

**Министерство образования и науки Украины
Севастопольский национальный технический
университет**

**ОПТИМИЗАЦИЯ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ
ПО КАНАЛАМ СВЯЗИ**

Методические указания
к выполнению лабораторной работы
для студентов, обучающихся по направлению
6.050101 "Компьютерные науки"
очной и заочной форм обучения

**Севастополь
2014**

УДК 004. 94

Оптимизация передачи информации по каналам связи:

методические указания для студентов дневного и заочного отделения по направлению 6.050101 «Компьютерные науки» / Сост. Ю.В.Коваленко, В. Ю. Карлусов – Севастополь: Изд-во СевНТУ, 2014. – 10с.

Целью методических указаний является выработка у студентов навыков оптимального расчёта режима передачи информации по каналам связи.

Методические указания составлены в соответствии с требованиями программы дисциплины «Управление информационно-вычислительными ресурсами» для студентов направления 6.050101 и утверждены на заседании кафедры информационных систем, протокол № 1 от 29 августа 2014 года.

Допущено учебно-методическим центром СевНТУ в качестве методических указаний.

Рецензент: Кожаяев Е.А., кандидат технических наук, доцент кафедры КВТ.

СОДЕРЖАНИЕ

Стр.

1. Цель работы	
2. Краткое теоретическое введение	
3. Порядок работы	
4. Варианты заданий	
5. Контрольные вопросы	
Список литературы	

1. Цель работы

Целью настоящей лабораторной работы является выработка у студентов навыков оптимального расчёта режима передачи информации по каналам связи.

2. Краткое теоретическое введение

В современный мир характеризуется большим объёмом обрабатываемой и передаваемой информации, поэтому надёжность каналов связи, играет существенную роль в определении производительности и качества информационных систем.

Существует посимвольная и блочная передача данных в вычислительных системах. При посимвольной передаче символ кодируется n -битным кодом. В каждый символ добавляют контрольный бит, дополняющий количество единичных бит в символе до нечётного (или чётного). Это позволяет на стороне приёмника контролировать правильность передачи данных. Кроме того, для повышения достоверности передаваемых данных группы символов объединяют в блоки. К каждому блоку добавляют несколько контрольных символов, что даёт возможность контролировать правильность передачи блока символов целиком. Общий объём передаваемой информации за счёт контрольных бит и символов увеличивается, и скорость передачи данных уменьшается. [1]

С увеличением длины блока данных, с одной стороны, уменьшается количество контрольных символов для заданного объёма передаваемой информации, что ведёт к увеличению скорости передачи данных, а с другой стороны – возрастает вероятность ошибки. Необходимость передачи блока повторно приводит к значительному уменьшению скорости передачи. Отсюда возникает задача определения оптимальной длины блоков для достижения минимального времени передачи информации в вычислительной системе при заданном показателе надёжности.

Положим, что доля ошибочных символов мала, т. е. $\sigma \ll 1$. Часто ошибки в каналах связи носят групповой характер, образуются так называемые «пакеты ошибок»[2]. Пусть, также, пакеты распределены **равномерно** по мере передачи блоков.

Рассмотрим модель передачи информации. Пусть

x – число символов в блоке данных;

v – скорость передачи данных (символов в секунду);

L – объём передаваемой информации;

a – число символов контроля в блоке;

σ – доля ошибочных символов;

l – средняя длина пакета ошибок;

$\tau(\tau > \sigma)$ – плотность ошибок в пакетах;

Напомним, необходимо выбрать такой размер блока, чтобы время передачи было минимальным.

С учётом того, что для достижения необходимой достоверности данных вводится избыточность в a символов на каждый блок, полный объём передачи будет равен $L(x+a)/x$ символов. Математическое ожидание числа ошибочных символов равно $L\sigma(x+a)/x$, а число пакетов ошибок равно $L\sigma(x+a)/l\tau x$. Математическое ожидание числа блоков, искажённых одним пакетом ошибок равно [3] $1 + (l-1)/(x+a)$. Таким образом, число ошибочных блоков равно:

$$\frac{L\sigma(x+a)}{l\tau x} \left(1 + \frac{l-1}{x+a} \right) = \frac{L\sigma(x+a+l-1)}{l\tau x}.$$

Полное время передачи складывается из следующих компонентов:

$L(x+a)/\nu x$ – время передачи данных с числом символов L ;

$L t_k(x+a)/x$ – время контроля передачи данных (полагаем, что время контроля блока пропорционально его длине, где t_k – время контроля, приходящееся на один символ);

$L\sigma(x+a)(x+a+l-1)/l\tau \nu x$ – время повторной передачи блоков, переданных с ошибкой;

$L\sigma t_k(x+a)(x+a+l-1)/l\tau x$ – время контроля повторно переданных блоков;

$L\sigma^2(x+a)(x+a+l-1)^2/l^2\tau^2 \nu x$ – время повторной передачи с ошибками среди блоков с ошибками и. т. д.

В итоге полное время передачи $T(x)$ как функция длины блока примет вид:

$$\begin{aligned} T(x) &= \frac{L(x+a)}{\nu x} + \frac{L t_k(x+a)}{x} + \frac{L\sigma(x+a)(x+a+l-1)}{l\tau \nu x} + \\ &+ \frac{L\sigma t_k(x+a)(x+a+l-1)}{l\tau x} + \frac{L\sigma^2(x+a)(x+a+l-1)^2}{l^2\tau^2 \nu x} + \dots = (1) \\ &= L \left(\frac{1}{\nu} + t_k \right) \left(\frac{x+a}{x} \right) \left[1 + \frac{(x+a+l-1)\sigma}{l\tau} + \frac{(x+a+l-1)^2\sigma^2}{l^2\tau^2} + \dots \right]. \end{aligned}$$

В этом выражении не учитывается время на перезапрос блока, переданного с ошибкой, так как оно обычно гораздо меньше времени повторной передачи ошибочного блока. Если учесть, что $\frac{(x+a+l-1)\sigma}{l\tau} < 1$, то ряд

$1 + \frac{(x+a+l-1)\sigma}{l\tau} + \frac{(x+a+l-1)^2\sigma^2}{l^2\tau^2} + \dots$ является сходящейся бесконечно убывающей геометрической прогрессией со знаменателем $\frac{(x+a+l-1)\sigma}{l\tau}$.

Его сумма равна $\frac{l\tau}{l\tau - \sigma(x+a+l-1)}$. Тогда полное время передачи

$T(x)$

Можно представить как:

$$T(x) = L \left(\frac{1}{v} + t_k \right) \frac{l\tau(x+a)}{x[l\tau - \sigma(x+a+l-1)]}. \quad (2)$$

Приравнявая производную $T(x)$ нулю, можно установить, что выражение (2) принимает минимальное значение при

$$x = \sqrt{a \left(\frac{l\tau}{\sigma} - l + 1 \right)} - a \quad (3)$$

Так как $\sigma \ll 1$, то приближённое значение для оптимальной величины блока

$$x_{opt} \approx \sqrt{al \left(\frac{\tau}{\sigma} - 1 \right)} - a \text{ или с учётом } a \text{ контрольных символов } 0$$

$$x_{opt} = \sqrt{al \left(\frac{\tau}{\sigma} - 1 \right)} \quad (4)$$

Эта оптимальная длина найдена в предположении, что один блок может быть искажён не более чем одним пакетом ошибок. Выражение (4) носит приближённый характер, если расстояние между пакетами ошибок меньше минимальной длины блока.

Рассмотрим оптимальные значения длины блоков для других законов распределения ошибок. Кривые нелинейных законов распределения обычно являются гладкими, это обстоятельство позволяет аппроксимировать их кусочно-линейными функциями с достаточной для практики точностью. Таким образом, можно ограничиться рассмотрением случая, когда ошибки распределены в прямой пропорциональной зависимости по длине передачи, т.е.

$\pi = \pi_0 + sk$, где π – плотность ошибок; π_0 – начальная плотность ошибок;

s – количество переданных символов; k – коэффициент пропорциональности.

Зная закон распределения ошибок, легко найти количество ошибочных символов

$$S_\pi = \int_0^F \pi ds,$$

где F – количество переданных символов, равное $\frac{L(x+a)}{x}$.

Отсюда

$$S_{\pi} = \int_0^F (\pi_0 + sk) ds = \frac{L(x+a)}{x} \left[\pi_0 + \frac{kL(x+a)}{2x} \right].$$

Поскольку общее количество переданных символов равно $\frac{L(x+a)}{x}$, то доля

ошибочных символов $\sigma = \pi_0 + kL(x+a)/2x$.

Определим порядок величины σ : $k = (\pi_k - \pi_0)/s_k$, где π_k – значение π при некотором s_k . Так как ошибки редки, то $\pi_0 \ll 1$ и $\pi_k \ll 1$.

Покажем, что $L < s_k$. Так как выражение $(x+a)/x$ близко к 1, то $\sigma \ll 1$. Для определения полного времени передачи воспользуемся выражением (2). Для случая линейно изменяющейся плотности ошибок полное время передачи

$$N(x) = L \left(\frac{1}{v} + t_k \right) - \frac{l\tau(x+a)}{x \left\{ l\tau - \left[\pi_0 + \frac{kL(x+a)}{2x} \right] (x+a+l-1) \right\}}.$$

Минимальное значение эта функция примет при

$$x = \sqrt{a \left(\frac{l\tau}{\pi_0} - l + 1 \right) \frac{2\pi_0}{2\pi_0 + kL}} - a \quad (5)$$

В случае равномерной плотности ошибок ($k=0$) выражение (5) примет вид, полученный ранее в выражении (3).

$$x = \sqrt{a \left(\frac{l\tau}{\sigma} - l + 1 \right)} - a.$$

Учитывая, что $\pi_0 \ll 1$, из выражения (5) получим

$$x_{OPT} \approx \sqrt{al \left(\frac{\tau}{\pi_0} - 1 \right) \frac{2\pi_0}{2\pi_0 + kL}} - a$$

или с учётом a контрольных символов

$$x_{OPT} = \sqrt{al \left(\frac{\tau}{\pi_0} - 1 \right) \frac{2\pi_0}{2\pi_0 + kL}}. \quad (6)$$

В случае равномерного убывания количества ошибок с возрастанием количества переданных символов оптимальная длина блока будет

$$x_{OPT} = \sqrt{al \left(\frac{\tau}{\pi_0} - 1 \right) \frac{2\pi_0}{2\pi_0 - kL}} \quad (7)$$

В частности, если для контроля правильности передачи блока используется один символ, то оптимальная длина блока $x_{ОПТ} = \sqrt{l(\tau/\sigma - 1)}$, где σ – плотность ошибок в случае их равномерного распределения. Если в блоке осуществляется поперечный контроль каждого символа по нечету и продольный контроль всего блока с помощью контрольного суммирования, то $a = 1 + x/(n+1)$, где n – количество информационных бит в символе.

Подставляя это выражение в (4), получим $x = \sqrt{[1 + x/(n+1)(\tau/\sigma - 1)l]}$.

Разрешая это уравнение относительно x , найдём

$$x = \frac{\left(\frac{\tau}{\sigma} - 1\right)l}{2(n+1)} \left[1 + \sqrt{1 + \frac{4(n+1)^2}{l\left(\frac{\tau}{\sigma} - 1\right)}} \right]. \quad (8)$$

Если плотность пакета ошибок невелика, т. е. $\frac{\tau}{\sigma} \gg 1$, то выражение (8) примет вид $x \approx \tau l / \sigma(n+1)$.

Полученные расчётные формулы позволяют простым способом определить, насколько выбранные длины блоков близки к оптимальным, и оценить, как велики потери времени при передаче данных вследствие отклонения величины блоков от оптимальных.

Так, для случая равномерного распределения ошибок при использовании неоптимального по длине блока, длина которого составляет $m x_{ОПТ}$, с учётом (2) и (4) в случае $\tau/\delta \gg 1$

$$\frac{T(m x_{ОПТ})}{T(x_{ОПТ})} \approx 1 + \frac{a(m-1)^2}{m\left(am + \sqrt{\frac{a\tau l}{\sigma}}\right)} = 1 + m \sqrt{\frac{a\sigma}{\tau l}} \left(1 - \frac{1}{m}\right)^2. \quad (9)$$

Из графика функции $f(m) = m\left(1 - \frac{1}{m}\right)^2$, следует, что при $0,25 \leq m \leq 3,75$, $\frac{T(m x_{ОПТ})}{T(x_{ОПТ})} \leq 1 + m \sqrt{\frac{a\sigma}{\tau l}}$, причём значения $m < 0,25$

гораздо сильнее отражаются на времени передачи, чем значения $m > 3,75$.

Таким образом, учитывая выражение (9) и задаваясь требуемым временем передачи данных, можно находить допустимые границы длины блоков, которые обеспечивают требуемую продолжительность передачи информации.

3. Порядок работы

1. Получить у преподавателя вариант задания.
2. Используя выражение (2), для равномерного закона распределения ошибки, построить зависимость $T(x)$.
3. При помощи выражения (4), найти оптимальную длину блока $x_{ОПТ}$ и построить зависимость $x_{ОПТ}(l)$.
4. Согласно выражению (6), рассчитать оптимальную длину блока для случая равномерного возрастания количества ошибок с возрастанием количества переданных символов и построить зависимость $x_{ОПТ}(l)$.
5. Согласно выражению (7), рассчитать оптимальную длину блока для случая равномерного убывания количества ошибок с возрастанием количества переданных символов и построить зависимость $x_{ОПТ}(l)$.
6. Согласно выражению (9), определить потери времени при передаче данных вследствие отклонения величины блока от оптимальной для случая равномерного распределения ошибок.
7. Проанализировать полученные результаты, сделать выводы по работе.

Все необходимые данные для проведения расчётов приведены в таблице 1. При построении графических зависимостей достаточно взять 20 значений вокруг точки оптимума.

4. Варианты заданий

Таблица 1 – Варианты заданий

	x	L	ν	σ	τ	l	a	π_0	k	n	m	t_k (Сек)
1	16	8192	1024	10^{-5}	10^{-3}	3	4	10^{-3}	1,10	8	0,1	$1,0 \cdot 10^{-4}$
2	16	8192	1024	10^{-5}	10^{-3}	5	4	10^{-3}	1,11	8	0,15	$1,1 \cdot 10^{-4}$
3	16	8192	1024	10^{-5}	10^{-3}	6	4	10^{-3}	1,12	8	0,2	$1,2 \cdot 10^{-4}$
4	16	8192	1024	10^{-6}	10^{-3}	7	4	10^{-3}	1,13	8	0,25	$1,3 \cdot 10^{-4}$
5	64	8192	2048	10^{-6}	10^{-3}	8	8	10^{-3}	1,14	8	0,3	$1,4 \cdot 10^{-4}$
6	64	8192	2048	10^{-6}	10^{-4}	9	8	10^{-3}	1,15	8	0,5	$1,5 \cdot 10^{-4}$
7	64	8192	2048	10^{-7}	10^{-4}	10	8	10^{-3}	1,16	8	0,8	$1,6 \cdot 10^{-4}$
8	64	8192	2048	10^{-7}	10^{-4}	11	8	10^{-3}	1,17	8	1,1	$1,7 \cdot 10^{-4}$
9	256	8192	4096	10^{-7}	10^{-4}	12	16	10^{-3}	1,18	8	1,4	$1,8 \cdot 10^{-4}$
10	256	8192	4096	10^{-8}	10^{-4}	13	16	10^{-3}	1,19	8	2,7	$2,0 \cdot 10^{-4}$
11	256	8192	4096	10^{-8}	10^{-5}	14	16	10^{-4}	1,20	8	3,0	$2,1 \cdot 10^{-4}$

12	256	8192	4096	10^{-8}	10^{-5}	15	16	10^{-4}	1,21	8	3,3	$2,2 \cdot 10^{-4}$
13	1024	8192	8192	10^{-9}	10^{-5}	16	32	10^{-4}	1,22	8	3,6	$2,3 \cdot 10^{-4}$
14	1024	8192	8192	10^{-9}	10^{-5}	17	32	10^{-4}	1,23	8	3,9	$2,4 \cdot 10^{-4}$
15	1024	8192	8192	10^{-9}	10^{-5}	18	32	10^{-4}	1,24	8	4,2	$2,5 \cdot 10^{-4}$
16	1024	8192	8192	10^{-10}	10^{-6}	19	32	10^{-4}	1,25	8	4,5	$2,6 \cdot 10^{-4}$
17	2048	8192	16384	10^{-10}	10^{-6}	20	64	10^{-4}	1,26	8	4,8	$2,7 \cdot 10^{-4}$
18	2048	8192	16384	10^{-10}	10^{-6}	21	64	10^{-4}	1,27	8	5,1	$2,8 \cdot 10^{-4}$
19	4096	8192	16384	10^{-10}	10^{-6}	22	64	10^{-4}	1,28	8	5,3	$2,9 \cdot 10^{-4}$
20	4096	8192	16384	10^{-10}	10^{-6}	23	64	10^{-4}	1,29	8	5,6	$3,0 \cdot 10^{-4}$

5. Контрольные вопросы

1. Что понимается под оптимальным режимом передачи информации?
2. Какие преимущества даёт блочная передача по сравнению с побайтной передачей данных?
3. С какой целью в данные вводятся контрольные символы?
4. Как ведёт себя общий объём передаваемой информации при побайтной передаче данных.
5. Что происходит с количеством контрольных символов при блочной передаче данных.
6. что такое закон распределения ошибок?
- 7.

Список литературы

1. Дувакин А. А. Об оптимизации относительной скорости передачи цифровой информации по линиям связи с переспросом. – «Приборы и системы управления», 1973, № 9, с. 21-22.
2. Пуртов Л. П., Замрий А. С., Захаров А. Н., Основные закономерности распределения ошибок в дискретных каналах связи. – «Электросвязь», 1967, №2, с. 1-8.
3. Мельников Ю. Н., Достоверность информации в сложных системах. М., «Сов. Радио», 1973.
4. Гендель Е. Г., Левин Н. А. Оптимизация технологии обработки информации в АСУ. М., «Статистика», 1977.