Ю. Н., Коровина И. А. — М. : Воениздат, 1970. — 536 с.
5. Єрохін В. Ф. Методика вибору довжини цифрової послідовності, ідентифікації сигнально-завадової обстановки в радіоканалі / В. Ф. Єрохін, В. М. Раєвський // Захист інформації. — 2005. — № 25. — С. 24 — 29.
6. Сравнение алгоритмов цифрового кодирования в командных радиосистемах [Электронный ресурс] / Сердюков П. Н., Григорьев А. С., Аверин С. В., Дронов А. Е. // Специальная техника. — 2005. — № 4. — Режим доступа до журн. : <http://www.ess.ru/archive/2005>.
7. Сикарев А. А. Микроэлектронные устройства формирования и обработки сложных сигналов / А. А. Сикарев, О. Н. Лебедев. — М. : Радио и связь, 1983. — 216 с.
8. Камалетдінов Б. Ж. Оптимальный ансамбль бинарных последовательностей на основе объединения ансамблей последовательностей Касами и бент-функций / Б. Ж. Камалетдінов // Проблемы передачи информации. — 1988. — Т. XXII, №2. — С. 104 — 107.
9. Камалетдінов Б. Ж. Новые оптимальные ансамбли нелинейных двоичных последовательностей / Б. Ж. Камалетдінов // Проблемы передачи информации. — 1989. — Т. XXV, №3. — С. 107 — 110.
10. Коржик В. И. Помехоустойчивое кодирование уникальных сообщений / В. И. Коржик // Проблемы передачи информации. — 1986. — Т. XXII, Вып.1. — С. 26 — 31.
11. Большев Л. Н. Таблицы математической статистики / Л. Н. Большев, И. В. Смирнов — М. : Наука, — 1983. — 416 с. — (Главная редакция физико-математической литературы).
12. Попов Б. А. Вычисление функций на ЭВМ / Б. А. Попов, Г. С. Теслер — К. : Наукова думка, — 1984. — 600 с.
13. Абрамовица М. Справочник по специальным функциям с формулами, графиками и математическими таблицами / М. Абрамовица, И. Стиган; пер. с англ. под ред. В. А. Диткина, Л. Н. Кармазиной. — М. : Наука, — 1979. — 832 с. — (Главная редакция физико-математической литературы).
14. Бейкер Дж., мл. Аппроксимации Паде: 1. Основы теории; 2. Обобщения и приложения / Дж. Бейкер, мл., П. Грейвс-Моррис; под ред. А. А. Гончара. Пер. с англ. Е. А. Рахманова, С. П. Суетина. — М. : Мир, — 1986. — 502 с.
15. Цимринг Ш. Я. Специальные функции и определенные интегралы. Алгоритмы. Программы для микрокалькуляторов: справочник / Цимринг Ш. Я. — М. : Радио и связь, — 1988. — 272 с.

Reference

1. Mishchenko V. H. Metodyka otsinky zavadozakhyschenosti alhorytmiv vkhodzhennia v synkhronizm radiolonii z psevdovypadkovym perenalashtuvanniam radiochastoty / V. H. Mishchenko, V. F. Yerokhin // Zakhyst informatsii. – 2001. – №2. – P. 39 – 52.
2. Berezin L. V. Osnovy radioupravleniia / Berezin L. V., Veitsel V. A., Volkovskii S. A. – M.: Sovetskoe radio, 1973. – 426 p.
3. Korzhik V. I. Raschet pomekhoustoichivosti sistem peredachi diskretnykh soobshchenii: spravochnik / Korzhik V. I., Fink L. N., Shchelkunov K. N., pod red. L. M. Finka. – M.: Radio i sviaz, 1981. – 232 p.
4. Spravochnik po veroiatnostnym raschetam / Aberhauz H.H., Tron A.P., Kopenkin Yu. N., Korovina I.A. – M.: Voenizdat, 1970. – 536 p.
5. Yerokhin V.F. Metodyka vyboru dovezhyny tsyfrovoy poslidovnosti, identyfikatsii syhnalno-zavodovoi obstanovky v radiokanali / V.F. Yerokhin, V.M. Raievskiy // Zakhyst informatsii. – 2005. – № 25. – P. 24-29.
6. Sravnenie alhorytmov tsyfrovoho kodirovaniia v komandnykh radiosistemakh [Elektronnyi resurs] / Serdiukov P.N., Hryhorev A.S., Averin S.V., Dronov A.E. // Spetsialnaia tekhnika. – 2005. – № 4. – Rezhim dostupu do zhurn.: <http://www.ess.ru/archive/2005>.
7. Sikarev A.A. Mikroelektronnye ustroistva formirovaniia i obrabotki slozhnykh signalov / A.A. Sikarev, O.N. Lebedev. – M.: Radio i sviaz, 1983. – 216 p.
8. Kamaletdinov B.Zh. Optimalnyi ansambl binarnykh posledovatel'nostei na osnove obedineniia ansamblei posledovatel'nostei Kasami i bent-funktsii / B.Zh. Kamaletdinov // Problemy peredachi informatsii. – 1988. – T. XXII, №2. – P. 104 – 107.
9. Kamaletdinov B.Zh. Novye optimalnye ansambl' nelineinykh dvoichnykh posledovatel'nostei / B.Zh. Kamaletdinov // Problemy peredachi informatsii. – 1989. – T. XXV, №3. – P. 107 – 110.
10. Korzhik V.I. Pomekhoustoichivoe kodirovanie unikalnykh soobshchenii / V.I. Korzhik // Problemy peredachi informatsii. – 1986. – T. XXII, Vyp.1. – P. 26 – 31.
11. Bolshev L.N. Tablitsy matematicheskoi statistiki / L.N. Bolshev, I. V. Smirnov – M.: Nauka, – 1983. – 416 p. – (Hlavnaia redaktsiia fiziko-matematicheskoi literatury).
12. Popov B.A. Vychislenie funktsii na EVM / B.A. Popov, H.S. Tesler – K.: Naukova dumka, – 1984. – 600 p.
13. Abramovitsa M. Spravochnik po spetsialnym funktsiiam s formulami, hrafikami i matematicheskimi tablitsami / M. Abramovitsa, I. Stihan; per. s anhl. pod red. V.A. Ditkina, L.N. Karmazinoi. – M.: Nauka, – 1979. – 832 p. – (Hlavnaia redaktsiia fiziko-matematicheskoi literatury).
14. Beiker Dzh., ml. Aproksimatsii Pade: 1. Osnovy teorii; 2. Obobshcheniia i prilozheniia / Dzh. Beiker, ml., P. Hreivs-Morris; pod red. A.A. Honchara. Per. s anhl. E.A. Pakhmanova, S.P. Suetina. – M.: Mir, – 1986. – 502 p.
15. Tsimrin Sh.Ya. Spetsialnye funktsii i opredelennye intehraly. Algoritmy. Prohrammy dlia mikrokalkuliatorov: spravochnik / Tsimrin Sh.Ya. – M: Radio i sviaz, – 1988. – 272 s.

Єрохін В. Ф., Залужний О. В. Методика розрахунку довжини кодограми для асинхронно надійних радіоліній управління. Запропонована методика розрахунку довжини кодограми для високонадійних радіоліній управління. Її використання дозволяє визначити оптимальну довжину командної послідовності при будь-якій заданій ймовірності вірного і хибного спрацювання, в умовах постановки подібної випадкової (псевдовипадкової) завади. Для перевірки точності обчислень, за допомогою застосованих

апроксимацій, проведені розрахунки. Проаналізовані їх результати. Зроблені висновки щодо можливостей застосування розробленої методики.

Ключові слова: кодограма, передача команд, командна послідовність, радіолінія управління, завадостійкість, дистанційне управління.

Ерохин В. Ф., Залужный О. В. Методика расчета длины кодограммы для асимптотически надежной радиолинии управления. Предложена методика расчета длины кодограммы для высоконадежных радиолиний управления. Ее использование позволяет вычислить оптимальную длину командной последовательности при любой заданной вероятности верного и ложного срабатывания, в условиях постановки подобной случайной (псевдослучайной) помехи. Для проверки точности вычислений с помощью применяемых аппроксимаций, проведены соответствующие расчеты. Проанализированы их результаты. Сделаны выводы по возможностям применения разработанной методики.

Ключевые слова: кодограмма, передача команд, командная последовательность, радиолиния управления, помехоустойчивость, дистанционное управление.

Yerokhin V., Zaluzhnyi O. Method of the codegram length computation for asymptotically reliable radio lines of control.

Introduction. The actuality of choice of codegram length for high-reliable radio lines of control is justified. The purpose and tasks of article are defined.

The estimated ratios. Calculated accuracy. The necessary for command sequence length choice estimated ratios are received. Calculation accuracy on the received formulas is checked. Appropriate conclusions are made.

The calculation algorithm of the codegram length. Two variants of algorithm of codegram length calculation for asymptotically reliable radio lines of control are made. These variants are appropriate for any given requirements to probability of true and false operation.

Conclusions. The conclusions for the developed calculation method and its possible application are made.

Keywords: codegram, commands transfer, radio lines of control, command sequence, remote control, noise immunity.