

Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение  
высшего образования

Поволжский государственный университет телекоммуникаций и  
информатики

кафедра ТОРС

Задание и методические указания к курсовой работе по  
дисциплинам **«Общая теория связи»** и  
**«Теория электрической связи»**

для студентов 3 курса направлений 210700 «Инфокоммуникационные  
технологии и системы связи» и 090900 «Информационная  
безопасность» и специальности 090302 «Информационная безопасность  
телекоммуникационных систем» дневной формы обучения

**«Расчёт параметров системы передачи дискретных  
сообщений»**

Составители: д.т.н., проф. Николаев Б. И.  
к.т.н. Борисенков А. В.  
к.т.н. Чингаева А. М.

Самара, 2016 г.

УДК 621.391

Задание и методические указания к курсовой работе по дисциплинам «Общая теория связи» и «Теория электрической связи» для студентов 3 курса направлений 210700 «Инфокоммуникационные технологии и системы связи» и 090900 «Информационная безопасность» и специальности 090302 «Информационная безопасность телекоммуникационных систем» дневной формы обучения «Расчёт параметров системы передачи дискретных сообщений» / сост. Б. И. Николаев, А. В. Борисенков, А. М. Чингаева — Самара: ПГУТИ, 2016 — 16 с.

Методическая разработка содержит указания к выполнению курсовой работы, посвящённой расчёту параметров системы передачи дискретных сообщений.

© Б. И. Николаев 2016  
© А. В. Борисенков 2016  
© А. М. Чингаева 2016  
© ПГУТИ 2016

## Задание на курсовую работу

- 1 Составить обобщённую структурную схему системы передачи дискретных сообщений, включающую в себя источник сообщения, кодер источника, кодер канала, модулятор, канал связи, демодулятор, декодер канала, декодер источника и получателя сообщения.
- 2 Рассчитать параметры источника и сформировать передаваемое сообщение.
- 3 Построить кодовое дерево, составить кодовую таблицу и рассчитать параметры заданного экономного кода. Сжать передаваемое сообщение в соответствии с полученной кодовой таблицей.
- 4 Составить кодовую таблицу и рассчитать параметры заданного корректирующего кода. Закодировать сжатое сообщение в соответствии с кодовой таблицей корректирующего кода.
- 5 Рассчитать параметры модулированного сигнала для заданного вида модуляции. Рассчитать и построить временные и спектральные диаграммы первичного и модулированного сигнала.
- 6 Рассчитать параметры заданного канала связи. Найти среднее отношение сигнал-шум на выходе канала.
- 7 Для заданного способа приёма изобразить структурную схему демодулятора и рассчитать её параметры. Найти среднюю вероятность ошибки на выходе демодулятора. Внести заданное число ошибок в заданные разряды кодированного сообщения.
- 8 Составить таблицу синдромов и рассчитать среднюю вероятность ошибки декодирования. Пользуясь таблицей синдромов, исправить внесённые демодулятором ошибки и восстановить сжатое сообщение.
- 9 Пользуясь кодовой таблицей экономного кода восстановить исходное сообщение по сжатому, полученному от декодера канала.

## Номер варианта

Для расчёта исходных данных в каждом пункте работы используются 4 последние цифры номера зачётной книжки:  $abcd$ .

# Методические указания к выполнению курсовой работы

## 1 Структурная схема системы передачи

Необходимо построить обобщённую структурную схему системы передачи, содержащую каскадное соединение блоков, перечисленных в задании. Обозначить сигналы на входах и выходах всех блоков схемы и дать расшифровку обозначений. Краткие теоретические сведения для выполнения данного пункта задания можно также найти в главе 1 учебника [1], [3] или [2].

*Примечание:* введённые в данном пункте обозначения сигналов на входах и выходах блоков системы передачи следует использовать без изменений во всех последующих пунктах курсовой работы. Это также касается всех прочих обозначений, используемых в работе. Все обозначения, взятые из учебников, следует также приводить в соответствие с используемыми в работе.

## 2 Источник сообщений

Источник сообщений на передающей стороне представляет собой дискретный источник без памяти с алфавитом из 16 символов. Вероятности выдачи каждого символа источником  $p(a_i)$  и скорость выдачи символов  $V_{\text{и}}$  рассчитываются в соответствии с вариантом  $(abcd)$ :

Номер $i$	Символ $a_i$	Вероятность $p(a_i)$
0	а	$0,31(1 - 0,1 \cdot d)$
1	б	$0,002 + 0,001 \cdot a$
2	в	$0,007 + 0,025 \cdot c$
3	г	$0,009(1 - 0,1 \cdot b)$
4	д	$0,02(1 - 0,1 \cdot d)$
5	е	$0,005 + 0,015 \cdot b$
6	з	$0,01(1 - 0,1 \cdot a)$
7	и	$0,15(1 - 0,1 \cdot b)$
8	к	$0,008 + 0,031 \cdot d$
9	л	$0,2(1 - 0,1 \cdot a)$
10	м	$0,006 + 0,02 \cdot a$
11	н	$0,015(1 - 0,1 \cdot c)$

Номер $i$	Символ $a_i$	Вероятность $p(a_i)$
12	о	$0,004 + 0,002 \cdot d$
13	п	$0,003 + 0,0015 \cdot c$
14	р	$0,25 (1 - 0,1 \cdot c)$
15	с	$0,001 + 0,0009 \cdot b$

Сумма вероятностей всех символов должна строго равняться единице.

Скорость выдачи символов источником ( $abcd$  — номер варианта):

$$V_{\text{и}} = (a + b + c + d) \cdot 10^3 \text{ [симв/с]}.$$

По рассчитанным вероятностям и скорости выдачи символов необходимо определить информационные характеристики источника (п.6.2 [1], п. 6.2.2 [3], п. 5.1 [2], п. 4.1 [4]):

1 Энтропию  $H(A)$ :

$$H(A) = - \sum_{i=0}^{K-1} p(a_i) \log_2 p(a_i) \text{ [бит/симв]}.$$

2 Избыточность  $\rho_{\text{и}}$ :

$$\rho_{\text{и}} = 1 - \frac{H(A)}{H_{\text{max}}(A)}.$$

Здесь  $H_{\text{max}}(A) = \log_2 K$  — максимальная энтропия источника.

3 Производительность  $H'(A)$ :

$$H'(A) = V_{\text{и}} \cdot H(A) \text{ [бит/с]}.$$

Передаваемое сообщение должно состоять из 10 произвольно выбранных символов источника, таких чтобы 5 из них имели достаточно большую вероятность, 3 — среднюю, 2 — малую. При этом не нужно выбирать в качестве сообщения последовательность из первых десяти символов алфавита или десяти наиболее вероятных символов подряд — последовательность должна быть произвольной, близкой к случайной. Символы имеющие большую вероятность могут встречаться в сообщении более одного раза.

### 3 Кодер источника

Алгоритм кодирования источника выбирается по следующему правилу ( $abcd$  — номер варианта):

$$y = (b + d) \bmod 2.$$

Если  $y = 0$  — код Хаффмана, 1 — код Шеннона–Фано.

Экономные коды Шеннона–Фано и Хаффмана описаны в п. 7.3.1 [1], п. 7.2 [3], п. 6.2 [2] и п. 5.1 [4]. Примеры построения кодового дерева показаны на рис. 7.1 и 7.2 стр. 144 [1] и рис. 5.3 стр. 208 [4].

По кодовому дереву находятся кодовые комбинации для всех символов источника и сводятся в таблицу:

Символ $a_i$	Вероятность $p(a_i)$	Кодовая комбинация $\mathbf{b}_i$	Число разрядов $k_i$	Число нулей $k_i^0$	Число единиц $k_i^1$

Параметрами полученного экономного кода являются:

- 1 Предел Шеннона для заданного источника, т.е. минимально возможное количество кодовых символов на один символ источника:

$$\bar{k}_{\min} = H(A) / \log_2 m.$$

Здесь  $m$  — позиционность кода (код двоичный, значит  $m = 2$ ).

- 2 Среднее число двоичных символов, приходящееся на один символ источника. Находится как математическое ожидание числа разрядов кодового слова:

$$\bar{k} = \sum_{i=0}^{K-1} k_i p(a_i).$$

Здесь  $k_i$  — число разрядов кодовой комбинации, соответствующей  $i$ -му символу источника,  $p(a_i)$  — вероятность  $i$ -го символа. Если кодовое дерево построено верно и расчёты правильны, то  $\bar{k}$  будет примерно равно (но чуть больше)  $\bar{k}_{\min}$ .

- 3 Средняя скорость выдачи двоичных символов на выходе кодера источника  $V_{\text{ки}}$ . Поскольку на каждый символ источника на входе

кодер в среднем выдаёт  $\bar{k}$  двоичных символов на выходе,  $V_{\text{ки}}$  будет в  $\bar{k}$  раз больше скорости выдачи символов источником сообщений:

$$V_{\text{ки}} = V_{\text{и}} \cdot \bar{k} \text{ [бит/с]}.$$

- 4 Вероятности двоичных символов  $p_0$  и  $p_1$ . Их можно найти, поделив соответственно среднее число 0 и 1 в кодовом слове на среднее число разрядов кодового слова:

$$p_0 = \frac{1}{\bar{k}} \sum_{i=0}^{K-1} k_i^0 p(a_i), \quad p_1 = \frac{1}{\bar{k}} \sum_{i=0}^{K-1} k_i^1 p(a_i) = 1 - p_0.$$

Здесь  $k_i^0$  и  $k_i^1$  — число нулей и единиц в кодовой комбинации  $i$ -го символа соответственно. Если кодовое дерево построено верно и расчёты правильны, то вероятности будут примерно одинаковыми и равными 0,5.

- 5 Энтропия на выходе кодера источника:

$$H(B) = -p_0 \log_2 p_0 - p_1 \log_2 p_1 \text{ [бит/симв]}.$$

Если кодовое дерево построено верно и расчёты правильны, то  $H(B)$  будет примерно равна единице.

- 6 Избыточность на выходе кодера источника:

$$\rho_{\text{ки}} = 1 - \frac{H(B)}{H_{\text{max}}(B)}.$$

Здесь  $H_{\text{max}}(B) = \log_2 m$  — максимальная энтропия на выходе кодера источника. Если кодовое дерево построено верно и расчёты правильны, то  $\rho_{\text{ки}}$  будет примерно равна нулю.

При сжатии передаваемого сообщения, каждый его символ заменяется соответствующей комбинацией из кодовой таблицы, результат записывается в одну строку без пробелов.

## 4 Кодер канала

В качестве корректирующего кода используется код Хемминга (7, 4) с исправлением ошибок. Коды Хемминга описаны в п. 7.5.3 [1], п. 7.3.4 [3], п. 6.3.4 [2] и п. 5.2 [4].

Код Хемминга является блочным, содержит  $k$  информационных и  $r$  проверочных разрядов. Общее число разрядов на выходе кодера  $n = k + r$ . Проверочные разряды кода Хемминга (7, 4) находятся по формулам:

$$r_0 = b_0 \oplus b_1 \oplus b_2;$$

$$r_1 = b_1 \oplus b_2 \oplus b_3;$$

$$r_2 = b_0 \oplus b_2 \oplus b_3.$$

Первые 4 разряда кодовой комбинации на выходе кодера повторяют 4 информационных разряда на входе, последние три являются проверочными.

Для получения кодовой таблицы необходимо перебрать все  $2^k$  вариантов информационных разрядов и рассчитать соответствующие кодовые разряды:

Информационная комбинация $\mathbf{b}_i$	Проверочные разряды $\mathbf{r}_i$	Кодовая комбинация $\mathbf{c}_i$	Вес кодовой комбинации $w_i$

Вес кодовой комбинации  $w_i$  равен числу единиц в этой комбинации.

К параметрам кода относятся:

1 Избыточность кода:

$$\rho_{\text{кк}} = r/n.$$

2 Скорость кода (соотношение числа информационных и кодовых разрядов):

$$R = k/n.$$

3 Кодовое расстояние  $d_{\text{min}}$ . Находится как минимальный ненулевой вес кодовой комбинации:

$$d_{\text{min}} = \min_{w_i \neq 0} w_i.$$

4 Исправляющая  $q_{\text{и}}$  способность кода:

$$q_{\text{и}} = \frac{d_{\text{min}} - 1}{2}.$$

- 5 Среднее число кодированных бит, приходящееся на один символ источника:

$$\bar{n} = \bar{k}/R.$$

- 6 Средняя битовая скорость на выходе кодера канала  $V_{\text{кк}}$ . Поскольку среднее число кодированных бит, приходящееся на один символ источника  $\bar{n}$ , увеличивается в  $1/R$  раз по сравнению с  $\bar{k}$ , то и  $V_{\text{кк}}$  увеличится во столько же раз:

$$V_{\text{кк}} = V_{\text{ки}}/R \text{ [бит/с]}.$$

Полученное в предыдущем пункте сжатое двоичное сообщение необходимо закодировать, разделив на блоки по 4 бита и добавив к каждому блоку проверочные биты, пользуясь составленной ранее кодовой таблицей корректирующего кода. Если в последней кодовой комбинации информационных бит не хватило, недостающие информационные биты заполняются нулями. Результирующее кодированное сообщение записывается в одну строку без пробелов.

## 5 Модулятор

Вид модуляции выбирается по следующему правилу ( $abcd$  — номер варианта):

$$y = (b + c + d) \bmod 3.$$

Если  $y = 0$  — АМ,  $1$  — ФМ,  $2$  — ЧМ.

Цифровая модуляция описана в п. 2.4 [1], п. 3.5 [3], п. 2.5 [2] и п. 2.1 [4]. Аналитическое выражение сигнала АМ при двоичной модуляции:

$$u_{\text{АМ}}(t) = \frac{U_0}{2} [1 + c(t)] \cos(2\pi f_0 t + \varphi_0),$$

сигнала ФМ:

$$u_{\text{ФМ}}(t) = U_0 c(t) \cos(2\pi f_0 t + \varphi_0),$$

сигнала ЧМ:

$$u_{\text{ЧМ}}(t) = \frac{U_0}{2} [1 - c(t)] \cos[2\pi (f_0 - \Delta f) t + \varphi_0] + \frac{U_0}{2} [1 + c(t)] \cos[2\pi (f_0 + \Delta f) t + \varphi_0].$$

Здесь  $c(t)$  — первичный сигнал, представляющий двоичные символы на выходе кодера канала (нулю соответствует  $c(t) = -1$ , единице —  $c(t) = 1$ ),  $U_0$ ,  $f_0$  и  $\varphi_0$  — соответственно амплитуда, частота и начальная фаза несущего колебания ( $\varphi_0$  принимается равной нулю),  $\Delta f$  — девиация частоты. Помимо общих выражений следует также записать отдельные выражения для сигналов, соответствующих передаче 0 и 1:  $u_0(t) = u(t)|_{c(t)=-1}$  и  $u_1(t) = u(t)|_{c(t)=1}$ .

Параметры модулированного сигнала:

- 1 Амплитуда модулированного сигнала ( $abcd$  — номер варианта):

$$U_0 = (c + d + 1) \text{ [В]}.$$

- 2 Скорость модуляции  $V_0$ . Поскольку используется двоичная модуляция, скорость модуляции  $V_0$  будет равна скорости выдачи информации канальным кодером  $V_{\text{кк}}$ :

$$V_0 = V_{\text{кк}} \text{ [Бод]}.$$

- 3 Несущая частота принимается в 5 раз больше скорости модуляции:

$$f_0 = 5 \cdot V_0 \text{ [Гц]}.$$

- 4 Тактовый интервал  $T_0$ . Определяется как величина, обратная скорости модуляции:

$$T_0 = 1/V_0 \text{ [с]}.$$

- 5 Девиация частоты (только для ЧМ):

$$\Delta f = 1/(2T_0) \text{ [Гц]}.$$

- 6 Ширина полосы частот модулированного сигнала (по центральному «лепестку» спектра). Для АМ и ФМ:

$$\Delta F = 2/T_0 \text{ [Гц]},$$

для ЧМ:

$$\Delta F = 2/T_0 + 2\Delta f \text{ [Гц]}.$$

7 Спектральная эффективность:

$$\eta = V_{\text{кк}}/\Delta F \text{ [бит/с/Гц]}.$$

8 Мощность при передаче нуля и мощность при передаче единицы:

$$P_0 = \frac{1}{T_0} \int_0^{T_0} u_0^2(t) dt \text{ [В}^2\text{]}, P_1 = \frac{1}{T_0} \int_0^{T_0} u_1^2(t) dt \text{ [В}^2\text{]}.$$

9 Средняя мощность модулированного сигнала:

$$P_{\text{ср}} = p_0 \cdot P_0 + p_1 \cdot P_1 \text{ [В}^2\text{]}.$$

10 Пиковая мощность:

$$P_{\text{пик}} = \max(P_0, P_1) \text{ [В}^2\text{]}.$$

11 Пик-фактор:

$$\Pi = P_{\text{пик}}/P_{\text{ср}}.$$

Временные диаграммы первичного сигнала строятся в соответствии с рассчитанными параметрами друг под другом в одном масштабе. При построении достаточно ограничиться десятью тактовыми интервалами  $T_0$ .

Формулы для построения спектральных диаграмм можно вывести самостоятельно или взять из учебника. Формулы включаются в пояснительную записку, спектральные диаграммы первичного и модулированного сигналов строятся в соответствии с рассчитанными параметрами друг под другом в одном масштабе.

## 6 Канал связи

Вид канала выбирается по следующему правилу (для АМ и ЧМ) ( $abcd$  — номер варианта):

$$y = (a + d) \bmod 2.$$

Если  $y = 0$  — гауссовский канал, 1 — гауссовский канал с неопределённой фазой. При ФМ канал всегда выбирается гауссовским.

Описание гауссовского канала можно найти в п. 3.4.2 [1], п. 4.4.2 [3] или п. 3.4.2 [2], гауссовского канала с неопределённой фазой — в п. 3.4.3 [1], п. 4.4.3 [3] или п. 3.4.3 [2].

Сигнал на выходе гауссовского канала (без учёта задержки) имеет вид:

$$z(t) = \gamma u(t) + n(t) = s(t) + n(t).$$

Для гауссовского канала с неопределённой фазой:

$$z(t) = \gamma [u(t) \cos \theta - \tilde{u}(t) \sin \theta] + n(t) = s(t) + n(t).$$

Здесь  $s(t)$  — полезный сигнал,  $n(t)$  — гауссовский шум,  $\theta$  — случайная фаза,  $\tilde{u}(t)$  — преобразование Гильберта сигнала  $u(t)$ .

К параметрам канала относятся:

1 Коэффициент передачи ( $abcd$  — номер варианта):

$$\gamma = 1/(d + 1).$$

2 Спектральная плотность мощности шума ( $abcd$  — номер варианта):

$$N_0 = \frac{a + b + 1}{c + d + 1} \cdot 10^{-6} \text{ [B}^2/\text{Гц]} .$$

3 Полоса пропускания. Принимается равной полосе модулированного сигнала:

$$\Delta F_{\text{к}} = \Delta F \text{ [Гц]} .$$

4 Пиковая мощность сигнала на выходе:

$$P_{\text{пик}}^{\text{вых}} = \gamma^2 P_{\text{пик}} \text{ [B}^2] .$$

5 Средняя мощность сигнала на выходе:

$$P_{\text{ср}}^{\text{вых}} = \gamma^2 P_{\text{ср}} \text{ [B}^2] .$$

6 Средняя мощность шума:

$$P_{\text{ш}} = \Delta F_{\text{к}} N_0 \text{ [B}^2] .$$

7 Пиковое отношение сигнал-шум:

$$h^2 = E_{\text{пик}}^{\text{ввых}}/N_0 = P_{\text{пик}}^{\text{ввых}}T_0/N_0.$$

8 Среднее отношение сигнал-шум:

$$h_{\text{ср}}^2 = P_{\text{ср}}^{\text{ввых}}T_0/N_0.$$

9 Пропускная способность канала:

$$C = \Delta F_{\text{к}} \log_2 \left( 1 + \frac{P_{\text{ср}}^{\text{ввых}}}{P_{\text{ш}}} \right) \text{ [бит/с]}.$$

## 7 Демодулятор

Способ приёма задаётся видом канала: для гауссовского канала приём будет когерентным, для гауссовского канала с неопределённой фазой — некогерентным.

Оптимальный приём дискретных сообщений описан в главе 4 [1], главе 5 [3], главе 4 [2] и главе 6 [4]. Когерентный приём описан в п. 4.3–4.3.1 [1], п. 5.3–5.5 [3], п. 4.3–4.6 [2] и п. 6.3–6.5 [4], а некогерентный — в п. 4.5 [1], п. 5.7 [3], п. 4.8 [2] и п. 6.6–6.8 [4].

Обозначения в структурной схеме демодулятора должны соответствовать обозначениям из предыдущих пунктов. Для построенной схемы необходимо записать алгоритм её работы.

К параметрам демодулятора относятся:

- 1 Аналитические выражения опорных сигналов, присутствующих в схеме (разностного сигнала или сигналов, соответствующих передаче по каналу 0 и 1).
- 2 Пороговое значение для решающего устройства.
- 3 Вероятность ошибки на выходе демодулятора.

Формулы для вероятностей ошибки при когерентном (слева) и некогерентном (справа) приёме:

$$\begin{aligned} p_{\text{АМ}} &= Q \left( \sqrt{h^2/2} \right), & p_{\text{АМ}} &\approx 0,5 \exp \left( -h^2/4 \right), \\ p_{\text{ЧМ}} &= Q \left( \sqrt{h^2} \right), & p_{\text{ЧМ}} &= 0,5 \exp \left( -h^2/2 \right), \end{aligned}$$

$$p_{\text{ФМ}} = Q\left(\sqrt{2h^2}\right).$$

Здесь  $Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-t^2/2} dt$  —  $Q$ -функция,  $h^2$  — пиковое отношение сигнал-шум.

Для имитации ошибок, происходящих в демодуляторе из-за наличия в канале шума, в полученной в п. 4 кодовой последовательности часть бит изменяется на противоположные по следующему правилу:

- 1 В первых двух семёрках кодовых бит инвертируется по одному произвольному (но разному) биту.
- 2 В третьей семёрке инвертируется два произвольных разных бита.

Результирующая битовая последовательность записывается в одну строку без пробелов.

## 8 Декодер канала

Синдром при декодировании для кода Хемминга (7, 4) рассчитывается по следующим формулам:

$$\begin{aligned} s_0 &= c'_4 \oplus c'_0 \oplus c'_1 \oplus c'_2; \\ s_1 &= c'_5 \oplus c'_1 \oplus c'_2 \oplus c'_3; \\ s_2 &= c'_6 \oplus c'_0 \oplus c'_2 \oplus c'_3. \end{aligned}$$

Здесь  $\mathbf{s} = \{s_0, s_1, s_2\}$  — синдром,  $\mathbf{c}' = \{c'_0, c'_1, c'_2, c'_3, c'_4, c'_5, c'_6\}$  — принятая кодовая комбинация.

Таблица синдромов составляется путём внесения одной ошибки поочерёдно в каждый разряд произвольной разрешённой кодовой комбинации (см. кодовую таблицу в п. 4) и расчёта соответствующего значения синдрома:

Синдром $\mathbf{s} = \{s_0, s_1, s_2\}$	Номер ошибочного разряда
$\{0, 0, 0\}$	—

Вероятность ошибочного блока на выходе декодера равняется вероятности того, что в кодовой комбинации произойдёт более  $q_n$  ошибок:

$$p_{\text{блок}} = \sum_{i=q_n+1}^n C_n^i p^i (1-p)^{n-i} \approx C_n^{q_n+1} p^{q_n+1}.$$

Здесь  $p$  — вероятность ошибки в дискретном канале, которая равняется вероятности ошибки на выходе демодулятора,  $n$  — длина кодовой комбинации.

Для нахождения вероятности ошибки на бит  $p_{\text{дек}}$  необходимо учесть, что ошибочно декодированный блок интерпретируется как пачка ошибок на выходе декодера. Следовательно,

$$p_{\text{дек}} \approx 0,5p_{\text{блок}}.$$

Для исправления ошибок в принятой кодовой комбинации, внесённых демодулятором, необходимо разбить принятый поток бит на группы по  $n$  бит, для каждой группы рассчитать синдром, определить номер ошибочного разряда и исправить ошибку путём инвертирования ошибочного бита. После исправления ошибок проверочные разряды больше не нужны, они отбрасываются и на выход выдаются группы по  $k$  информационных бит. Полученное сжатое сообщение записывается в одну строку без пробелов.

Поскольку код Хемминга исправляет одну и только одну ошибку в кодовой комбинации, полученное сжатое сообщение может отличаться от переданного.

## 9 Декодер источника

Пользуясь полученной в п. 3 кодовой таблицей экономного кода, восстановить исходное сообщение по сжатому, полученному в предыдущем пункте. Для выделения отдельных символов в непрерывном потоке бит использовать свойство префиксности экономного кода (п. 7.3.1 [1], п. 7.2 [3], п. 6.2 [2], п. 5.1 [4]). Если при декодировании остаются лишние биты, они отбрасываются.

Поскольку не все ошибки демодуляции были исправлены декодером в предыдущем пункте, принятое сообщение может отличаться от переданного.

## 4 Приложение

### 1 Расчёт $Q$ -функции

$Q$ -функция:

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

Функция ошибок:

$$\operatorname{erf}(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_0^x e^{-t^2} dt.$$

Дополнительная функция ошибок:

$$\operatorname{erfc}(x) = 1 - \operatorname{erf}(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_x^{\infty} e^{-t^2} dt.$$

Расчёт  $Q(x)$  через  $\operatorname{erf}(x)$  и  $\operatorname{erfc}(x)$ :

$$Q(x) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \frac{x}{\sqrt{2}} \right) = \frac{1}{2} \left[ 1 - \operatorname{erf} \left( \frac{x}{\sqrt{2}} \right) \right].$$

# Литература

- [1] Основы цифровой связи / Николаев Б.И., Чингаева А.М., Харитонов А.А. — Самара, 2013. — 200 с.
- [2] Кловский Д. Д. Теория электрической связи. — М.: Радиотехника, 2009. — 648 с.
- [3] Теория электрической связи / Зюко А. Г., Кловский Д. Д., Коржик В. И., Назаров М. В. // Под ред. Д. Д. Кловского. — М.: Радио и связь, 1998. — 432 с.
- [4] Кловский Д. Д. Теория передачи сигналов. — М.: Радио и связь, 1973. — 376 с.
- [5] [http://tors.psati.ru/metod\\_web/q.pdf](http://tors.psati.ru/metod_web/q.pdf)

**Николаев Борис Иванович  
Борисенков Алексей Владимирович  
Чингаева Анна Михайловна**

**Задание и методические указания к курсовой работе по  
дисциплинам «Общая теория связи» и «Теория  
электрической связи»**

для студентов 3 курса направлений 210700 «Инфокоммуникационные  
технологии и системы связи» и 090900 «Информационная  
безопасность» и специальности 090302 «Информационная безопасность  
телекоммуникационных систем» дневной формы обучения

**«Расчёт параметров системы передачи дискретных  
сообщений»**