МИНИСТЕРСТВО ТРАНСПОРТА РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ
ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ БЮДЖЕТНОЕ ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ
УЧРЕЖДЕНИЕ ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ
«РОССИЙСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ ТРАНСПОРТА (МИИТ)»
(РУТ (МИИТ)

Одобрено кафедрой
«ЖЕЛЕЗНОДОРОЖНАЯ АВТОМАТИКА ТЕЛЕМЕХАНИКА И СВЯЗЬ»

Протокол №___ от____________ 201___г.

Автор: ______________________________

ЗАДАНИЕ НА КОНТРОЛЬНУЮ РАБОТУ С МЕТОДИЧЕСКИМИ УКАЗАНИЯМИ

ПО ДИСЦИПЛИНЕ

Основы теории передачи данных

Уровень ВО: *Бакалавриат*

Форма обучения: Заочная

Курс: *4*

Специальность/Направление: *09.03.03 Прикладная информатика (ПИб)*

Специализация/Профиль/Магистерская программа: *(ИИ) Прикладная информатика в информационной сфере*

Москва

ОБЩИЕ УКАЗАНИЯ

Контрольная работа состоит из двух задач. Ее цель - закрепить знания, полученные студентами, при изучении дисциплины.

Прежде чем приступать к выполнению контрольной работы студент должен тщательно проработать материал соответствующих разделов курса.

Контрольная работа выполняется на листах формата А4. На титульном листе должны быть указаны наименование дисциплины, данные студента и его учебный шифр. Вариант исходных данных каждой задачи контрольной работы выбирается по двум последним цифрам учебного шифра. В контрольной работе должны быть приведены исходные данные, схемы и формулы, поясняющие ход решения, а также сделаны выводы по решениям задач.

Проверенная и допущенная к защите контрольная работа предъявляется преподавателю на защите. Без защиты контрольной работы студент не допускается к сдаче экзамена.

ЗАДАЧА 1

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 $t_{3\,max}$ и минимальное $t_{3\,min}$ время запаздывания и скорость дискретной модуляции B приведены в табл.1. Длительность стробирующего импульса $t_с$, время заряда t_1 и разряда t_2 интегрирующего конденсатора приведены в табл. 2.

Таблица 1

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

Таблица 2

Параметр	Предпоследняя цифра учебного шифра									
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
$t_с$, 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

2. Определить величины $\delta_{сум}$, μ и E при изменении скорости модуляции B на $\pm\Delta\%$, заданной в соответствии с табл. 3. Сделать выводы, сравнивая полученные результаты с предыдущими.

Таблица 3

Параметр	Разность двух последних цифр учебного шифра									
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
$+\Delta$, %	5	8	10	14	15	18	20	9	14	10
$-\Delta$, %	10	14	8	5	7	10	9	17	20	15

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

МЕТОДИЧЕСКИЕ УКАЗАНИЯ К РЕШЕНИЮ ЗАДАЧИ 1

Действие различного рода помех на передаваемые сигналы в общем случае влияют на форму принимаемых импульсов: изменяется их длительность, амплитуда, полярность и другие параметры.

При передаче дискретной информации особую опасность представляют искажения длительности принятых импульсов, так как они приводят к смещению значащих моментов восстановления и как следствие к замене одной значащей позиции на другую в пределах всей или части длительности элементарного импульса (рис.1). Это явление называют *искажением элементарных импульсов.*

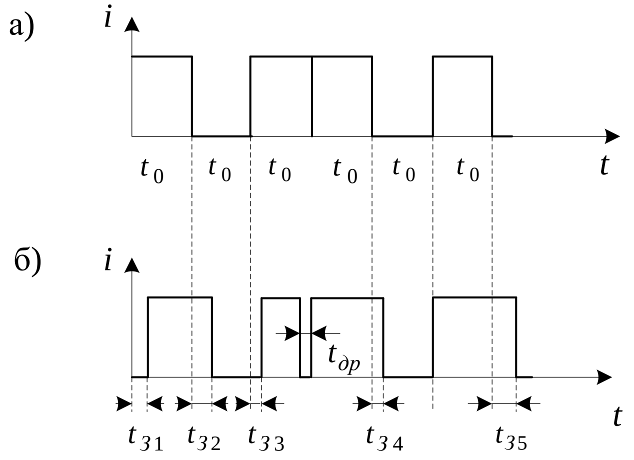

Рисунок 1. Механизм появления искажений

Сравнением последовательностей передаваемых импульсов (рис.1, а) и принятых (рис. 1, б) импульсов можно обнаружить временные несоответствия между ними. Прежде всего, следует отметить, что принятые импульсы сдвинуты относительно переданных импульсов на величину $t_з$, называемую *временем запаздывания*. Наличие времени запаздывания обусловлено конечной скоростью распространения электромагнитной энергии по линии связи, влиянием помех и т.д.

Если бы выполнялось условие $t_{з1} = t_{з2} = t_{з3} = ... = const$, то все принятые импульсы были бы сдвинуты по оси времени на одинаковое значение, и искажение их длительности не было бы. Однако случайное воздействие помех приводит к тому, что время запаздывания для каждой границы импульсов не одинаково и является случайной величиной. В результате токовый импульс окажется искаженным на величину $\theta_1 = t_{з2} - t_{з1}$ (удлинен), второй бестоковый импульс изменил свою длительность на величину $\theta_2 = t_{З3} - t_{З2}$ (укорочен) и т.д. Величины θ_1 и θ_2 есть индивидуальные значения искажения длительности импульса.

При передаче бесконечной последовательности импульсов *абсолютная величина искажений* может быть определена следующим образом:

$$\theta = t_{З\ max} - t_{З\ min}, \tag{1}$$

где $t_{З max}$ и $t_{З\ min}$ - соответственно максимальное и минимальное время запаздывания.

На практике чаще пользуются относительной величиной искажений, %:

$$\delta_{сум} = \frac{\theta}{t_0} \cdot 100\% = \frac{t_{З\ max} - t_{З\ min}}{t_0} \cdot 100\%, \tag{2}$$

где t_0 - длительность элементарного импульса кодовой посылки.

Из поступивших на вход приемника искаженных импульсов необходимо получить сведения о значении каждого элемента дискретного сигнала. Операция определения значения принимаемых посылок в дискретных системах связи называется *регистрацией*. В реальных приемниках применяют два метода регистрации: метод стробирования и интегральный метод регистрации.

Следует отметить, что применение того или иного метода регистрации принимаемого импульса определяет исправляющую способность приемного устройства.

Под исправляющей способностью μ понимают способность приемника правильно воспроизводить символы при наличии на его входе искаженных импульсов.

При значительных краевых искажениях, превышающих некоторый предел, возможно неверное определение значащей позиции, а, следовательно, появление ошибочного символа. Это предельное значение искажений и определяет величину μ, т.е.

$$\mu = \delta_{доп} = \frac{\theta_{доп}}{t_0}. \tag{3}$$

Численно исправляющая способность приемника – это предельно допустимая величина относительного краевого искажения, при котором значащая позиция восстановления импульса определяется еще правильно.

В зависимости от факторов, учитываемых при расчетах исправляющей способности, различают три ее разновидности.

Теоретическая исправляющая способность μ_t 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:

$$\mu_t = \frac{t_0 - t_p}{2t_0} \cdot 100\ \%, \tag{4}$$

где t_p - время регистрации импульса.

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

Для практической оценки качества приема дискретных сигналов пользуются *эффективной исправляющей способностью* $\mu_э$, которую рассчитывают с учетом погрешностей в работе распределителей δ_p и устройств синхронизации δ_c.

Эффективная исправляющая способность может быть определена из выражения:

$$\mu_э = \mu_t - \delta_p - \delta_c. \qquad (5)$$

В электромеханических стартстопных системах искажения $\delta_p = 5\%$, а $\delta_c = 5{,}5\%$.

Эффективная исправляющая способность является основной технической характеристикой приемника.

Номинальная исправляющая способность $\mu_н$ характеризует исправляющую способность приемника с учетом расхождения по фазе, обусловленного искажением коррекционных импульсов

Номинальная исправляющая способность может быть определена из выражения:

$$\mu_н = \mu_э - \delta_{ки}. \qquad (6)$$

Коэффициент запаса устойчивости E характеризует степень превышения исправляющей способности над искажением импульсов и определяется из выражения:

$$E = \mu_э - \delta_{сум}, \qquad (7)$$

В работе необходимо определить коэффициент запаса устойчивости электромеханической стартстопной системы и после решения задачи дать выводы.

ЗАДАЧА 2

В процессе выполнения задания необходимо:

– закодировать передаваемое сообщение;

– произвести структурный синтез кодирующего устройства (кодера);

– используя программу моделирования цифровых схем проверить работу кодера\

Исходные данные для решения задачи:

1. Для передачи сообщения использовать четырехразрядное слово.

2. Закодировать передаваемое сообщение, которое представляет собой двоичный код суммы предпоследней цифры шифра студента и числа шесть.

3. Код, используемый для передачи сообщения, выбирается по сумме двух последних цифр шифра студента следующим образом:

– код Хемминга (сумма двух цифр нечетное простое число);

– циклический код (сумма двух цифр четное число);

– модифицированный код Хемминга (сумма двух цифр нечетное число, разлагаемое на сомножители).

МЕТОДИЧЕСКИЕ УКАЗАНИЯ К РЕШЕНИЮ ЗАДАЧИ 2

Кодирование является первой и весьма важной операцией в процессе передачи информации, так как от нее зависит помехоустойчивость системы, скорость передачи, конструкция передатчиков и приемников и некоторые другие параметры.

В общем случае под *кодированием* понимают отображение (замену) элементов одной знаковой системы элементами другой знаковой системы. Число элементов каждой из систем полагают конечным.

Например, отображаемая система X представлена конечным числом b элементов x_i, а отображающая система Y – числом a элементов y_i:

$$X = \{x_1, x_2, x_3, ..., x_b\}; \quad Y = \{y_1, y_2, y_3, ..., y_a\}.$$

Если $a \geq b$ отображение происходит без особых трудностей, а при $a < b$ каждый элемент системы X может быть отображен лишь совокупностью элементов системы Y. Возникает необходимость в кодовой комбинации. *Кодовая комбинация* (*кодовое слово*) – совокупность элементов отображающей системы, соответствующей одному элементу отображаемой системы.

При передаче дискретных сообщений, состоящих из букв, цифр, арифметических и других знаков, обычно стремятся иметь минимальное число элементов отображающей системы. Это позволяет упростить построение оконечных устройств и повысить помехоустойчивость сигнала. Такому условию удовлетворяют цифры двоичной системы счисления.

Таким образом, применительно к передаче дискретной информации под кодированием можно понимать замену (отображение) множества графических и функциональных символов сообщения цифрами двоичной системы счисления. Кодовая комбинация при этом будет представлять собой двоичное число, соответствующее элементу передаваемого сообщения. Установление соответствия между элементами сообщения и двоичными числами является задачей кодирования. Множество кодовых слов, используемых для передачи сообщения, называется *кодом*.

По основным параметрам кодов оценивают их свойства. Одним из основных параметров является *основание кода а* – число значений, которое может принять элемент кодовой комбинации. Численно оно равно основанию системы счисления, используемой при кодировании. В системах передачи дискретной информации (ПДИ) и вычислительной технике применяют коды с основанием $a = 2$.

Другой важный параметр – *длина кодовой комбинации*, определяемая числом элементов в ней n (где n – целое положительное число). В общем случае *число элементов кодовой комбинации* равно сумме элементов, несущих полезную информацию (i), контрольных элементов, необходимых для обнаружения или исправления ошибок (k) и служебных элементов (s) для обмена служебной информацией между пунктами:

$$n = i + k + s\,.$$

Основание кода и длина кодовой комбинации связаны с *общим числом комбинаций* кода (емкостью кода) S следующими соотношениями:

$$S = 2^n \text{ и } n =]\log_2 S[,$$

где $]a[$ - обозначение ближайшего к $"a"$ целого числа $A \geq a$.

Добавление контрольных элементов к полезной информации позволяет защитить передаваемое сообщение от возможных его искажений в процессе передачи и приема, так как появляется возможность на приемной стороне обнаружить, а при определенных условиях (в зависимости от используемого кода и числа искаженных разрядов) исправить информацию.

Процесс выделения полезной информации из принятой кодовой комбинации называется *декодированием*. Для этих целей составляются проверочные соотношения (синдромы) в виде аналитических выражений. По значению синдромов, представляющих двоичное число с числом разрядов, равное числу контрольных разрядов можно судить о наличии ошибки, если она имеется, и номере разряда, в котором произошла ошибка.

Рассмотрим некоторые способы кодирования информации.

Коды, позволяющие обнаружить и исправить ошибки в кодовых комбинациях, называют помехозащищенными или корректирующими. Они делятся на две группы: коды с обнаружением ошибок и коды с обнаружением и исправлением ошибок.

Важным параметром кодов является кодовое расстояние или расстояние по Хеммингу d. *Кодовым расстоянием* или расстоянием по Хеммингу между двумя словами называется число разрядов, в которых символы слов не совпадают. Если длина слова n, то кодовое расстояние может принимать значение от 1 до n. Кодовое расстояние можно определить числом единиц в сумме по *mod* 2 двух кодовых комбинаций. Способность кода обнаруживать или исправлять ошибки определяется так называемым минимальным кодовым расстоянием. *Минимальным кодовым расстоянием* $d_{\min}$ данного кода называется минимальное количество разрядов, которыми различаются два кодовых слова при попарном сравнении всех комбинаций кода. В общем случае, чтобы помехозащищенный код позволял обнаруживать ошибки кратностью r, должно выполняться условие:

$$d_{\min} \geq r + 1,$$

а для одновременного обнаружения ошибок кратностью r и исправления ошибок кратностью q должно выполняться условие

$$d_{\min} \geq r + q + 1.$$

Таким образом, чтобы обнаружить одиночную ошибку необходимо иметь $d_{\min}$ равное 2, а для того чтобы обнаружить, а затем исправить одиночную ошибку $d_{\min}$ должно быть равно 3.

К числу кодов с обнаружением ошибок относится код с повторением, инверсный код, циклический код и другие.

Циклические коды основаны на представлении передаваемых данных в виде полинома (многочленов) некоторой фиктивной переменной x, заменяющей собой основание системы счисления, и используются, в основном, при последовательной передаче информации по каналу связи. В этом случае любая двоичная n-элементная комбинация может быть представлена в виде полинома степени (n - 1) с числом членов, равным количеству единиц в этой кодовой комбинации. Например, комбинация 10011001 представляется полиномом $A(x) = x^7 + x^4 + x^3 + 1$.

Для пояснения принципа формирования циклического кода с обнаружением ошибок введем следующие обозначения:

- $G(x)$ – информационный полином, соответствующий передаваемой информации длиной n бит. Он имеет степень не больше $n-1$;
- $P(x)$ – порождающий полином степени k, определяющий число контрольных бит, а также обнаруживающую и корректирующую способность циклического кода;
- $F(x)$ – кодовый полином, соответствующий передаваемому циклическому коду. Это полином степени $n+k$, делящийся без остатка на порождающий полином степени k.

Кодовый полином формируется следующим образом:

- информационный полином $G(x)$ степени $n-1$, который необходимо закодировать, умножается на x^k, что соответствует сдвигу на k разрядов влево (k – степень порождающего полинома);
- полученный полином $x^k \cdot G(x)$ делится на $P(x)$ для определения остатка $R(x)$, т.е. $\dfrac{x^k \cdot G(x)}{P(x)} = Q(x) \oplus \dfrac{R(x)}{P(x)}$;
- полученный остаток записывается в младшие k бит кодового полинома, т.е. $F(x) = x^k \cdot G(x) \oplus R(x)$.

Допустим, что необходимо закодировать двоичную комбинацию 1101, которую можно представить в виде полинома $x^3 + x^2 + 1$ циклическим кодом с порождающим полиномом $x^3 + x + 1$. Кодирование заключается в сдвиге двоичной комбинации на $k = 3$ разряда влево. В результате получим следующую двоичную комбинацию: 1101000 ($x^6 + x^5 + x^3$). Полученную двоичную комбинацию разделим на порождающий полином.

$$
\begin{array}{l|l}
x^6 + x^5 + x^3 & x^3 + x + 1 \\
\underline{x^6 + x^4 + x^3} & \overline{x^3 + x^2 + x + 1} \\
x^5 + x^4 & \\
\underline{x^5 + x^3 + x^2} & \\
x^4 + x^3 + x^2 & \\
\underline{x^4 + x^2 + x} & \\
x^3 + x & \\
\underline{x^3 + x + 1} & \\
\quad 1 &
\end{array}
$$

В результате деления получим остаток 1, который запишется в младшие три бита кодового полинома. Получим следующую комбинацию кодового полинома: $x^6 + x^5 + x^3 + 1$, что соответствует двоичной кодовой комбинации 1101001. В полученной комбинации четыре информационных и три контрольных разряда.

Для обнаружения и исправления ошибок одиночной кратности применяется код Хемминга. Длина кода определяется из неравенства (9)

$$N \le \frac{2^n}{n+1} \qquad (9)$$

где N – число сообщений, которые необходимо передать; n – длина кода.

Число информационных разрядов $m = \left]\log_2 N\right[$, контрольных разрядов $k = n - m$.

Задачу построения кода Хемминга можно сформулировать следующим образом: из 2^n возможных кодовых слов надо выбрать N разрешенных слов так, чтобы исправлялись одиночные ошибки.

Рассмотрим эту задачу на примере четырехразрядного слова обыкновенного кода 1101.

С помощью четырехэлементного кода можно передать $N = 2^4 = 16$ сообщений. Тогда длина кодовой последовательности

$$16 \le \frac{2^n}{n+1}, \qquad n = 7.$$

Количество контрольных разрядов в этом случае равно

$k = n - m = 7 - 4 = 3.$

За контрольные разряды принимаются разряды, десятичный номер которых равен целой степени числа 2. В нашем случае это разряды, десятичные номера которых 1, 2 и 4. Остальные разряды являются информационными и в них записано рассматриваемое кодовое слово (разряды 3, 5, 6 и 7). Значение контрольных разрядов можно определить по следующим выражениям.

$$
\begin{aligned}
k_1 &= i_1 \oplus i_2 \oplus i_4, \\
k_2 &= i_1 \oplus i_3 \oplus i_4, \qquad (10) \\
k_3 &= i_2 \oplus i_3 \oplus i_4.
\end{aligned}
$$

Для нашего примера получим следующие значения контрольных разрядов.

$k_1 = 1 \oplus 0 \oplus 1 = 0,$

$k_2 = 1 \oplus 1 \oplus 1 = 1,$

$k_3 = 0 \oplus 1 \oplus 1 = 0,$

На этом процедура кодирования закончена, в результате получим следующую кодовую комбинацию 1100110.

Чтобы код Хемминга одновременно исправлял одиночные ошибки и обнаруживал двойные, необходимо придать ему кодовое расстояние d=4. Для этого к кодовой комбинации добавляется еще один контрольный разряд, который проверяет четность единиц в информационных и основных контрольных разрядах, т.е.

$$k_0 = i_1 \oplus i_2 \oplus i_3 \oplus i_4 \oplus k_1 \oplus k_2 \oplus k_3 \quad (11)$$

Для нашего примера получим следующее значение дополнительного контрольного разряда.

$k_0 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 = 0.$

В результате получим следующую кодовую комбинацию 11001100.

При приеме такого кода возможны следующие ситуации:

- ошибки нет – все суммы $S_i = 0$, и проверка на четность подтверждается;
- есть одиночная ошибка в информационных или основных контрольных разрядах, она исправляется – хотя бы одна сумма $S_i \neq 0$, и проверка на четность не подтверждается;
- есть ошибка дополнительного контрольного разряда, и он исправляется – все суммы $S_i = 0$, и проверка на четность не подтверждается;
- есть двойная ошибка; она обнаруживается, но не исправляется - хотя бы одна сумма $S_i \neq 0$, и проверка на четность подтверждается.

ЛИТЕРАТУРА

1. Сапожников В.В., Кравцов Ю.А., Сапожников Вл.В. Теоретические основы железнодорожной автоматики.:Учебник для вузов ж.-д. транспорта/Под ред. В.В. Сапожникова.-М.:ГОУ «Учебно-методический центр по образованию на железнодорожном транспорте», 2008.-394 с.

2. Кудряшов В.А., Семенюта Н.Ф. Передача дискретной информации на железнодорожном транспорте. Учеб. для вузов ж.-д трансп. - М.: "Вариант", 1999. - 328 с.