ФЕДЕРАЛЬНОЕ АГЕНТСТВО ЖЕЛЕЗНОДОРОЖНОГО ТРАНСПОРТА

федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение высшего профессионального образования

«МОСКОВСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ ПУТЕЙ СООБЩЕНИЯ»

Кафедра: «Железнодорожная автоматика, телемеханика и связь»
(название кафедры)

Авторы: Веселова А.С., Тарадин Н.А., к.т.н.
(ф.и.о., ученая степень, ученое звание)

ЗАДАНИЯ И МЕТОДИЧЕСКИЕ УКАЗАНИЯ ПО ВЫПОЛНЕНИЮ
контрольной работы

«Передача дискретных сообщений на железнодорожном транспорте»

(название дисциплины)

Направление/специальность: **190901.65. Системы обеспечения движения поездов**
(код, наименование специальности /направления)

Профиль/специализация: **«Телекоммуникационные системы и сети железнодорожного транспорта»**

Квалификация (степень) выпускника: **специалист**

Форма обучения: **заочная**

Одобрено на заседании кафедры
«Железнодорожная автоматика,
телемеханика и связь»

Москва 2015 г.

ЗАДАЧА №1

Тема: «Исследование влияния искажений»

1. Определить относительную величину суммарных искажений $\delta_{сум}$, исправляющую способность μ приемного устройства при регистрации методом стробирования и интегральным методом, а также коэффициент запаса устойчивости *E*. Максимальное $t_{з\,max}$ и минимальное $\mathrm{t}_{\mathrm{з\,min}}$ время запаздывания и скорость модуляции *B* приведены в табл. 1. Длительность стробирующего импульса t_c, время заряда t_1 и разряда t_2 интегрирующего конденсатора приведены в табл. 2.

2. Определить величины $\delta_{сум}$, μ и *E* при изменении скорости модуляции *B* на ±Δ% – табл. 3. Сделать выводы, сравнивая полученные результаты с предыдущими.

3. Дать характеристику искажений элементов сигналов и ошибок.

4. Изложить основные понятия исправляющей способности приемных устройств дискретных систем связи, а также основные методы регистрации принимаемых импульсов.

Таблица 1

Параметр	Предпоследняя цифра шифра									
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0
B, Бод	25	30	40	45	50	55	35	60	70	75
$t_{з\,max}$, мс	12,5	11	10,5	8,5	8	8	7	6,5	5,5	4,5
$\mathrm{t}_{\mathrm{з\,min}}$, мс	5	4,5	5	4	4,5	3,5	3,5	3	3	2,5

Таблица 2

Параметр	Предпоследняя цифра шифра									
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0
t_c, мс	2,5	2,2	2,0	1,9	1,8	1,6	1,4	1,2	1,0	0,8
t_1, мс	1,2	1,0	1,0	1,0	1,0	0,9	0,8	0,7	0,5	0,5
t_2, мс	1,9	1,7	1,5	1,3	1,2	1,0	1,0	0,9	0,8	0,7

Таблица 3

Параметр	Разность двух последних цифр шифра									
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0
+ Δ, %	5	8	10	14	15	18	20	9	14	10
– Δ, %	10	14	8	5	7	10	9	17	20	15

Методические указания

Искажениями импульсов называются несоответствия между характеристическими моментами модуляции (ХММ) и характеристическими моментами восстановления (ХМВ). Искажения возникают в результате воздействия помех на сигнал и в общем случае могут быть оценены относительной величиной суммарных искажений

$$\delta_{сум} = \frac{t_{з\ \max} - t_{з\ \min}}{\tau_0} \cdot 100\%,$$

где $t_{з\ max}$ – максимальное время запаздывания;

$t_{з\ min}$ – минимальное время запаздывания;

τ_0 – длительность элементарного импульса кодовой посылки;

$\tau_0 = \frac{1}{B} \cdot 1000$, мс – длительность элементарного импульса кодовой посылки.

Под ошибкой понимают неправильно зарегистрированный приемником элемент кодовой комбинации. Поэтому достоверность принимаемой информации зависит не только от величины суммарных искажений, но и от метода регистрации принимаемого сигнала. На практике наибольшее применение нашли два метода – стробирования и интегральный. Следует отметить, что применение того или иного метода регистрации принимаемого импульса определяет исправляющую способность приемного устройства.

Под исправляющей способностью понимается свойство дискретных приемников правильно регистрировать принимаемые искаженные (в некоторых пределах) импульсы.

Теоретическая исправляющая способность μ_τ зависит только от способа регистрации принимаемых импульсов и инерционности регистрирующих устройств. Она определяется при условии, что между передающим и приемным распределителями существует полная синфазность. Теоретическая исправляющая способность может быть определена из выражения

$$\mu_\tau = \frac{\tau_0 - t_д}{2\tau_0} \cdot 100\%,$$

где t_p – время регистрации импульса.

При методе стробирования время регистрации равно длительности стробирующего импульса $t_р = t_с$, а при интегральном методе оно складывается из времени заряда и разряда интегрирующего конденсатора $t_р = t_1 + t_2$.

Номинальная исправляющая способность $\mu_н$ характеризует исправляющую способность приемника с учетом искажений $\delta_р$, вносимых распределителями и погрешностями синфазности $\delta_к$ при отсутствии искажений коррекционных импульсов

$$\mu_н = \mu_\tau - \delta_р - \delta_к.$$

Искажения $\delta_р$ =5%, а $\delta_к$.=5,5%.

Под рабочей исправляющей способностью $\mu_р$ понимается такое значение исправляющей способности, которым обладает приемник с учетом расхождения по фазе, обусловленного искажением коррекционных импульсов $\mu_р = \mu_н - \delta_{ки}$ ($\delta_{ки}$ = 4%).

Коэффициент запаса устойчивости характеризует степень превышения исправляющей способности над искажением импульсов $E = \mu - \delta_{сум}$.

В работе необходимо определить коэффициент запаса устойчивости

$$E_{\text{ст}} = \mu_н - \delta_{сум}.$$

После решения задачи дать выводы.

ЗАДАЧА №2

Тема: «Исследование циклического кода»

1. Построить кодовую комбинацию циклического кода, взяв в качестве исходной кодовой комбинации простого кода двоичное число, полученное из двух последних цифр шифра. Определить вероятность ошибочного приема полученной комбинации циклического кода и вероятность необнаружения ошибки.

2. Дать общую характеристику и классификацию корректирующих кодов.

3. Изложить принципы построения кодов, обнаруживающих и исправляющих ошибки (итеративные, корреляционные, инверсные, Хэмминга).

Методические указания

Из всех разновидностей систематических кодов циклические коды получили на железнодорожном транспорте наибольшее распространение. Это обусловлено их высокими корректирующими свойствами и сравнительно простой реализацией кодирующих и декодирующих устройств.

При описании свойств циклических кодов пользуются представлением кодовых комбинаций в виде многочленов от фиктивной переменной x, в которых «0» и «1», составляющие кодовые комбинации, являются коэффициентами этой переменной.

Если число элементов кодовой комбинации равно n, то соответствующий ей многочлен $F(x)$ имеет вид

$$F(x)=C_{n-1}x^{n-1} + C_{n-2}x^{n-2} + \dots + C_1{}^{1} + C_0x^0.$$

С этими многочленами можно производить все основные логические операции, только коэффициенты подобных членов складываются по модулю 2.

Основным свойством циклических кодов, определившим их наименование, является то, что циклический сдвиг элементов разрешенной комбинации на один элемент влево также образует разрешенную комбинацию.

Циклический сдвиг разрешенной кодовой комбинации на один элемент влево алгебраически эквивалентен умножению ее многочлена на x

$$x{\cdot}F(x)=C_{n-1}x^{n} + C_{n-2}x^{n-1} + \dots + C_1x^2 + C_0x^1,$$

но так как степень многочлена n-элементной комбинации не может превышать (n–1), то x^n есть x^0 отсюда:

$$x \cdot F(x)=C_{n-2}x^{n-1} + \ldots + C_1 x^2 + C_0 x^1 + C_{n-1} x^0,$$

то есть $x \cdot F(x)$ является циклическим сдвигом $F(x)$.

Способы построения и основные свойства циклических кодов легко пояснить, если воспользоваться определением циклических кодов. Циклическим (n, k) кодом называют код, множество кодовых комбинаций которого представляется совокупностью многочленов степени (n–1) и меньше, делящихся на некоторый многочлен $P(x)$ степени $r = n – k$, который является одним из сомножителей разложения бинома $x^n + 1$. Многочлен $P(x)$ принято называть образующим.

Обозначим через $Q(x)$ многочлен, соответствующий кодовой комбинации k-элементного простого кода, а через $F(x)$ – многочлен, соответствующий кодовой комбинации образованного n-элементного циклического кода. Тогда, согласно определению, кодовый многочлен $F(x)$ может быть определен умножением многочлена сообщения $Q(x)$ на образующий многочлен $P(x)$: $F(x) = Q(x) \cdot P(x)$.

Такой метод приводит к образованию неразделимого кода, т. е. не обеспечивает четкого разграничения информационных и проверочных элементов, что несколько усложняет процесс декодирования.

Для формирования разделимого кодового многочлена $F(x)$ пользуются методом Питерсона, при котором коэффициенты при членах высших порядков будут соответствовать информационным элементам, а коэффициенты при членах низших порядков – проверочным элементам.

Исправляющая способность циклического кода зависит от образующего многочлена.

Циклический код, образующий многочлен которого $P(x)$ содержит больше одного члена, обнаруживает все одиночные ошибки.

Циклический код, образованный многочленом $P(x) = x + 1$, обнаруживает одиночные и любое нечетное число ошибок.

Циклический код, образованный многочленом степени r, обнаруживает любой пакет ошибок длиной r и меньше.

Следует выполнить задачу построения кодовой комбинации циклического кода методом Питерсона с обнаружением трехкратных ошибок, имея в виду следующее замечание: если предпоследней цифрой шифра студента является 0, то к двум последним цифрам добавляется слева 1, например: 00–100, а 07–107.

Рассмотрим построение кодовой комбинации разделимого циклического кода, если шифр студента 91–ЭТ–345691.

Вначале необходимо получить кодовую комбинацию простого кода, для этого переведем две последние цифры шифра из десятичной системы счисления в двоичную путем последовательного деления на 2:

$$\frac{91}{2} = 45 + \frac{1}{2}; \quad \frac{45}{2} = 22 + \frac{1}{2}; \quad \frac{22}{2} = 11 + \frac{0}{2}; \quad \frac{11}{2} = 5 + \frac{1}{2}; \quad \frac{5}{2} = 2 + \frac{1}{2}; \quad \frac{2}{2} = 1 + \frac{0}{2}; \quad \frac{1}{2} = 0 + \frac{1}{2}.$$

Так как последний остаток есть коэффициент при основании системы с наивысшей степенью, то число 91 в двоичной форме будет записано в виде 1011011 (смотри числители остатков).

Получим информационный многочлен $Q(x)$:

$$Q(x) = 1011011 = x^6 + x^4 + x^3 + x^1 + 1.$$

Число проверочных элементов равно 3, $x^r = x^3$, образующий многочлен $P(x) = x^3 + x + 1$. Образующий многочлен выбран произвольно, но должен иметь степень не более 3.

Определим произведение информационного многочлена $Q(x)$ на x^r: $Q(x)\cdot x^r = (x^6 + x^4 + x^3 + x^1 + 1)\cdot x^3 = x^9 + x^7 + x^6 + x^4 + x^3$.

Разделим произведение $Q(x)\cdot x^r$ на образующий многочлен $P(x)$ и определим остаток от деления $(R(x))$

$$\frac{Q(x)\cdot x^r}{P(x)} = G(x) + R(x):$$

$$\begin{array}{l|l}
x^9 + x^7 + x^6 + x^4 + x^3 & x^3 + x + 1 \\ \cline{2-2}
\underline{x^9 + x^7 + x^6} & x^6 + x + 1 \\
\qquad x^4 + x^3 & \\
\qquad \underline{x^4 + x^2 + x} & \\
\qquad x^3 + x^2 + x & \\
\qquad \underline{x^3 + x + 1} & \\
\qquad\quad x^2 + 1 \text{ – остаток} &
\end{array}$$

Определим многочлен циклического кода

$$F(x) = Q(x)\cdot x^r + R(x):$$

$$x^9 + x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + x^2 + 1 \backsim 1011011101.$$

Полученная кодовая комбинация циклического кода в старших семи разрядах содержит кодовую комбинацию простого информационного кода, а в трех младших – проверочные элементы.

При правильном приеме кодовой комбинации она должна без остатка делиться на образующий многочлен, т. е. при делении $F(x)$: $P(x)$ не должно быть остатка. В нашем случае

$$\begin{array}{l|l}
x^9 + x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + x^2 + 1 & x^3 + x + 1 \\ \cline{2-2}
\underline{x^9 + x^7 + x^6} & x^6 + x + 1 \\
\qquad x^4 + x^3 + x^2 & \\
\qquad \underline{x^4 + x^2 + x} & \\
\qquad\quad x^3 + x + 1 & \\
\qquad\quad \underline{x^3 + x + 1} & \\
\qquad\quad \text{остаток} = 0 &
\end{array}$$

Основным критерием наличия ошибки в принимаемой комбинации является се неделимость без остатка на образующий многочлен.

РЕКОМЕНДУЕМАЯ ЛИТЕРАТУРА

1. Кудряшов В. А., Семенюта Н. Ф. Передача дискретной информации на железнодорожном транспорте. М.: Транспорт, 1999.
2. Кудряшов В.А., Глушко В.П. "Системы передачи дискретной информации М.: Транспорт, 2002г.
3. Цымбал В. П. Задачник по теории информации и кодированию. Киев: Вища школа, 1986.
4. Шляпоберский В. П. Элементы дискретных систем связи, М.: Воениздат, 1975.