

Министерство образования Республики Беларусь  
Учреждение образования  
«Белорусский государственный университет  
информатики и радиоэлектроники»

Факультет инфокоммуникаций

Кафедра инфокоммуникационных технологий

**О. А. Хацкевич, В. В. Чепикова**

## **СЕТИ ИНФОКОММУНИКАЦИЙ: УПРАВЛЕНИЕ ТРАФИКОМ. ЛАБОРАТОРНЫЙ ПРАКТИКУМ**

*Рекомендовано УМО по образованию в области информатики  
и радиоэлектроники в качестве пособия для специальности  
1-45 01 01 «Инфокоммуникационные технологии» (по направлениям)*

Минск БГУИР 2017

УДК 654:004.7(076.5)  
ББК 32.811.2я73+32.971.35я73  
Х28

**Рецензенты:**

кафедра организации и технологии почтовой связи учреждения образования  
«Белорусская государственная академия связи» (протокол №1 от 11.09.2016);

начальник цикла, профессор кафедры связи учреждения образования  
«Военная академия Республики Беларусь», кандидат технических наук,  
доцент А. А. Пилюшко

**Хацкевич, О. А.**

Х28 Сети инфокоммуникаций: управление трафиком. Лабораторный  
практикум : пособие / О. А. Хацкевич, В. В. Чепикова. – Минск : БГУИР,  
2017. – 64 с. : ил.

ISBN 978-985-543-325-6.

Даны краткие теоретические сведения и порядок выполнения пяти  
лабораторных работ по основам управления трафиком в сетях связи в области  
телекоммуникаций с использованием линейного и динамического программирования.

Предназначено для студентов, изучающих дисциплину «Управление сетями и  
объектами инфокоммуникаций».

УДК 654:004.7(076.5)  
ББК 32.811.2я73+32.971.35я73

**ISBN 978-985-543-325-6**

© Хацкевич О. А., Чепикова В. В., 2017  
© УО «Белорусский государственный  
университет информатики  
и радиоэлектроники», 2017

## Содержание

ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №1	
МАРШРУТИЗАЦИЯ В СЕТЯХ СВЯЗИ: АЛГОРИТМ ДЕЙКСТРЫ .....	4
ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №2	
УПРАВЛЕНИЕ ТРАФИКОМ В СЕТИ МЕТОДОМ ФОРДА – ФАЛКЕРСОНА .....	12
ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №3	
МАКСИМИЗАЦИЯ ПОТОКА В СЕТЯХ СВЯЗИ.....	18
ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №4	
РЕЗЕРВИРОВАНИЕ В СЕТЯХ СВЯЗИ.....	27
ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №5	
ОЦЕНКА ЭФФЕКТИВНОСТИ ПОСТРОЕНИЯ ПАССИВНОЙ СЕТИ СВЯЗИ.....	41
Приложение А Вопросы для самопроверки.....	61
Список использованных источников .....	63

## ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №1

### МАРШРУТИЗАЦИЯ В СЕТЯХ СВЯЗИ: АЛГОРИТМ ДЕЙКСТРЫ

#### 1.1 Цель работы

Изучить алгоритм определения кратчайшего пути в сетях связи.

#### 1.2 Кратчайшие пути в сетях связи

Распределение информации в сетях связи производится с учетом оптимальности пути. При этом очевидно, что информацию целесообразно передавать по наиболее коротким путям, или по кратчайшим путям.

Кратчайшим путем передачи информации называется путь, для которого критерий длины пути имеет наименьшее значение из всех возможных путей.

Для оценки длины пути могут быть использованы различные критерии: число транзитных узлов в пути, протяженность пути, качество тракта, вероятность установления соединения, надежность передачи информации и т. п.

В дальнейшем будем решать задачу поиска наилучшего маршрута в смысле кратчайшего расстояния. Эта задача моделируется с помощью сети связи  $G=(A,B)$ , в которой каждому ребру  $B$  приписан положительный целый вес, равный длине ребра. Длина пути между заданными узлами  $A$  равна сумме длин ребер, составляющих путь. В терминах сетей связи задача сводится к отысканию кратчайшего пути между заданными узлами.

#### 1.3 Алгоритм Дейкстры

Алгоритм позволяет находить в сети кратчайший путь между двумя выделенными узлами сети  $i$  и  $j$ . Для этого сеть связи представим матрицей расстояний  $L$ , элементы которой  $L_{kl}$  означают длину ребра между узлами  $k$  и  $l$  и равны:

- 1)  $l_{kl} = \infty$ , если между узлами  $k$  и  $l$  нет ребра;
- 2)  $l_{kl} = 0$  для всех  $k = l$ ;  $k, l = 1, 2, \dots, M$ , где  $M$  – количество узлов на сети;
- 3)  $l_{kl}$  – длине ребра между узлами  $k$  и  $l$ .

*Метод Дейкстры* состоит из выполнения следующих шагов:

1 Начинаем с непосредственных расстояний, с длины в одно ребро от заданного узла  $i$  до всех остальных узлов.

2 Затем выбираем наименьшее из них в качестве «постоянного» наименьшего расстояния, фиксируя узел, до которого наименьшее расстояние, в качестве нового узла.

3 Далее добавляем это наименьшее расстояние к длинам ребер от нового узла до всех остальных узлов.

4 Сравниваем эту сумму с предыдущим расстоянием от узла до остальных узлов и заменяем прежнее расстояние, если новое меньше.

5 Затем новый узел удаляем из списка узлов, до которых еще не определены кратчайшие расстояния, и ему присваиваем «постоянную» метку.

Затем шаги 1...5 повторяем, присоединяя новое кратчайшее расстояние к списку «постоянных» узлов и т. д., пока конечный узел  $j$  не окажется соединенным с узлом  $i$  путем из выделенных ребер.

Теперь можно сформулировать алгоритм Дейкстры.

*Алгоритм Дейкстры* служит для определения кратчайшего расстояния  $L_{kl}$  от заданного начального узла  $i$  до конечного узла  $j$  в связной сети связи  $G$ , имеющей  $M$  узлов и  $N$  ребер и представленной матрицей расстояний  $L$ .

Шаг 0. Отмечаем метками все узлы, для этого припишем узлу  $i$  «постоянную» метку, а остальным узлам сети «временные» метки.

Шаг 1. Присвоим длину  $l_{kl}$  всем ребрам сети между узлами, имеющими непосредственную связь; если между узлами  $k$  и  $l$  нет ребра, то  $l_{kl} = \infty$ ;  $l_{kl} = 0$  для всех  $k = l$ ;  $k, l = 1, 2, \dots, M$ . Присвоим узлу  $i$  вес, равный нулю, т. е.  $d_i = 0$ , остальным узлам присвоим веса, равные бесконечности, т. е.  $d_k = \infty$ ,  $k \neq i$ . Черта над индексом означает, что метка  $d_i$  – постоянная.

Шаг 2. Если узел  $j$  не включен в список узлов с «постоянной» меткой, то идти к шагу 3, в противном случае задача решена.

Шаг 3. Для каждого узла  $k$  с «временной» меткой определим меньшее расстояние по формуле

$$d_k = \min[d_k, d_m + l_{mk}], k = 2, 3, 4, 5, 6, m = 1,$$

где  $d_m$  – вес узла, который включен в список с «постоянной» меткой последним.

Шаг 4. Пусть  $k$  – узел, из числа узлов с «временными» метками, до которого расстояние  $d_k$  – наименьшее среди всех узлов с «временными» метками; припишем узлу  $k$  «постоянную» метку и присвоим ему постоянный вес, равный  $d_k$ .

Шаги 2, 3, 4 повторять до тех пор, пока узел  $j$  не будет включен в список узлов с «постоянной» меткой.

Продемонстрируем работу алгоритма Дейкстры на примере.

*Пример.* Для заданной структуры сети (рисунок 1.1) определить кратчайший путь между узлами 1 и 6. Цифры возле ребер обозначают длину каждого ребра.

Шаг 0. Припишем узлу 1 «постоянную» метку, а остальным узлам – «временные» метки, т. е.

$$C = \{1\}, C = \{2, 3, 4, 5, 6\}.$$

Шаг 1. Присвоим длину всем ребрам, т. е. составим матрицу расстояний  $L$ :

$$\begin{pmatrix} 0 & 4 & 3 & 7 & \infty & \infty \\ \infty & 0 & \infty & 3 & 2 & \infty \\ \infty & \infty & 0 & \infty & 3 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 0 & \infty & 2 \\ \infty & \infty & \infty & \infty & 0 & 2 \\ \infty & \infty & \infty & \infty & \infty & 0 \end{pmatrix}$$

Присвоим узлу 1 постоянный вес  $d_1 = 0$ , а остальным узлам временные веса  $d_k = \infty, k = 2, 3, 4, 5, 6$ . Следовательно,  $m = 1$ .

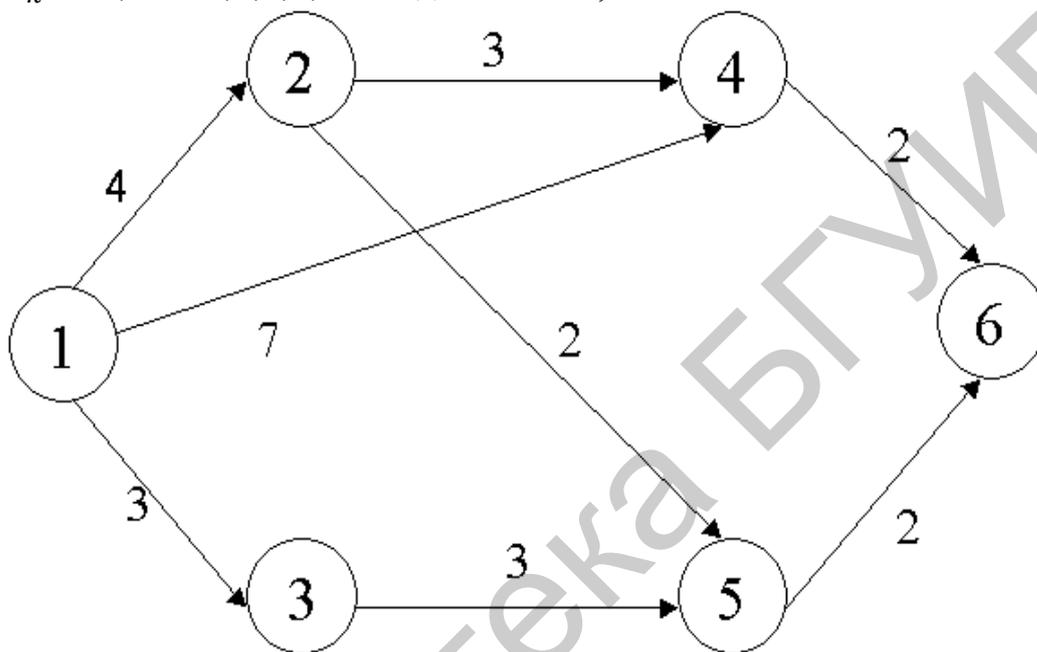


Рисунок 1.1

И т е р а ц и я 1

Шаг 2. Так как узел 6 не включен в список узлов с «постоянной» меткой, то идем к шагу 3.

Шаг 3. Для всех узлов с «временными» метками определим веса по формуле

$$d_k = \min[d_k, d_m + l_{mk}], \text{ где } k = 2, 3, 4, 5, 6; m = 1.$$

Подставляя поочередно  $k$  в последнюю формулу, получим

$$\begin{aligned} d_2 &= \min[d_2, d_1 + l_{12}] = \min[\infty, 0 + 4] = 4, \\ d_3 &= \min[d_3, d_1 + l_{13}] = \min[\infty, 0 + 3] = 3, \\ d_4 &= \min[d_4, d_1 + l_{14}] = \min[\infty, 0 + 7] = 7, \\ d_5 &= \min[d_5, d_1 + l_{15}] = \min[\infty, 0 + \infty] = \infty, \\ d_6 &= \min[d_6, d_1 + l_{16}] = \min[\infty, 0 + \infty] = \infty. \end{aligned}$$

Шаг 4. Определим наименьший вес из полученных на третьем шаге по формуле

$$\min[d_k] = \min[4, 3, 7, \infty, \infty] = 3.$$

Следовательно, узлу 3 припишем «постоянную» метку и присвоим постоянный вес, равный 3, т. е.

$$C = \{1,3\}, C = \{2,4,5,6\}, d_1 = 0, d_3 = 3, d_2 = 4, d_4 = 7, d_5 = \infty, d_6 = \infty.$$

И т е р а ц и я 2

Шаг 2. Так как узел 6 не включен в список  $C$ , идти к шагу 3.

Шаг 3. Для всех узлов с «временными» метками определим веса по формуле

$$d_k = \min[d_k, d_m + l_{mk}],$$

где  $k = 2, 4, 5, 6$ ,  $m = 3$  (т. к. узел 3 в список с «постоянными» метками включен последним).

Получим

$$\begin{aligned}d_2 &= \min[d_2, d_3 + l_{32}] = \min[4, 3 + \infty] = 4, \\d_4 &= \min[d_4, d_3 + l_{34}] = \min[7, 3 + \infty] = 7, \\d_5 &= \min[d_5, d_3 + l_{35}] = \min[\infty, 3 + 3] = 6, \\d_6 &= \min[d_6, d_3 + l_{36}] = \min[\infty, 3 + \infty] = \infty.\end{aligned}$$

Шаг 4. Определим наименьший вес:

$$\min[d_k] = \min[4, 7, 6, \infty] = 4.$$

Следовательно,  $C = \{1,3,2\}$ ,  $C = \{4,5,6\}$ ,  $d_1 = 0$ ,  $d_3 = 3$ ,  $d_2 = 4$ ,  $d_4 = 7$ ,  $d_5 = 6$ ,  $d_6 = \infty$ .

И т е р а ц и я 3

Шаг 2. Идти к шагу 3.

Шаг 3. Определим веса при  $k = 4, 5, 6$ ;  $m = 2$ :

$$\begin{aligned}d_4 &= \min[d_4, d_2 + l_{24}] = \min[7, 4 + 3] = 7, \\d_5 &= \min[d_5, d_2 + l_{25}] = \min[6, 4 + 2] = 6, \\d_6 &= \min[d_6, d_2 + l_{26}] = \min[\infty, 4 + \infty] = \infty.\end{aligned}$$

Шаг 4. Определим наименьший вес:

$$\begin{aligned}\min[d_k] &= \min[7, 6, \infty] = 6, \\C &= \{1,3,2,5\}, C = \{4,6\}, \\d_1 &= 0, d_3 = 3, d_2 = 4, d_5 = 6, d_4 = 7, d_6 = \infty.\end{aligned}$$

И т е р а ц и я 4

Шаг 2. Идти к шагу 3.

Шаг 3. Определим веса при  $k = 4, 6; m = 5$ :

$$d_4 = \min[d_4, d_5 + l_{54}] = \min[7, 6 + \infty] = 7,$$
$$d_6 = \min[d_6, d_5 + l_{56}] = \min[\infty, 6 + 2] = 8.$$

Шаг 4. Определим наименьший вес:

$$\min[d_k] = \min[7, 8] = 7,$$
$$C = \{1, 2, 3, 4, 5\}, C = \{6\},$$
$$d_1 = 0, d_2 = 4, d_3 = 3, d_4 = 7, d_5 = 6, d_6 = 8.$$

И т е р а ц и я 5

Шаг 2. Идти к шагу 3.

Шаг 3. Определим веса при  $k = 6; m = 4$ :

$$d_6 = \min[d_6, d_4 + l_{46}] = \min[8, 7 + 2] = 8,$$
$$C = \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}, C = \{0\},$$
$$d_1 = 0, d_2 = 4, d_3 = 3, d_4 = 7, d_5 = 6, d_6 = 8.$$

И т е р а ц и я 6

Шаг 2. Так как узел 6 включен в список узлов с «постоянной» меткой, то задача решена.

Промежуточные результаты, полученные при решении данной задачи, приведены в таблице 1.1.

Таблица 1.1

Итерация	Узлы					
	1	2	3	4	5	6
0	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
1	0	4	3	7	$\infty$	$\infty$
2	0	4	3	7	6	$\infty$
3	0	4	3	7	6	$\infty$
4	0	4	3	7	6	8
5	0	4	3	7	6	8

Как видно из таблицы 1.1, узлу 6 приписывается постоянная метка  $d_6 = 8$ . Следовательно, длина кратчайшего пути из узла 1 в узел 6 равна 8. Этот путь состоит из ребер, для каждого из которых разность между значениями постоянных меток ее концевых узлов равна длине этого ребра. Иными словами, если  $d_i$  и  $d_j$  – постоянные метки узлов  $i$  и  $j$  соответственно, то условие, при выполнении которого эти узлы принадлежат кратчайшему пути, может быть записано следующим образом:

$$d_j = d_i + l_{ij}.$$

Последнее соотношение можно использовать рекурсивно, двигаясь от узла  $j$  к узлу  $i$ . Определив узел, непосредственно предшествующий  $j$  в кратчайшей цепи, будем повторять данную процедуру до тех пор, пока не достигнем узла  $i$ . Покажем, как это делать, обратившись к нашему примеру.

1 Определим  $d_6 = d_i + l_{i6}$  для  $i = 1, 2, 3, 4, 5$ :

$$d_6 = d_1 + l_{16} = 0 + \infty = \infty,$$

$$d_6 = d_2 + l_{26} = 4 + \infty = \infty,$$

$$d_6 = d_3 + l_{36} = 3 + \infty = \infty,$$

$$d_6 = d_4 + l_{46} = 7 + 2 = 9,$$

$$d_6 = d_5 + l_{56} = 6 + 2 = 8.$$

Так как постоянный вес  $d_6$  равен 8, то из анализа последних выражений видно, что на кратчайшем пути из узла 1 в узел 6 находится узел 5.

2 Далее определим  $d_5 = d_i + l_{i5}$  для  $i = 1, 2, 3, 4, 6$ :

$$d_5 = d_1 + l_{15} = 0 + \infty = \infty,$$

$$d_5 = d_2 + l_{25} = 4 + 2 = 6,$$

$$d_5 = d_3 + l_{35} = 3 + 3 = 6,$$

$$d_5 = d_4 + l_{45} = 7 + \infty = \infty,$$

$$d_5 = d_6 + l_{65} = 8 + \infty = \infty.$$

Так как постоянный вес  $d_5 = 6$ , то на кратчайшем пути из узла 1 в узел 6 находится как узел 2, так и узел 3, выбираем любой из них, например узел 2.

3 Определим  $d_2 = d_i + l_{i2}$  для  $i = 1, 3, 4, 5, 6$ :

$$d_2 = d_1 + l_{12} = 0 + 4 = 4,$$

$$d_2 = d_3 + l_{32} = 3 + \infty = \infty,$$

$$d_2 = d_4 + l_{42} = 7 + \infty = \infty,$$

$$d_2 = d_5 + l_{52} = 6 + \infty = \infty,$$

$$d_2 = d_6 + l_{62} = 8 + \infty = \infty.$$

Так как постоянный вес  $d_2 = 4$ , узла 1 в узел 6 находится узел 1.

Следовательно, мы показали, что кратчайший путь в рассмотренной нами сети связи образуется последовательностью узлов  $1 \rightarrow 2 \rightarrow 5 \rightarrow 6$  либо  $1 \rightarrow 3 \rightarrow 5 \rightarrow 6$ , т. к. здесь есть альтернативное решение при переходе из узла 5.

#### 1.4 Исходные данные к работе

Исходные данные для выполнения лабораторной работы приведены на рисунке 1.2 и в таблице 1.2.

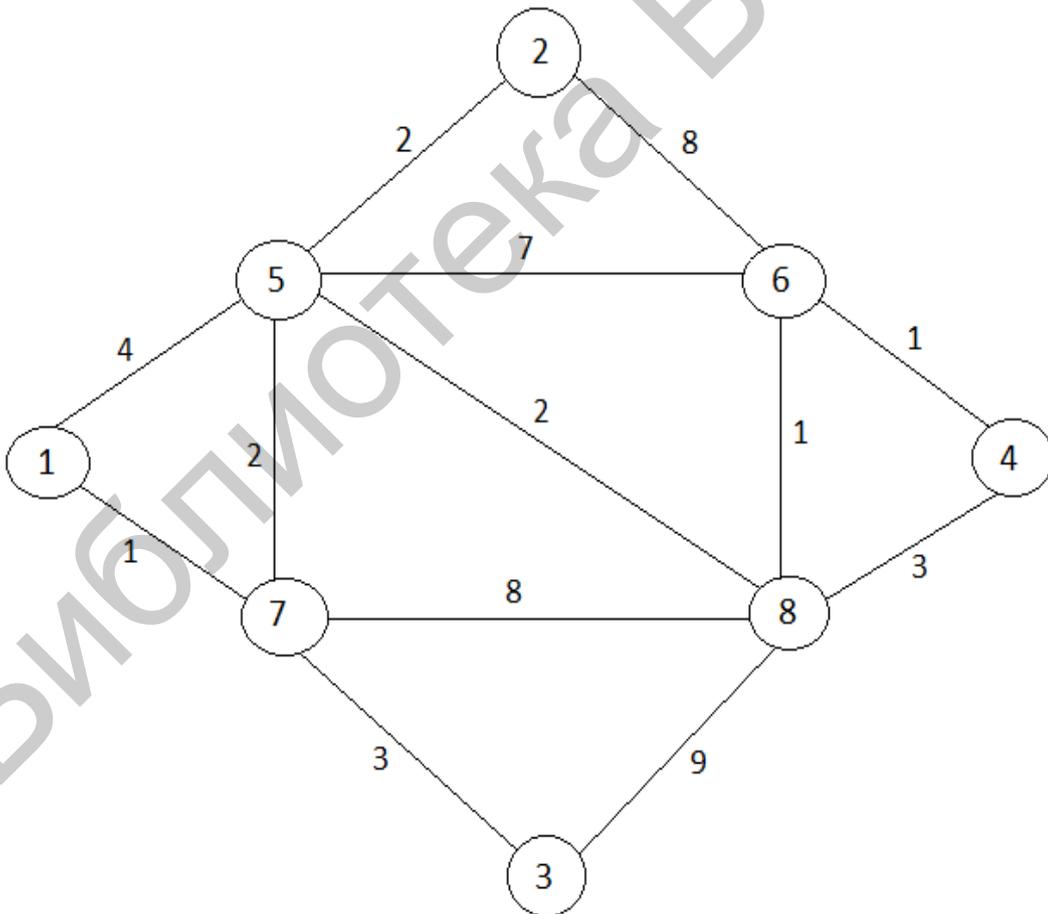


Рисунок 1.2

Таблица 1.2

<b>Вариант</b>	<b>1</b>	<b>2</b>	<b>3</b>	<b>4</b>	<b>5</b>	<b>6</b>	<b>7</b>	<b>8</b>	<b>9</b>	<b>10</b>
<b>Направление</b>	1→4	4→1	3→2	2→3	7→6	6→7	6→1	1→6	7→4	4→7
<b>Вариант</b>	<b>11</b>	<b>12</b>	<b>13</b>	<b>14</b>	<b>15</b>	<b>16</b>	<b>17</b>	<b>18</b>	<b>19</b>	<b>20</b>
<b>Направление</b>	1→3	3→1	3→5	5→3	7→2	2→7	6→3	3→6	7→6	4→1
<b>Вариант</b>	<b>21</b>	<b>22</b>	<b>23</b>	<b>24</b>	<b>25</b>	<b>26</b>	<b>27</b>	<b>28</b>	<b>29</b>	<b>30</b>
<b>Направление</b>	1→8	8→1	3→4	4→3	7→1	1→7	6→1	1→6	7→4	4→5

### 1.5 Порядок выполнения работы

Порядок выполнения лабораторной работы следующий:

- 1 Получить исходные данные к работе.
- 2 Построить сеть связи.
- 3 Решить задачу на ЭВМ.
- 4 Используя метод Дейкстры, определить кратчайшие расстояния в сети.

### 1.6 Содержание отчета

Отчет по лабораторной работе должен содержать:

- 1 Цель работы.
- 2 Ручной расчет сети.
- 3 Блок-схему алгоритма, расчет на ЭВМ.

## ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №2

### УПРАВЛЕНИЕ ТРАФИКОМ В СЕТИ МЕТОДОМ ФОРДА – ФАЛКЕРСОНА

#### 2.1 Цель работы

Изучить алгоритм Форда – Фалкерсона.

#### 2.2 Алгоритм метода

Метод предназначен для распределенной системы динамического управления потоками информации в сетях связи, позволяет найти кратчайшие пути от всех узлов сети к одному общему входящему узлу, который обозначим как узел  $l$ .

Для сохранения информации о кратчайшем пути будем обозначать каждый узел  $k$  парой чисел  $(n, L_{kl})$ , где  $n$  – номер следующего, соседнего с узлом  $k$  в данном кратчайшем пути;  $L_{kl}$  – на текущей итерации кратчайшее расстояние от узла  $k$  до узла  $l$ .

**Шаг 1.** В исходном состоянии принимается, что для узла  $l$   $L_{ll} = 0$ , а все остальные узлы обозначают парой чисел  $(n, L_{kl})$ , при этом вместо номера узла ставится точка, что означает, что еще ни один из соседних узлов сети не выбран в качестве транзитного в кратчайшем пути, а длина пути принимается равной бесконечности, т. е. пара, характеризующая все узлы, кроме узла  $l$ , записывается в виде  $(\cdot, \infty)$ .

**Шаг 2.** На последующих шагах обновляется кратчайшее расстояние для каждого транзитного узла на основе выражения

$$L_{kl} = \min [l_{ki} + L_{il}],$$

где  $L_{il}$  – кратчайшее расстояние от узла  $i$ , соседнего с узлом  $k$ , до узла  $l$ ;  
 $l_{ki}$  – длина ребра между узлами  $k$  и  $i$ .

При этом берется минимальное значение среди всех значений  $[l_{ki} + L_{il}]$  при связи узла  $k$  с  $l$  через все возможные узлы  $i$ .

В обновленном весе узла  $k$  указывается соответствующий номер соседнего узла  $i$ , через который проходит кратчайший путь, выбранный при вычислении нового значения  $L_{kl}$ . Этот шаг повторяется до тех пор, пока не прекратятся изменения весов в каждом узле.

Проиллюстрируем применение алгоритма Форда – Фалкерсона на примере.

*Пример.* Для заданной на рисунке 2.1 структуры сети определить кратчайшее расстояние между узлами 4 и 1. Цифры рядом с ребрами указывают длину ребра. Порядок выполнения шагов по этому методу указан в таблице 2.1.

Начальный узел: 1.

Конечный узел: 4.

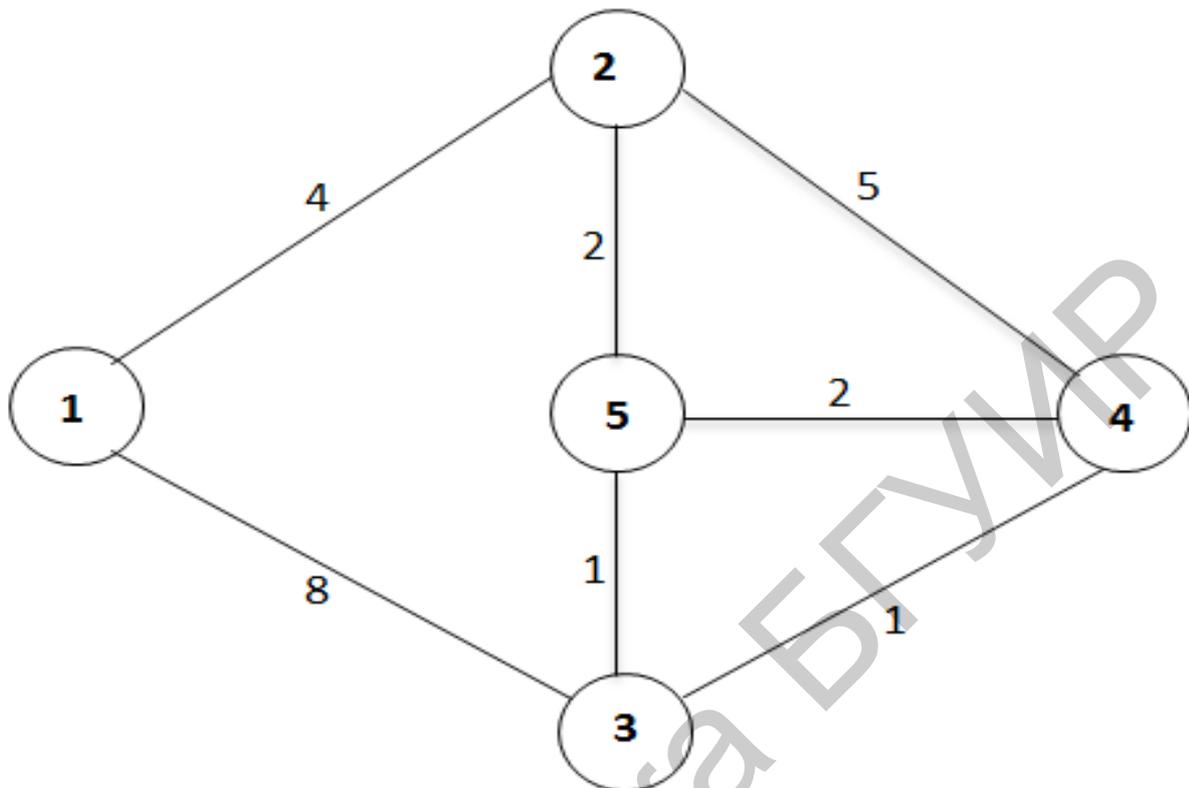


Рисунок 2.1

Таблица 2.1

	Итерация 1	Итерация 2	Итерация 3	Итерация 4
$L_{14} = [I_{12} + L_{24}]$	$4 + \infty = \infty$	$4 + 5 = \mathbf{9}$	$4 + 4 = \mathbf{8}$	$4 + 4 = \mathbf{8}$
$L_{14} = [I_{13} + L_{34}]$	$8 + \infty = \infty$	$8 + 1 = 9$	$8 + 1 = 9$	$8 + 1 = 9$
$L_{24} = [I_{21} + L_{14}]$	$4 + \infty = \infty$	$4 + \infty = \infty$	$4 + 9 = 13$	$4 + 8 = 12$
$L_{24} = [I_{25} + L_{54}]$	$2 + \infty = \infty$	$2 + 2 = \mathbf{4}$	$2 + 2 = \mathbf{4}$	$2 + 2 = \mathbf{4}$
$L_{24} = [I_{24} + L_{44}]$	$5 + 0 = \mathbf{5}$	$5 + 0 = 5$	$5 + 0 = 5$	$5 + 0 = 5$
$L_{34} = [I_{31} + L_{14}]$	$8 + \infty = \infty$	$8 + \infty = \infty$	$8 + 9 = 17$	$8 + 8 = 16$
$L_{34} = [I_{35} + L_{54}]$	$1 + \infty = \infty$	$1 + 2 = 3$	$1 + 2 = 3$	$1 + 2 = 3$
$L_{34} = [I_{34} + L_{44}]$	$1 + 0 = \mathbf{1}$	$1 + 0 = \mathbf{1}$	$1 + 0 = \mathbf{1}$	$1 + 0 = \mathbf{1}$
$L_{14} = [I_{52} + L_{24}]$	$2 + \infty = \infty$	$2 + 5 = 7$	$2 + 4 = 6$	$2 + 4 = 6$
$L_{14} = [I_{54} + L_{44}]$	$2 + 0 = \mathbf{2}$	$2 + 0 = \mathbf{2}$	$2 + 0 = \mathbf{2}$	$2 + 0 = \mathbf{2}$
$L_{14} = [I_{53} + L_{34}]$	$1 + \infty = \infty$	$1 + 1 = 2$	$1 + 1 = 2$	$1 + 1 = 2$

**Шаг 1.** В исходном состоянии ни один из узлов не используется в качестве транзитного в кратчайшем пути от узлов 1, 2, 3, 5 к узлу 4, следовательно, исходные веса принимают следующие значения:

$$\begin{aligned}L_{14} &= \infty, \\L_{24} &= \infty, \\L_{34} &= \infty, \\L_{44} &= \infty, \\L_{54} &= \infty.\end{aligned}$$

**Шаг 2.** На втором шаге уже можно определить пути через один транзитный узел. Распишем веса всех узлов, кроме начального, через веса прилежащих узлов по формуле

$$L_{kl} = [I_{ki} + L_{il}].$$

При этом значение  $L_{il}$  возьмем из результатов, полученных на предыдущем шаге.

Определим веса узла 1 через прилежащие узлы 2 и 3:

$$\begin{aligned}L_{14} &= [I_{12} + L_{24}] = [4 + \infty] = \infty, \\L_{14} &= [I_{13} + L_{34}] = [8 + \infty] = \infty.\end{aligned}$$

Определим веса узла 2 через прилежащие узлы 1, 5 и 4:

$$\begin{aligned}L_{24} &= [I_{21} + L_{14}] = [4 + \infty] = \infty, \\L_{24} &= [I_{25} + L_{54}] = [2 + \infty] = \infty, \\L_{24} &= [I_{24} + L_{44}] = [5 + 0] = 5.\end{aligned}$$

Определим веса узла 3 через прилежащие узлы 1, 5 и 4:

$$\begin{aligned}L_{34} &= [I_{31} + L_{14}] = [8 + \infty] = \infty, \\L_{34} &= [I_{35} + L_{54}] = [1 + \infty] = \infty, \\L_{34} &= [I_{34} + L_{44}] = [1 + 0] = 1.\end{aligned}$$

Определим веса узла 5 через прилежащие узлы 2, 3 и 4:

$$\begin{aligned}L_{54} &= [I_{52} + L_{24}] = [2 + \infty] = \infty, \\L_{54} &= [I_{54} + L_{44}] = [2 + 0] = 2, \\L_{54} &= [I_{53} + L_{34}] = [1 + \infty] = \infty.\end{aligned}$$

Выбираем минимальные значения  $L_{kl}$ , полученные на шаге 2:

$$L_{14} = \infty,$$

$$L_{24} = 5,$$

$$L_{34} = 1,$$

$$L_{44} = 0,$$

$$L_{54} = 2.$$

Полученные значения заносим в колонку «итерация 1» таблицы 2.1

Аналогично заполняются колонки «итерация 2», «итерация 3», «итерация 4».

Расчет проводится до тех пор, пока значения  $L_{kl}$  на текущей и предыдущей итерации не совпадут. В нашем случае расчет заканчиваем на итерации 4.

Как видно из таблицы 2.1, для данного примера потребовались выполнить четыре итеративных шага.

Для иллюстрации результатов, приведенных в таблицы 2.1, определим кратчайший путь между узлом 4 и 1. Для этого заполним таблицу 2.2 на основе таблицы 2.1.

Таблица 2.2

$k$	1	2	3	5
$i, L_{kl_{\min}}$	2, 8	5, 4	4, 1	4, 2

В таблице 2.2  $k$  – номер узла;  $L_{kl_{\min}}$  – минимальный вес узла  $k$ ;  $i$  – номер транзитного узла при  $L_{kl_{\min}}$ .

В таблице 2.2, в столбце для узла 1, из пары чисел (2, 8) определяем, что длина этого пути равна 8, а первым промежуточным узлом в кратчайшем пути является узел 2.

Из столбца, принадлежащего узлу 2, определим следующий транзитный узел, т. е. узел 5, расстояние от которого до узла 2 равно 4.

Из столбца, относящегося к узлу 5, видно, что следующим в пути будет требуемый узел 4.

Таким образом, кратчайший путь из узла 1 в узел 4 определяется последовательностью узлов 1, 2, 5, 4, а длина этого пути равна 8.

### 2.3 Исходные данные к работе

Исходные данные для выполнения лабораторной работы приведены на рисунке 2.2 и в таблице 2.3.

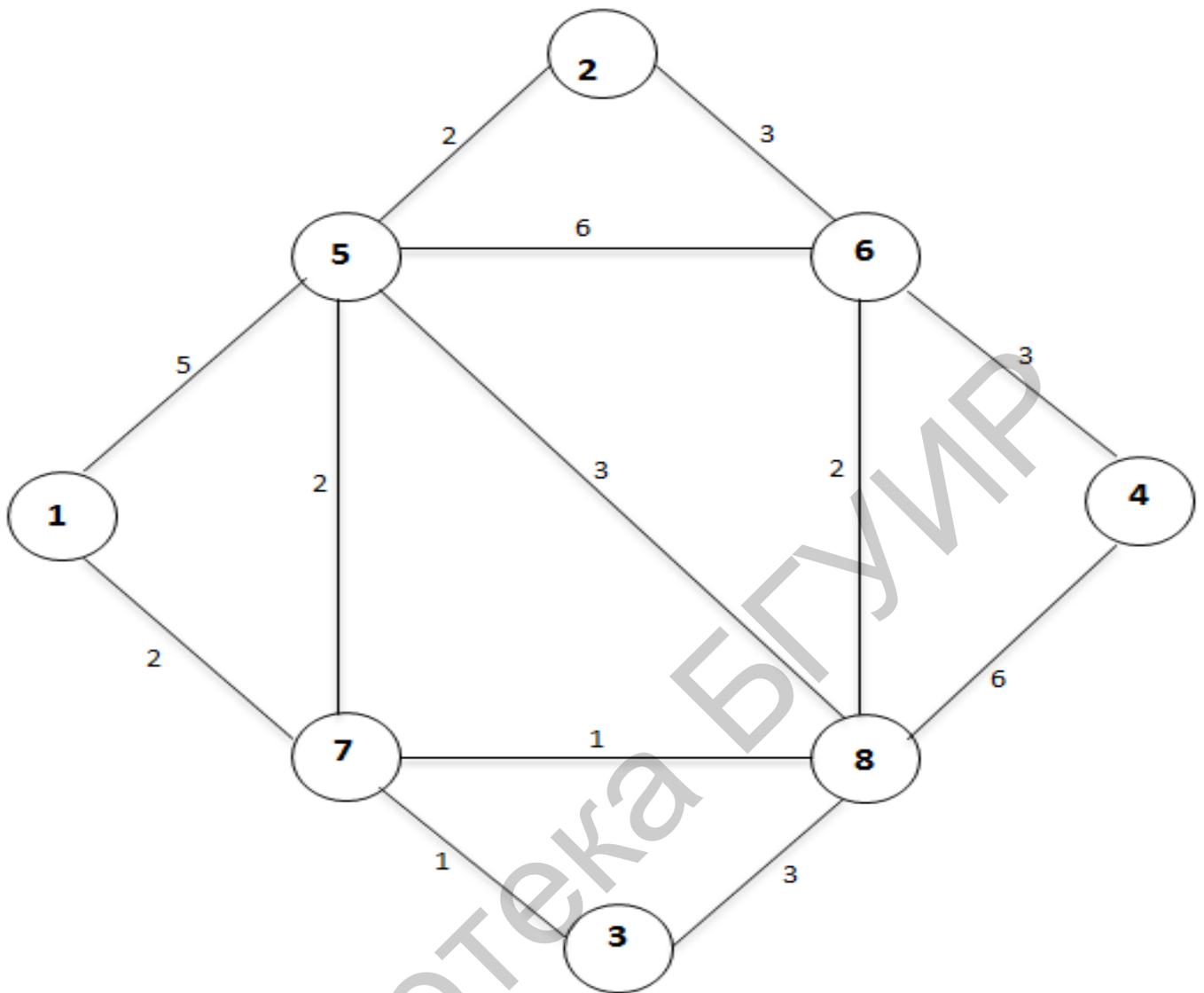


Рисунок 2.2

Таблица 2.3

<b>Вариант</b>	<b>1</b>	<b>2</b>	<b>3</b>	<b>4</b>	<b>5</b>	<b>6</b>	<b>7</b>	<b>8</b>	<b>9</b>	<b>10</b>
<b>Направление</b>	1→4	4→1	3→2	2→3	7→6	6→7	6→1	1→6	7→4	4→7
<b>Вариант</b>	<b>11</b>	<b>12</b>	<b>13</b>	<b>14</b>	<b>15</b>	<b>16</b>	<b>17</b>	<b>18</b>	<b>19</b>	<b>20</b>
<b>Направление</b>	1→3	3→1	3→5	5→3	7→2	2→7	6→3	3→6	7→6	4→1
<b>Вариант</b>	<b>21</b>	<b>22</b>	<b>23</b>	<b>24</b>	<b>25</b>	<b>26</b>	<b>27</b>	<b>28</b>	<b>29</b>	<b>30</b>
<b>Направление</b>	1→8	8→1	3→4	4→3	7→1	6→7	6→1	7→6	7→4	4→5

#### 2.4 Порядок выполнения работы

Порядок выполнения лабораторной работы следующий:

- 1 Получить исходные данные к работе.
- 2 Построить сеть связи.

3 Используя метод Форда – Фалкерсона, определить кратчайшие расстояния на сети.

### **2.5 Содержание отчета**

Отчет по лабораторной работе должен содержать:

- 1 Цель работы.
- 2 Ручной расчет сети.
- 3 Блок-схему алгоритма, расчет на ЭВМ.

Библиотека БГУИР

## ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №3

### МАКСИМИЗАЦИЯ ПОТОКА В СЕТЯХ СВЯЗИ

#### 3.1 Цель работы

Изучить алгоритм максимизации потока на сети связи.

#### 3.2 Краткие теоретические сведения

В данной работе рассматривается задача определения максимального потока между двумя выделенными узлами связной сети. Каждая дуга сети обладает пропускными способностями в обоих направлениях, которые определяют максимальное количество потока, проходящего по данной дуге. Ориентированная (односторонняя) дуга соответствует нулевой пропускной способности в запрещенном направлении.

Пропускные способности  $c_{ij}$  сети можно представить в матричной форме. Для определения максимального потока из источника  $s$  в сток  $t$  применяются следующие шаги.

Шаг 1. Найти цепь, соединяющую  $s$  с  $t$ , по которой поток принимает положительное значение в направлении  $s \rightarrow t$ . Если такой цепи не существует, перейти к шагу 3. В противном случае перейти к шагу 2.

Шаг 2. Пусть  $c_{ij}^-$  ( $c_{ij}^+$ ) – пропускные способности дуг цепи  $(s, t)$  в направлении  $s \rightarrow t$  ( $t \rightarrow s$ ) и

$$\theta = \min \{c_{ij}^-\} > 0.$$

Матрицу пропускных способностей  $(c_{ij})$  изменить следующим образом:

- а) вычесть  $\theta$  из всех  $c_{ij}^-$ ;
- б) прибавить  $\theta$  ко всем  $c_{ij}^+$ .

Заменить текущую  $c_{ij}^-$  матрицу на вновь полученную и перейти к шагу 1.

Операция «а» дает возможность использовать остатки пропускных способностей дуг выбранной цепи в направлении  $s \rightarrow t$ . Операция «б» восстанавливает исходные пропускные способности сети, поскольку уменьшение пропускной способности дуги в одном направлении можно рассматривать как увеличение ее пропускной способности в противоположном направлении.

Шаг 3. Найти максимальный поток в сети. Пусть  $C = \|c_{ij}\|$  – исходная матрица пропускных способностей,  $C^* = \|c_{ij}^*\|$  – последняя матрица,

получившаяся в результате модификации исходной матрицы (шаги 1 и 2).

Оптимальный поток  $X = \|x_{ij}\|$  в дугах задается как

$$x_{ij} = \begin{cases} c_{ij} - c_{ij}^*, & c_{ij} > c_{ij}^* \\ 0, & c_{ij} \leq c_{ij}^* \end{cases}.$$

Максимальный поток из  $s$  в  $t$  равен

$$z = \sum_i x_{si} = \sum_j x_{tj}.$$

Заметим, что  $z$  есть сумма всех положительных нулей, определенных на шаге 2. Таким образом, можно объяснить, почему используются положительные элементы матрицы  $C - C^*$  для определения результирующего потока в направлении  $s \rightarrow t$ .

*Пример.* Рассмотрим сеть на рисунке 3.1 с данными пропускными способностями. Соответствующая матрица пропускных способностей  $C$  приведена в таблице 3.1.

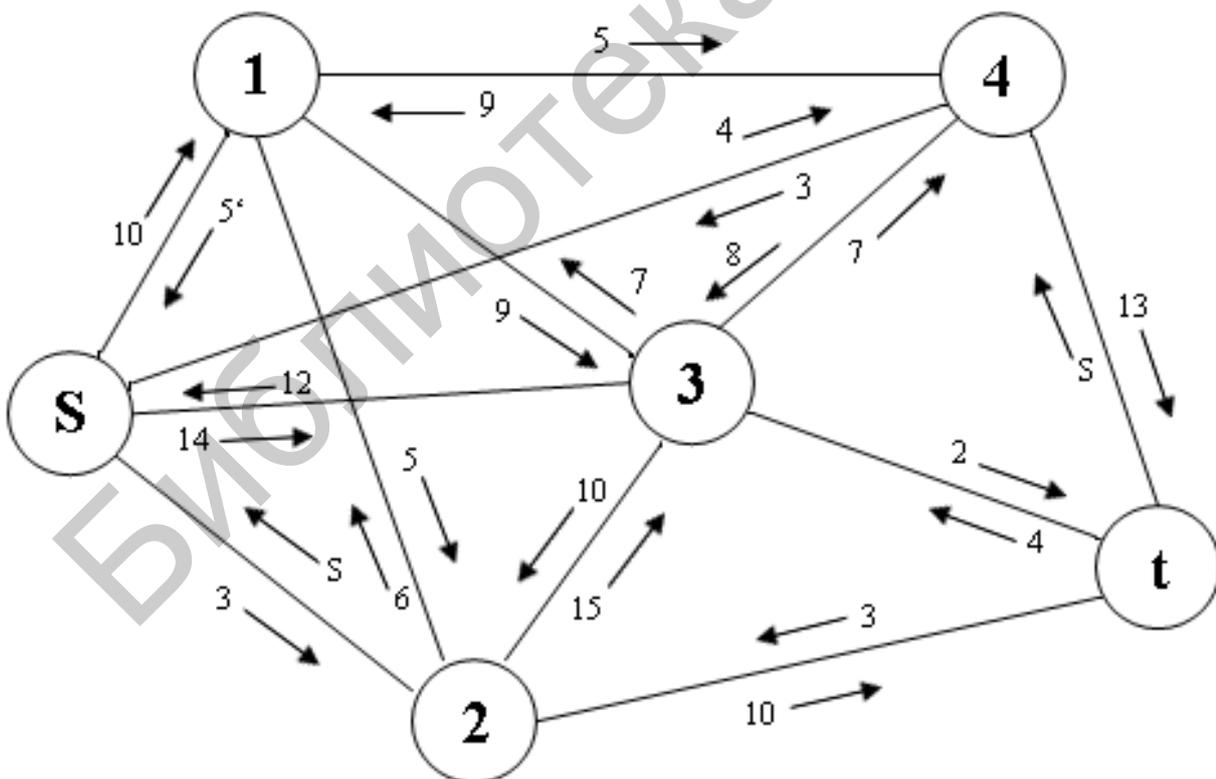


Рисунок 3.1

Таблица 3.1

	$s$	1	2	3	4	$t$
$S$		10–	3	14	4	
1	5+		5	9	5–	
2	5	6		15		10
3	12	7	10		7	2
4	3	9+		8		13–
$T$			3	4	5+	

Цепь  $[s \rightarrow 1 \rightarrow 4 \rightarrow t] \theta = \min \{10, 5, 13\}$ .

В качестве исходной цепи можно выбрать  $s \rightarrow 1 \rightarrow 4 \rightarrow t$ . Таким образом, ячейки  $(s, 1)$ ,  $(1, 4)$  и  $(4, t)$  помечаются знаком (–), ячейки  $(1, s)$ ,  $(4, 1)$  и  $(t, 4)$  – знаком (+). Для данной цепи максимальный поток определяется как

$$\theta = \min \{c_{s1}, c_{14}, c_{4t}\} = \min \{10, 5, 13\} = 5.$$

Заметим, что можно выбирать различные исходные цепи. Очевидно, что хороший выбор (вначале и на каждой итерации) должен давать наибольшее значение  $\theta$ . Однако при этом, возможно, понадобится перебрать несколько вариантов, что в конечном итоге оказывается малоэффективным. При программировании алгоритма цепь удобно определять непосредственно из матрицы  $C$ , начиная с первой строки ( $s$ -строки) и выбирая следующий узел среди тех, которые соединены с  $s$  положительным потоком. Далее рассматривается строка, соответствующая выбранному узлу, и выбирается следующий узел, соединенный с предыдущим положительной дугой. Процесс продолжается до тех пор, пока не будет достигнут узел  $t$ .

Матрица  $C$  в таблице 3.1 корректируется путем вычитания  $\theta=5$  из всех элементов, помеченных знаком (–), и сложения со всеми элементами, имеющими знак (+). Результаты приведены в таблице 3.2.

Таблица 3.2

	$S$	1	2	3	4	$t$
$S$		5	3	14–	4	
1	10		5	9	0	
2	5	6		15+		10–
3	12+	7	10–		7	2
4	3	14		8		8
$T$			3+	4	10	

Цепь  $[s \rightarrow 3 \rightarrow 2 \rightarrow t]$   $\theta = \min \{14, 10, 10\} = 10$ .

Результаты последующих итераций приведены в таблицах 3.3–3.6.

Таблица 3.3

	<i>S</i>	1	2	3	4	<i>T</i>
<i>S</i>		5–	3	4	4	
1	10+		5	9–	0	
2	5	6		25		0
3	22	7+	0		7–	2
4	3	14		8+		8–
<i>T</i>			13	4	10+	

Цепь  $[s \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow t]$   $\theta = \min \{5, 9, 7, 8\} = 5$ .

Таблица 3.4

	<i>S</i>	1	2	3	4	<i>T</i>
<i>S</i>		0	3	4	4–	
1	15		5	4	0	
2	5	6		25		0
3	22	7+	0		2	2–
4	3+	14		13		3–
<i>T</i>			13	4	15+	

Цепь  $[s \rightarrow 4 \rightarrow t]$   $\theta = \min \{4, 3\} = 3$ .

Таблица 3.5

	<i>S</i>	1	2	3	4	<i>T</i>
<i>S</i>		0	3	4–	1	
1	15		5	4	0	
2	5	6		25		0
3	22+	12	0		2	2–
4	6	14		13		0
<i>T</i>			13	4	18+	

Цепь  $[s \rightarrow 3 \rightarrow t]$   $\theta = \min \{4, 2\} = 2$ .

Таблица 3.6

	$s$	1	2	3	4	$T$
$S$		0	3	2	1	
1	15		5	4	0	
2	5	6		25		0
3	24	12	0		2	0
4	6	14		13		0
$T$			13	4	20	

Между  $s$  и  $t$  нельзя построить цепь.

Из таблицы 3.6 следует, что между  $s$  и  $t$  нельзя построить цепей с положительным потоком, поскольку все элементы в столбце  $t$  равны нулю. Таким образом, таблица 3.6 дает матрицу  $C^*$ .

В таблицах 3.1 (матрица  $C$ ) и 3.6 (матрица  $C^*$ ) приведены данные, характеризующие оптимальный поток, которые получаются вычислением  $X = C - C^*$  и заменой отрицательных величин нулями. Таблица 3.7 дает матрицу  $X$ .

Таблица 3.7

	$s$	1	2	3	4	$T$
$s$		10		12	3	
1				5	5	
2						10
3			10		5	2
4						13
$t$						

Из таблицы 3.7 видно, что

$$z = \sum x_{si} = 10 + 12 + 3 = \sum x_{ti} = 10 + 2 + 13 = 25.$$

Сумма всех  $\theta$ , равная  $5 + 10 + 5 + 3 + 2 = 25$ , также дает максимальный поток. Графически решение представлено на рисунке 3.2. Здесь уместно ввести понятие **минимального разреза**. Разрез в связанной сети представляет собой такое множество дуг, которое определяет нулевой поток из  $s$  в  $t$ , если пропускные способности этих дуг полагаются равными нулю. Пропускная

способность разреза равна сумме пропускных способностей его дуг. В сети на рисунке 3.2 можно выделить следующие разрезы, представленные в таблице 3. 8.

Таблица 3.8

Разрез	Пропускная способность
$(s, 1), (s, 2), (s, 3), (s, 4)$	$10 + 3 + 14 + 4 = 31$
$(4, t), (3, t), (2, t)$	$13 + 2 + 10 = 25$
$(1, 4), (s, 4), (3, 4), (3, t), (2, t)$	$5 + 4 + 7 + 2 + 10 = 28$

Интуитивно очевидно, что максимальный поток можно найти, перебирая все разрезы сети. Разрез минимальной пропускной способности даст решение. Это интуитивное соображение на самом деле можно доказать, используя **теорему о максимальном потоке – минимальном разрезе**, согласно которой максимальный поток в сети равен пропускной способности минимального разреза.

Задачи о кратчайшем пути и максимальном потоке можно сформулировать как задачи линейного программирования. Следует, однако, подчеркнуть, что решение сетевых задач симплекс-методом едва ли целесообразно. С другой стороны, изучение формулировок сетевых задач как задач ЛП помогает идентифицировать модели ЛП, которые, на первый взгляд, не являются сетевыми, но которые либо непосредственно, либо с некоторыми модификациями можно свести к сетевым. Очевидное преимущество такого подхода состоит в том, что при использовании сетевых постановок эффективность вычислений может значительно увеличиться.

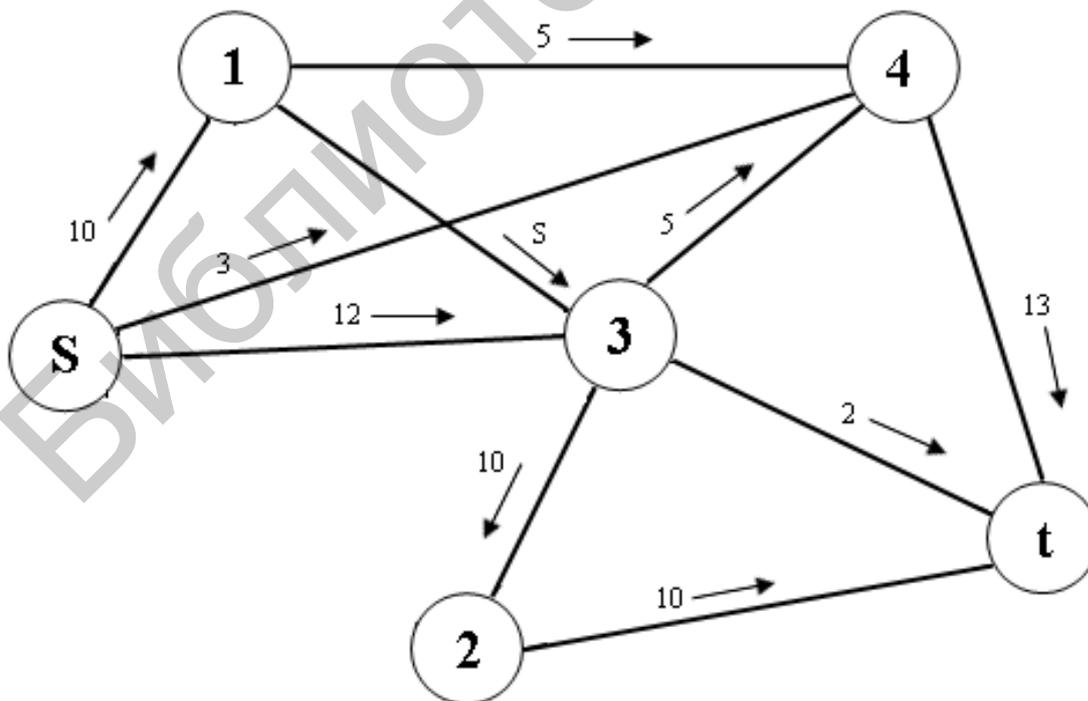


Рисунок 3.2

Модель линейного программирования для задачи о кратчайшем пути строится следующим образом:

- 1) каждая переменная соответствует дуге;
- 2) каждое ограничение соответствует узлу.

Пусть  $x_{ij}$  представляет величину потока по дуге  $(i, j)$ . Тогда задача о кратчайшем пути в сети с  $n$  узлами формулируется как минимизировать  $z = \sum_{(i,j)} d_{ij} x_{ij}$  при следующих ограничениях:

- $\sum_{(1,j)} x_{1j} = 1$  (исходный пункт);
- $\sum_{(i,k)} x_{ik} = \sum_{(k,j)} x_{kj}$  (для всех  $k \neq 1$  или  $n$ );
- $\sum_{(i,n)} x_{in} = 1$  (пункт назначения);
- $x_{ij} \geq 0$  для всех  $i$  и  $j$ .

Ограничения модели линейного программирования соответствуют формулировке задачи о кратчайшем пути как транспортной задачи с промежуточными пунктами.

Единица потока доставляется из узла 1 в узел  $n$ . Первым и последним ограничениями устанавливается, что суммарный поток (сумма переменных), выходящий из узла 1, равен единице, как и суммарный поток, поступающий в узел  $n$ . В любом промежуточном узле суммарный входящий поток равен суммарному выходящему потоку. Целевая функция требует, чтобы общее расстояние, пройденное единицей потока, было минимальным.

Следует подчеркнуть, что данная постановка имеет реальный смысл, если  $x_{ij} = 0$  или 1, т. е. дуга  $(i, j)$  принадлежит кратчайшему пути, только если  $x_{ij} = 1$ . Если  $x_{ij} = 0$ , то  $(i, j)$  не входит в кратчайший путь. Несмотря на то что условия  $x_{ij} = 0$  или 1 не отражены в модели в явном виде, ее специальная структура всегда приводит к оптимальному решению, которое удовлетворяет этим требованиям. В самом деле модель обладает свойством абсолютной унимодулярности, согласно которому в решении задачи линейного программирования всегда  $x_{ij} = 0$  или 1.

Таким же образом к задаче линейного программирования можно свести задачу о максимальном потоке. Пусть  $y$  – поток из источника 1 в сток  $n$ . Обозначив поток в дуге  $(i, j)$  через  $x_{ij}$ , получим следующую модель линейного программирования:

максимизировать  $Z = Y$  при следующих ограничениях:

$$- \sum_{(1,j)} x_{1j} = y(\text{источник});$$

$$- \sum_{(i,k)} x_{ik} = \sum_{(k,j)} x_{kj} \text{ (для всех } k \neq 1 \text{ или } n);$$

$$- \sum_{(i,n)} x_{in} = y(\text{сток});$$

$-0 \leq x_{ij} \leq c_{ij}$  для всех  $i$  и  $j$ , где  $c_{ij}$  обозначает пропускную способность дуги  $(i, j)$ .

Заметим, что ограничения строятся по той же схеме, которая использовалась для построения модели ЛП задачи о кратчайшем пути.

### 3.3 Исходные данные к работе

Исходные данные для выполнения лабораторной работы приведены на рисунке 3.3 и в таблице 3.9.

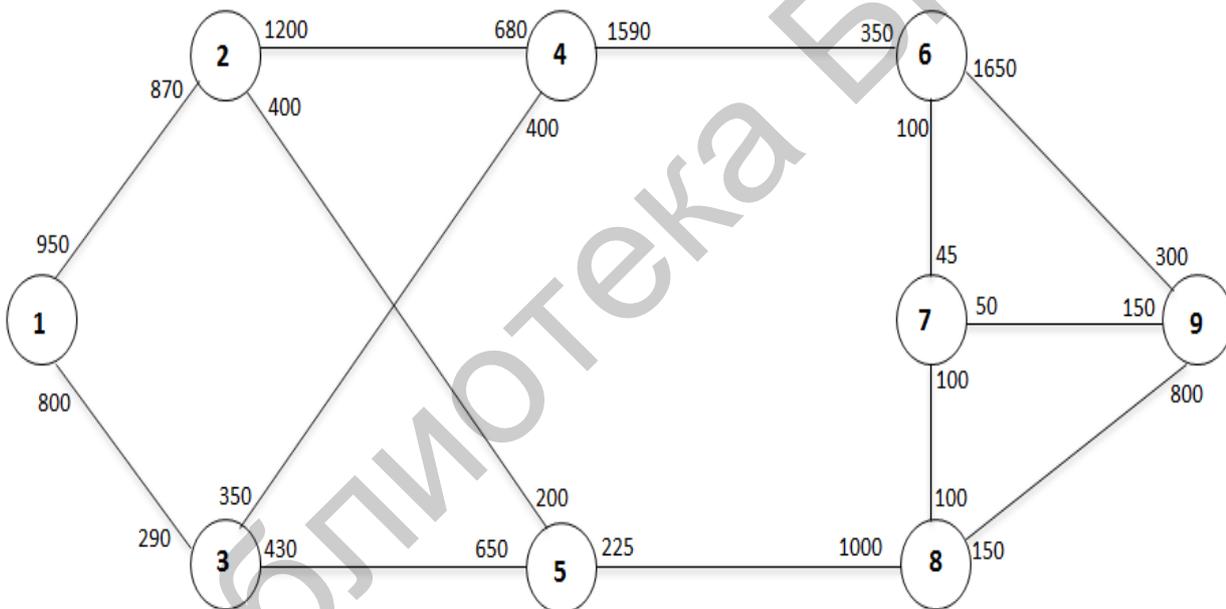


Рисунок 3.3

Таблица 3.9

Вариант	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Направление	1→9	9→1	1→7	7→1	3→6	6→3	8→2	2→8	8→1	1→8

### 3.3 Порядок выполнения работы

Порядок выполнения лабораторной работы следующий:

- 1 Получить исходные данные к работе.
- 2 Построить сеть связи.

3 Используя метод Форда – Фалкерсона, определить кратчайшие расстояния на сети.

### **3.4 Содержание отчета**

Отчет по лабораторной работе должен содержать:

- 1 Цель работы.
- 2 Ручной расчет сети.
- 3 Блок-схему алгоритма, расчет на ЭВМ.

Библиотека БГУИР

## ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №4

### РЕЗЕРВИРОВАНИЕ В СЕТЯХ СВЯЗИ

#### 4.1 Цель работы

Изучить методы резервирования в сетях связи.

#### 4.2 Общие сведения

Надежность – это свойство системы (элемента) выполнять заданные функции при определенных условиях эксплуатации. Для реализации системой (элементом) своих функций с требуемым качеством необходимо, чтобы их основные параметры не выходили за установленные пределы. К основным параметрам относятся те количественные показатели, которые определяют выполнение рабочих функций. Иногда для большей определенности и конкретизации различают следующие разновидности надежности: эксплуатационную и техническую (номинальную).

Под *эксплуатационной надежностью* понимается надежность, определяемая в реальных условиях эксплуатации с учетом комплексного воздействия внешних и внутренних факторов, связанных с климатическими и географическими особенностями эксплуатации, реальными режимами работы системы и условиями ее обслуживания.

Под *технической (номинальной) надежностью* понимается надежность, определяемая путем испытания в заводских условиях при работе аппаратуры в соответствии с типовыми режимами, оговоренными в технических условиях.

Количественные характеристики надежности описываются показателями. *Показатель надежности* – это мера, посредством которой производится количественная оценка. Численное значение какого-либо показателя для конкретной системы иногда называют параметром надежности. К параметрам надежности предъявляются следующие основные требования:

- максимальный учет факторов, определяющих надежность аппаратуры;
- возможность использования показателей при инженерных расчетах надежности;
- возможность задания показателей надежности в качестве технических параметров проектируемой аппаратуры;
- удобство и быстрота практической проверки показателей в процессе эксплуатации или специальных испытаний.

Для полной количественной характеристики основных сторон надежности используются различные показатели, которые удобно разделить на несколько групп.

К *показателям безотказности* относятся: вероятность безотказной работы; частота отказов; интенсивность отказов; среднее время безотказной работы; наработка на отказ (среднее время работы между отказами).

Первые четыре показателя используются главным образом для оценки надежности невозстанавливаемых изделий. Однако они могут применяться и при оценке надежности восстанавливаемых изделий до появления первого отказа. Пятый показатель имеет смысл только по отношению к восстанавливаемым изделиям.

*Показателями восстанавливаемости* являются: вероятность восстановления; среднее время восстановления; интенсивность восстановления.

*Показателями технического обслуживания* являются: вероятность обслуживания; среднее время обслуживания.

К эксплуатационным коэффициентам надежности относятся: коэффициент использования или коэффициент исправного действия  $K_{И}$ ; коэффициенты готовности  $K_{Г}$  и оперативной готовности  $K_{ОГ}$ , а также коэффициенты простоя и стоимости эксплуатации.

Рассмотрим наиболее важные показатели надежности и выясним связь между ними.

Одним из распространенных количественных показателей надежности является вероятность безотказной работы элемента  $p(t)$  или системы  $P(t)$  за определенный промежуток времени. **Вероятность безотказной работы** – это вероятность того, что за заданный интервал времени не произойдет ни одного отказа.

Вероятность безотказной работы элемента можно представить как вероятность того, что время исправной работы будет больше некоторого заданного времени:

$$p(t) = P\{T > t\}.$$

Практическая вероятность безотказной работы за некоторый промежуток времени может быть найдена по результатам испытаний элементов на надежность как отношение числа элементов, оставшихся исправными в конце рассматриваемого интервала времени  $t_i$  к начальному числу элементов, поставленных на испытание:

$$P_i^* = (N - n_i)/N,$$

где  $N$  – начальное число испытываемых элементов;

$n_i$  – число отказавших элементов за время  $t_i$ .

При значительном числе испытываемых элементов статистическая вероятность  $P_i^*$  сходится по вероятности к  $p(t)$ .

Вероятность отказа элемента  $q(t)$  связана с  $p(t)$  соотношением

$$q(t) = 1 - p(t) = P\{T \leq t\}.$$

Статистическое значение вероятности отказа равно отношению числа отказавших элементов за рассматриваемый промежуток времени к начальному числу испытываемых элементов:

$$q_i^* = 1 - p_i^* = n_i/N.$$

Для системы, состоящей из ряда последовательно соединенных элементов, вероятность безотказной работы может быть представлена в виде произведения вероятностей безотказной работы всех элементов:

$$P(t) = p_1(t)p_2(t) \dots p_N(t) = \prod_{i=1}^N p_i(t).$$

Под **вероятностью отказа** системы  $\theta(t)$  понимается вероятность того, что за заданный интервал произойдет отказ, т. е. время исправной работы системы будет меньше заданного. Следовательно, по аналогии с вероятностью отказа элемента  $\theta(t)$  является функцией распределения, или интегральным законом распределения времени исправной работы системы.

Так как система может находиться либо в исправном состоянии, либо в состоянии отказа, то сумма вероятностей безотказной работы  $P(t)$  и повреждения  $\theta(t)$  всегда равна единице. На основании этого вероятность отказа системы равна

$$\theta(t) = 1 - P(t) = 1 - p_1(t)p_2(t) \dots p_N(t).$$

Выражая  $\theta(t)$  через вероятность отказа элементов, получаем

$$\theta(t) = 1 - [1 - q_1(t)][1 - q_2(t)] \dots [1 - q_N(t)].$$

Под **частотой отказов** понимают число отказов в единицу времени, отнесенное к первоначальному числу поставленных на испытание элементов. Если в процессе испытаний на надежность  $N$  элементов фиксировать число отказов  $\Delta n_i$ , происшедших в определенные интервалы  $\Delta t_i$ , то частота отказов в данный промежуток времени определится как

$$f_i^* = \Delta n_i / N \Delta t_i.$$

Показателем, наиболее полно характеризующим надежность невосстанавливаемых элементов, является интенсивность отказов  $\lambda(t)$ . В отличие от частоты отказов  $f(t)$  этот показатель характеризует степень надежности элемента в каждый данный момент времени, т. е. его локальную надежность. Введение этого показателя надежности оказалось целесообразным также и по соображениям удобства расчета надежности систем по известным значениям интенсивностей отказов элементов, т. к. получаемые при этом расчетные соотношения являются сравнительно простыми и удобными для инженерной практики.

Под **интенсивностью отказов** понимают число отказов в единицу времени, отнесенных к числу элементов, оставшихся исправными к началу рассматриваемого промежутка времени. Как и частота отказов, эта

характеристика надежности может быть получена из опытных данных и рассчитывается по следующей формуле:

$$\lambda_i^* = \Delta n_i / (N - n_i \Delta t_i),$$

где  $\Delta n_i$  – число отказов за промежуток  $\Delta t_i$ ;

$N$  – начальное число элементов;

$n_i$  – общее число отказавших элементов к началу рассматриваемого промежутка времени.

Зависимость  $\lambda_i^*$  от  $t$  представляет собой функцию интенсивности отказов  $\lambda(t)$ .

Интенсивность отказов связана однозначной зависимостью с частотой отказов и вероятностью безотказной работы:

$$\lambda(t) = f(t)p(t).$$

Под интенсивностью отказов восстанавливаемой системы, состоящей из разнородных по надежности элементов, будем понимать число отказов системы в единицу времени:

$$\Lambda(t) = n/\Delta t.$$

Надежность однотипных систем и элементов с точки зрения продолжительности их работы до первого отказа можно оценивать средним временем безотказной работы, под которым понимается математическое ожидание времени исправной работы. Среднее время безотказной работы однотипных элементов определяется по данным испытаний элементов на надежность по следующей формуле:

$$T_{\text{ср}}^* = \sum_{i=1}^N t_i / N,$$

где  $t_i$  – время исправной работы  $i$ -го элемента;

$N$  – общее число испытываемых элементов.

**Наработка на отказ** – это среднее число часов работы между двумя соседними отказами. Таким образом, если аппаратура определенного типа проработала суммарное время  $T_p$  часов за определенный календарный срок и имела при этом  $n$  отказов в работе, то наработка на отказ рассчитывается по следующей формуле:

$$T_0^* = T_p / n.$$

Под **восстанавливаемостью** принято понимать свойство системы восстанавливать свою работоспособность после возникновения отказа с учетом качества обслуживания.

Количественную оценку восстанавливаемости можно оценить по следующим критериям: вероятности восстановления  $v(t)$ , среднему времени восстановления  $T_B$  и интенсивности восстановления  $\mu(t)$ , которые в

математическом смысле аналогичны рассмотренным критериям надежности системы:  $\theta(t)$ ,  $T_0$  и  $\Lambda(t)$ .

Под **вероятностью восстановления** понимается вероятность того, что система будет восстановлена после отказа за заданное время и в определенных условиях ремонта. По аналогии с вероятностью отказа этот критерий можно представить как вероятность того, что случайное время восстановления системы  $T$  будет не больше заданного:

$$v(t) = P\{t \leq T\}.$$

Отсюда следует, что  $v(t)$  – функция распределения, или интегральный закон распределения времени восстановления.

Среднее время восстановления  $T_B$  – это математическое ожидание случайной величины – времени восстановления. Если за определенный период эксплуатации аппаратуры произошло  $n$  отказов, то, просуммировав промежутки времени  $\tau_i$ , затраченного на обнаружение и устранение отказов, и разделив эту сумму на число восстановлений, равное числу отказов, получим величину среднего времени восстановления:

$$T_B^* = \sum_{i=1}^n \tau_i / n.$$

Под **интенсивностью восстановлений** системы понимается число восстановлений, произведенное в единицу времени. В случае экспоненциального закона распределения интенсивность восстановления статистически может быть определена как отношение числа восстановлений системы за некоторый период времени к суммарному времени восстановления за тот же период:

$$\mu^* = n / \sum_{i=1}^n \tau_i.$$

Если известны структура оборудования системы передачи (СП), принципы его функционирования и восстановления работоспособности, то, задавшись определенными критериями отказа, все состояния оборудования можно разделить на два класса: работоспособное (используется только по назначению) и неработоспособное (оборудование, выдавшее отказ или находящееся на плановом (неплановом) техническом обслуживании или ремонте). Если известны интенсивности отказов ( $\lambda$ ), поступления оборудования на техническое обслуживание или ремонт ( $\nu_{T0}$ ) и восстановления ( $\mu_B$ ), то нахождение оборудования в одном из состояний может быть охарактеризовано рядом показателей, основными из которых являются:

1) коэффициент готовности:

$$K_{\Gamma} = \frac{T_0}{T_0 + T_B} = \mu / (\mu + \lambda),$$

характеризующий вероятность исправного состояния оборудования в установившемся режиме эксплуатации;

2) коэффициент простоя:

$$K_{\Pi} = 1 - K_{\Gamma} = \frac{T_{\text{В}}}{T_0 + T_{\text{В}}} = \lambda / (\mu + \lambda);$$

3) коэффициент исправного действия:

$$K_{\text{К}} = (T_{\text{К}} - T_{\Pi}) / T_{\text{К}},$$

где  $T_{\text{К}}$  – календарный цикл эксплуатации оборудования;

$T_{\Pi}$  – суммарное время простоя оборудования СП, каналов и трактов за рассматриваемый период эксплуатации.

Вероятность пребывания оборудования СП, каналов и трактов в работоспособном состоянии, т. е. готовность его использования по функциональному назначению, определяется коэффициентом технического использования, под которым понимается отношение следующего вида:

$$K_{\text{ТИ}} = \mu \cdot \mu_{\text{ТО}} / (\lambda \cdot \mu_{\text{ТО}} + \mu \cdot \mu_{\text{ТО}} + \mu \cdot \nu_{\text{ТО}}).$$

С учетом того, что  $\mu = 1/T_{\text{В}}$ ,  $\lambda = 1/T_0$ ,  $\mu_{\text{ТО}} = 1/T_{\text{ТО}}$ , где  $T_{\text{ТО}}$  – период технического обслуживания или ремонта,  $\nu_{\text{ТО}} = 1/\tau_0$ , где  $\tau_0$  – время технического обслуживания или ремонта, приводится к следующему виду:

$$K_{\text{ТИ}} = T_0 / \left[ T_0 + T_{\text{В}} + T_0 \left( \frac{T_0}{\tau_{\text{ТО}}} \right) \right].$$

Сложные связные устройства, такие как линии связи, станции, комплексы и стойки, всегда можно представить в виде более мелких структурных подразделений (элементов): линии – в виде отдельных участков, станции – в виде отдельных стоек, стойки – в виде отдельных блоков и т. д.

В каждом объекте связи можно выделить элементы, работоспособность которых необходима для работоспособности объекта в целом. В общем случае элементы обладают различными надежностями и стоимостями. Очень часто надежность элементов такова, что надежность объекта в целом оказывается недостаточной. В этом случае применяется резервирование объекта в целом (общее резервирование) или отдельных элементов (поэлементное резервирование). При этом возникает задача нахождения количества и вида резервных элементов. Часто применяется стопроцентное резервирование всех элементов. Это означает, что резервируются и мало-, и высоконадежные, и дорогие, и дешевые элементы системы. Ясно, что средства, затрачиваемые на такое резервирование, будут использоваться неоптимально.

Целесообразнее в большем объеме резервировать малонадежные и дешевые элементы. Такое резервирование и реализуется при оптимизации структуры резерва, в результате которой обеспечивается требуемая надежность

при минимальных затратах на резервные элементы и наибольшей надежности при заданной величине затрат.

При решении задачи оптимизации резервирования введем следующие предположения:

1) основной и заменяющий его резервный элемент однотипны, имеют одинаковую стоимость и надежность;

2) переход на резерв осуществляется практически мгновенно и переключающие устройства абсолютно надежны или их надежность учтена в ненадежности самих элементов.

Надежность объектов характеризуется следующими показателями:

1)  $r(t)$  – вероятность безотказной работы объекта (вероятность того, что объект, бывший работоспособным и начавший работать в момент  $t = 0$ , проработает безотказно до момента  $t$ );

2)  $q(t)$  – вероятность отказов (вероятность того, что объект, работоспособный в момент  $t = 0$ , до момента времени  $t$ , откажет). Поскольку пребывание в состояниях отказа и работоспособности – события противоположные, то  $r(t) = 1 - q(t)$ .

Для оптимизации структуры резерва объект связи представляется схемой надежности, в которой каждый из  $n$  блоков должен быть работоспособным для работоспособности всего объекта связи, причем предполагается, что для  $i$ -го блока известны его показатели надежности  $r_i(t)$  или  $q_i(t)$  и стоимость  $C_i$ .

Надежность нерезервированного объекта связи равна

$$R = \prod_{i=1}^n r_i(t) = \prod_{i=1}^n (1 - q_i(t)).$$

Если блоки объекта связи обладают очень высокой надежностью (что почти всегда выполняется), то  $q_i \ll 1$  и надежность всего объекта  $R$  можно представить более простым выражением:

$$R = \prod_{i=1}^n (1 - q_i(t)) \approx 1 - \sum_{i=1}^n q_i = 1 - Q, \quad Q = \sum_{i=1}^n q_i,$$

где  $Q$  – ненадежность объекта связи.

Затраты  $C$  на весь объект равны сумме затрат на отдельные блоки:

$$C = \sum_{i=1}^n C_i.$$

Схема резервированного объекта связи состоит из групп: первый блок имеет  $\times 1$  резервных блоков, второй  $\times 2$  и т. д.

$i$ -й рабочий блок и его  $\times i$  резервных блоков образуют  $i$ -ю подсистему с надежностью  $R_i(x_i)$  и стоимостью резерва  $C_i(x_i)$ .

Для работоспособности системы (объекта связи) необходимо, чтобы были работоспособны одновременно все подсистемы, т. е. последовательное соединение подсистем. Следовательно, надежность  $R$  системы равна

$$R = \prod_{i=1}^n R_i(x_i),$$

а стоимость  $C$  резерва (без учета стоимости рабочих блоков) определяется выражением

$$C = \sum_{i=1}^n C_i(x_i) = \sum_{i=1}^n C_i * x_i.$$

Для работоспособности  $i$ -й подсистемы необходимо, чтобы работал хотя бы один из  $(x_i + 1)$  блоков этой подсистемы, что обозначается в схеме параллельным соединением блоков. Ненадежность  $Q_i(x_i)$   $i$ -й подсистемы при этом оказывается равной

$$Q_{i(x_i)} = q_i^{x_i+1} = (1 - r_i)^{x_i+1},$$

а надежность

$$R_i(x_i) = 1 - Q_i(x_i) = 1 - (1 - r_i)^{x_i+1}.$$

Задачи оптимизации структуры заключаются в определении оптимального состава резерва, т. е. в нахождении совокупности неотрицательных чисел  $\times 10, \times 20, \times 30, \dots, \times n_0$ , образующих оптимальный вектор  $X_0$  состава резерва и характеризующих оптимальное количество резервных элементов для каждого рабочего блока.

При этом возможна прямая и обратная задачи оптимизации.

В первом случае задача заключается в том, чтобы найти такой состав  $X_0$  резерва, при котором стоимость резерва минимальна и  $R(X_0) \geq R_0$ , где  $R_0$  – требуемая величина надежности.

Обратная задача оптимизации заключается в нахождении такого состава резерва, при котором надежность системы  $R(X_0)$  максимальна, а стоимость резерва равна заданной величине  $C_0$ .

Рассмотренные задачи оптимизации структуры резерва могут решаться различными способами. Наиболее простым методом оптимизации является метод перебора. Метод заключается в переборе всех возможных значений состава резерва и нахождении при этом соответствующих значений надежности системы и стоимости резерва. Этот метод прост по своей сути, дает точное решение, но чрезвычайно трудоемок и применим для решения только самых простых задач.

В настоящее время большее развитие и применение нашли методы оптимизации, основанные на применении ЭВМ, в частности градиентный метод.

Процесс оптимизации с использованием ЭВМ заключается в последовательном изменении количества резервных элементов в соответствии с определенным правилом, приводящим к получению требуемого

оптимального состава резерва, причем используемое правило определяет направление или порядок перехода от одного резервируемого элемента к другому.

При градиентном методе движение производится в направлении градиента целевой функции, который характеризует эффективность каждого движения.

При любом методе оптимизация структуры резерва является процессом многошаговым. Шаг – это увеличение на единицу числа резервных элементов того или иного вида. В градиентном методе эффективность шага  $F$  оценивается удельным приращением надежности, т. е. отношением приращения надежности  $\Delta R$  к приращению затрат  $\Delta C$ :

$$F = \frac{\Delta R}{\Delta C}.$$

Каждый раз, когда делается такой шаг, меняется число таких элементов, которые дают наибольшее значение отношения приращения надежности  $\Delta R$  к приращению затрат  $\Delta C$ :

$$F = \frac{\Delta R}{\Delta C} \rightarrow \max.$$

Какой именно элемент дает наибольшее удельное приращение надежности, можно выяснить только в результате пробных шагов.

После каждого шага контролируется величина надежности системы  $R$  и стоимости резерва  $C$ . При достижении требуемого значения  $R = R_0$  или величины лимита  $C = C_0$  поиск заканчивается.

*Пример.* Найдем эффективность произвольного  $(N + 1)$ -го шага при том или ином его направлении, т. е. при увеличении на единицу резерва того или иного вида. После  $N$  шагов вектор  $X^{(N)}$  состава резерва будет иметь вид  $X^{(N)} = (X_1^{(N)}, X_2^{(N)}, \dots, X_i^{(N)}, \dots, X_n^{(N)})$ , где  $X_i^{(N)}$  – количество резервных элементов  $i$ -го вида ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) после  $N$  шагов.

Представим вектор  $X^{(N)}$  состава резерва в виде  $X^{(N)} = (x_i^{(N)}, X_i^{(N)})$ , где выделена  $i$ -я составляющая  $x_i^{(N)}$ , а  $X_i^{(N)} = (x_1^{(N)}, \dots, x_{i-1}^{(N)}, x_{i+1}^{(N)}, \dots, x_n^{(N)})$ .

Показатель надежности системы после  $i$ -го шага составит

$$R^{(N)} = R(X^{(N)}) = R_i(x_i^{(N)}) \cdot R(X_i^{(N)}) = R_i^{(N)} \cdot R(X_i^{(N)}),$$

а стоимость резерва

$$C^{(N)} = C(X^{(N)}) = \sum_{i=1}^n C_i \cdot x_i^{(N)}.$$

Если при поиске  $(N + 1)$ -го шага включить один резервный блок в  $i$ -й подсистеме, то надежность системы  $R^{(N+1)}$  станет равной

$$R^{(N+1)} = R(X_i^{(N)}) \cdot R_i(x_i^{(N)} + 1),$$

приращение надежности

$$\Delta R = R^{(N+1)} - R^{(N)} = R(X_i^{(N)}) \cdot (R_i(x_i^{(N)} + 1) - R_i(x_i^{(N)})),$$

или, умножив и разделив на  $R(X_i^{(N)})$ , получим

$$\Delta R = R(X^{(N)}) \cdot \frac{R_i(x_i^{(N)} + 1) - R_i(x_i^{(N)})}{R_i(x_i^{(N)})}.$$

Стоимость резерва увеличивается на стоимость  $i$ -го элемента, а показатель эффективности пробного шага будет равен

$$\frac{\Delta R}{\Delta C} = R(X^{(N)}) \cdot \frac{R_i(x_i^{(N)} + 1) - R_i(x_i^{(N)})}{C_i \cdot R_i(x_i^{(N)})}.$$

Поскольку множитель  $R(X^{(N)})$  при различных вариантах шага остается неизменным и не влияет на нахождение наиболее эффективного шага, его можно отбросить, а номер подсистемы, в которой следует увеличить резерв на  $(N + 1)$ -м шаге, выбрать из условия

$$F^{(N+1)} = \max F_i^{(N)},$$

$$1 \leq i \leq n,$$

где  $F_i^{(N)} = \frac{R_i(x_i^{(N)} + 1) - R_i(x_i^{(N)})}{C_i R_i(x_i^{(N)})}$ .

Полученные выражения лежат в основе алгоритма поиска оптимальной структуры резерва.

Если блоки комплекса имеют высокую надежность, т. е. в  $q_i \ll 1$ , то выражение можно упростить, учитывая, что

$$R_i(x_i^{(N)}) = R_i^{(N)} = 1 - Q_i^{(N)} = 1 - Q_i(x_i^{(N)}) = 1 - q_i^{(x_i^{(N)} + 1)},$$

$$F_i^{(N)} = \frac{1}{C_i} \left[ \frac{R_i(x_i^{(N)} + 1)}{R_i(x_i^{(N)})} - 1 \right] = \frac{1}{C_i} \left[ \frac{1 - Q_i^{(N)} \cdot q_i}{1 - Q_i^{(N)}} - 1 \right] = \frac{Q_i^{(N)}}{C_i} (1 - q_i) \approx \frac{Q_i^{(N)}}{C_i}.$$

Здесь  $Q_i^{(N)}$  означает величину вероятности отказа  $i$ -й подсистемы в степени, равной общему количеству блоков  $i$ -го вида (основного и резервных) после того, как сделано  $N$  шагов.

Из описанного алгоритма следует, что об эффективности пробного шага для всей системы можно судить по его эффективности для той подсистемы, в которой он сделан. Это существенно сокращает объем вычислений. Кроме того, при последующих шагах сохраняют силу оценки эффективности пробных шагов во всех подсистемах, в которых не произошло изменений. Дополнительно на каждом шаге приходится определять эффективность только для подсистемы, в которой перед этим был увеличен объем резерва. Это дополнительно резко уменьшает количество необходимых расчетов.

При решении прямой задачи оптимизации контролируется надежность системы  $R(x^{(N)})$  и процесс поиска заканчивается на таком шаге  $N$ , при котором выполняется следующее условие:

$$R(x^{(N-1)}) \leq R_0 \leq R(x^{(N)}).$$

При решении обратной задачи контролируется стоимость системы  $C(x^{(N)})$  и оптимизация заканчивается на шаге  $N$ , когда

$$C(x^{(N-1)}) \leq C_0 \leq C(x^{(N)}).$$

В первом случае искомым решением является вектор состава резерва  $X^{(N)}$ , во втором случае –  $X^{(N-1)}$ .

### 4.3 Исходные данные к работе

Исходные данные для выполнения лабораторной работы приведены в таблице 4.1.

Таблица 4.1

Показатели	Вариант							
	1	2	3	4	5	6	7	8
$q_1$	0,07	0,04	0,065	0,05	0,45	0,065	0,05	0,055
$q_2$	0,055	0,035	0,085	0,06	0,055	0,08	0,01	0,03
$q_3$	0,03	0,06	0,035	0,02	0,03	0,04	0,08	0,02
$q_4$	0,045	0,08	0,05	0,07	0,07	0,08	0,06	0,01
$C_1$	800	7000	30 000	750	900	8000	700	500
$C_2$	40 000	10 000	1000	50 000	40 000	15 000	20 000	10 000
$C_3$	12 000	35 000	11 000	10 000	18 000	9 000	10 000	100
$C_4$	8 000	900	7 000	500	6 000	900	1500	18 000
$R$	0,9996	0,9997	0,9995	0,9998	0,9998	0,9996	0,9994	0,9997

При выполнении лабораторной работы требуется обеспечить заданную надежность комплекса при условии, что стоимость резерва минимальна.

#### 4.4 Порядок выполнения работы

Порядок выполнения лабораторной работы следующий:

1 Определить вероятность отказов подсистемы комплекса при различном количестве резервных блоков. Результаты свести в таблицу (таблица 4.2).

Таблица 4.2

Кол-во резервных блоков	Вероятность отказа $i$ -й подсистемы				
	$i = 1$	$i = 1$	$i = 1$	$i = 1$	$i = 1$
0					
1					
2					
3					
4					

2 Определить показатель эффективности  $F_i^{(N)}$  изменения объема резерва в каждой подсистеме при различном количестве уже имеющихся резервных блоков. Результаты свести в таблицу (таблица 4.3).

Таблица 4.3

Кол-во резервных блоков после $i$ -го шага	Показатель эффективности $F_i^{(N)}$ изменения объема резерва в каждой подсистеме				
	$i = 1$	$i = 2$	$i = 3$	$i = 4$	$i = 5$
0					
1					
2					
3					
4					

3 Провести анализ данных таблицы 4.3 и выбрать оптимальную структуру резерва.

4 Провести расчет надежности комплекса  $R^{(N)}$  и стоимости его резерва  $C^{(N)}$  после каждого шага оптимизации и результаты расчета свести в таблицу (таблица 4.4).

5 Изобразить графически оптимальную структуру резерва.

Таблица 4.4

Номер шага	Вероятность отказа системы $Q^{(N)}$	Вероятность безотказной работы $R^{(N)}$	Стоимость резерва, $C^{(N)}$ , руб.
0			
1			
2			
3			
4			
5			
·			
·			
·			

*Примечание* – Вероятность отказа системы  $Q^{(N)}$  определяется по формуле

$$Q^{(N)} = Q_1^{(N)} + Q_2^{(N)} + Q_3^{(N)} + \dots = \sum_1^n Q_i^{(N)}.$$

Вероятность безотказной работы системы  $R^{(N)}$  можно определить по формуле

$$R^{(N)} = \prod_{i=1}^n R_i^{(N)} = \prod_{i=1}^n (1 - Q_i^{(N)}) \approx 1 - (Q_1^{(N)} + Q_2^{(N)} + Q_3^{(N)} + \dots) = 1 - \sum_1^n Q_i^{(N)}.$$

6 Составить блок-схему программы оптимизации структуры резерва градиентным методом.

7 Написать программу оптимизации структуры резерва для ЭВМ.

8 Решить на ЭВМ задачу оптимизации структуры резерва для исходных данных, совпадающих с исходными данными ручного счета.

#### 4.5 Содержание отчета

Отчет по лабораторной работе должен содержать:

- 1 Цель работы.
- 2 Ответы на вопросы по самопроверке (см. приложение А).
- 3 Исходные данные для расчета показателя надежности в стоимости отдельных блоков объекта связи, а также заданной надежности всего объекта.
- 4 Вероятности отказов отдельных подсистем объекта связи при различном количестве резервных блоков (таблица 4.2).

5 Показатели эффективности увеличения на единицу количества резервных блоков каждой подсистемы при различном количестве уже имеющихся резервных блоков (таблица 4.3) с отмеченными шагами оптимизации.

6 Результаты расчета надежности объекта связи и стоимости его резервных блоков после каждого шага оптимизации (таблица 4.4).

7 Графическое изображение оптимальной структуры резерва с указанием стоимости резерва.

8 Блок-схему алгоритма.

9 Программу оптимизации для ЭВМ.

10 Распечатку результатов расчета на ЭВМ оптимальной структуры резерва.

Библиотека БГУИР

## ЛАБОРАТОРНАЯ РАБОТА №5

### ОЦЕНКА ЭФФЕКТИВНОСТИ ПОСТРОЕНИЯ ПАССИВНОЙ СЕТИ СВЯЗИ

#### 5.1 Цель работы

Изучить принципы построения и оценку эффективности внедрения пассивной сети связи.

#### 5.2 Характеристика оптических сетей доступа

Сектором стандартизации Международного Союза Электросвязи (ITU – International Telecommunication Union) выделяется несколько характерных вариантов архитектур построения сетей оптического доступа, которые характеризуются степенью приближения оптического сетевого терминала или узла к пользователю. Все разновидности архитектур предполагают наличие участка с распределительными медными кабелями, но чем короче этот участок, тем больше используется волоконно-оптический кабель, и, соответственно, выше пропускная способность сети. Возможные варианты архитектур при использовании волоконно-оптического кабеля изображены на рисунке 5.1. Максимальное использование оптических технологий предполагает архитектура FTTH (Fiber to the Home – волокно до дома/квартиры), при которой оптический сетевой терминал устанавливается в квартире или частном доме пользователя. К нему при помощи коротких медных кабелей подключаются различные устройства (телефон, телевизор, компьютер и т. д.). Технология FTTB (Fiber to the Building – волокно до здания) предполагает установку ONT (Optical Network Terminal – оптический сетевой терминал) в подъезде многоэтажного здания. Те или иные архитектуры могут использоваться как для жилых зданий, так и для производственных.

В современных оптических сетях доступа могут использоваться различные топологии сети. Выбор наиболее оптимальной технологии построения сети зависит от различных факторов: плотность абонентов, расположение абонентов, необходимая пропускная способность, виды предоставляемых услуг и т. д. Из множества топологий построения оптических сетей доступа можно выделить четыре основные топологии: «кольцо», «точка – точка», «дерево с активными узлами» и «дерево с пассивными узлами».

Топология «кольцо» (рисунок 5.2, а) зарекомендовала себя с лучшей стороны в городских телекоммуникационных сетях, т. к. городские магистрали и расположение узлов планируются еще на стадии проектирования. При построении сети доступа не всегда известно где, когда и сколько абонентских узлов будет установлено. Из-за такого недостатка как сложность наращивания новых абонентов использование топологии «кольцо» на сетях доступа весьма ограничено.

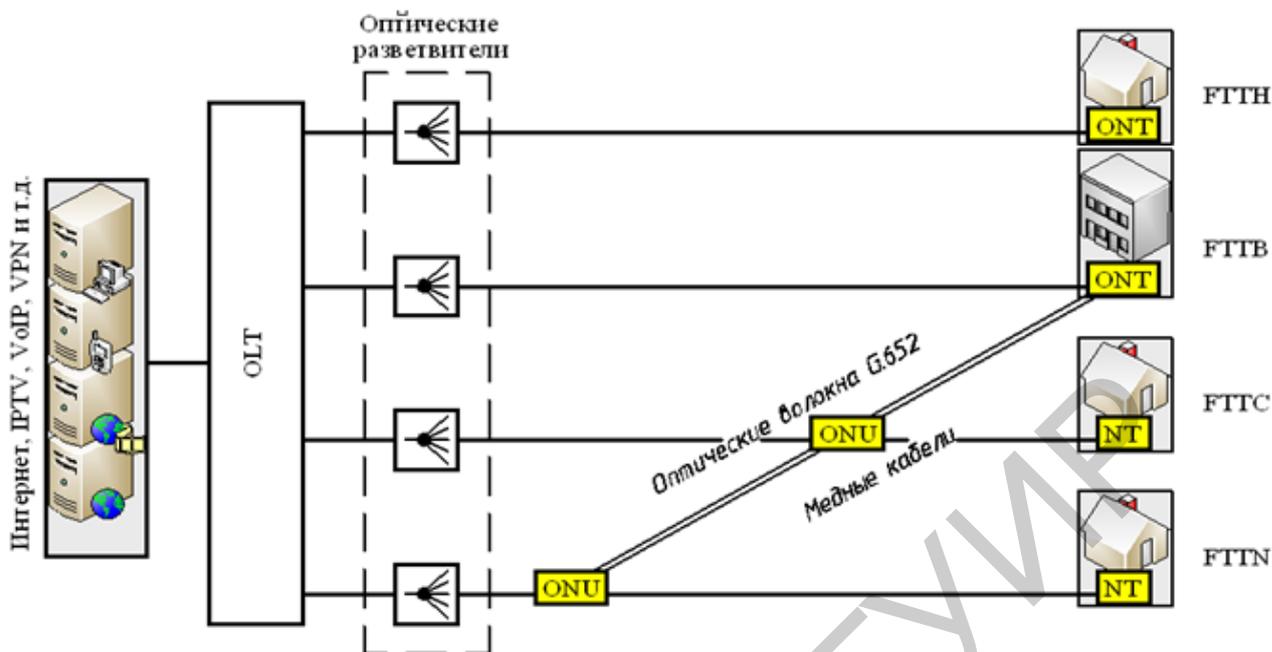


Рисунок 5.1

Топология «точка – точка» (см. рисунок 5.2, б) может быть реализована как для любого сетевого стандарта, так и для нестандартных решений, например, использующих оптические модемы. Основным преимуществом данной топологии является очень высокая степень безопасности и защиты передаваемой информации. Однако существует и ряд недостатков, которые связаны с неэкономичностью данной топологии поскольку волоконно-оптический кабель необходимо прокладывать к каждому абоненту. Кроме того, не экономятся станционные порты оптических линейных терминалов.

Неэкономичности в использовании волокон и портов OLT избавлена топология «дерево с активными узлами» (см. рисунок 5.2, в). Данная топология хорошо подходит для построения сетей на основе стандарта Ethernet с соблюдением иерархии по скоростям. Недостатком данной топологии является необходимость установки дополнительных промежуточных активных узлов, что приводит к дополнительным материальным затратам и необходимости индивидуального питания этих узлов.

При использовании топологии «дерево с пассивными узлами» (см. рисунок 5.2, г) вместо активных узлов применяются пассивные оптические разветвители (сплиттеры). В данном случае используется логическая структура «точка – многоточка», которая заложена в основу технологии пассивных оптических сетей (PON). Экономия достигается как в использовании пассивных компонентов сети, которые не требуют питания и постоянного обслуживания, так и в более экономичном использовании кабельной инфраструктуры и станционного оборудования. К одному порту OLT подключается одно оптическое волокно, по которому могут работать до 64 оптических сетевых терминалов (в некоторых случаях до 128 ONT). К достоинствам данной

технологии также можно отнести простоту подключения новых абонентов без перерыва связи, возможность динамического расширения полосы, которая достигается увеличением скорости передачи за счет неработающих в данный момент абонентов.

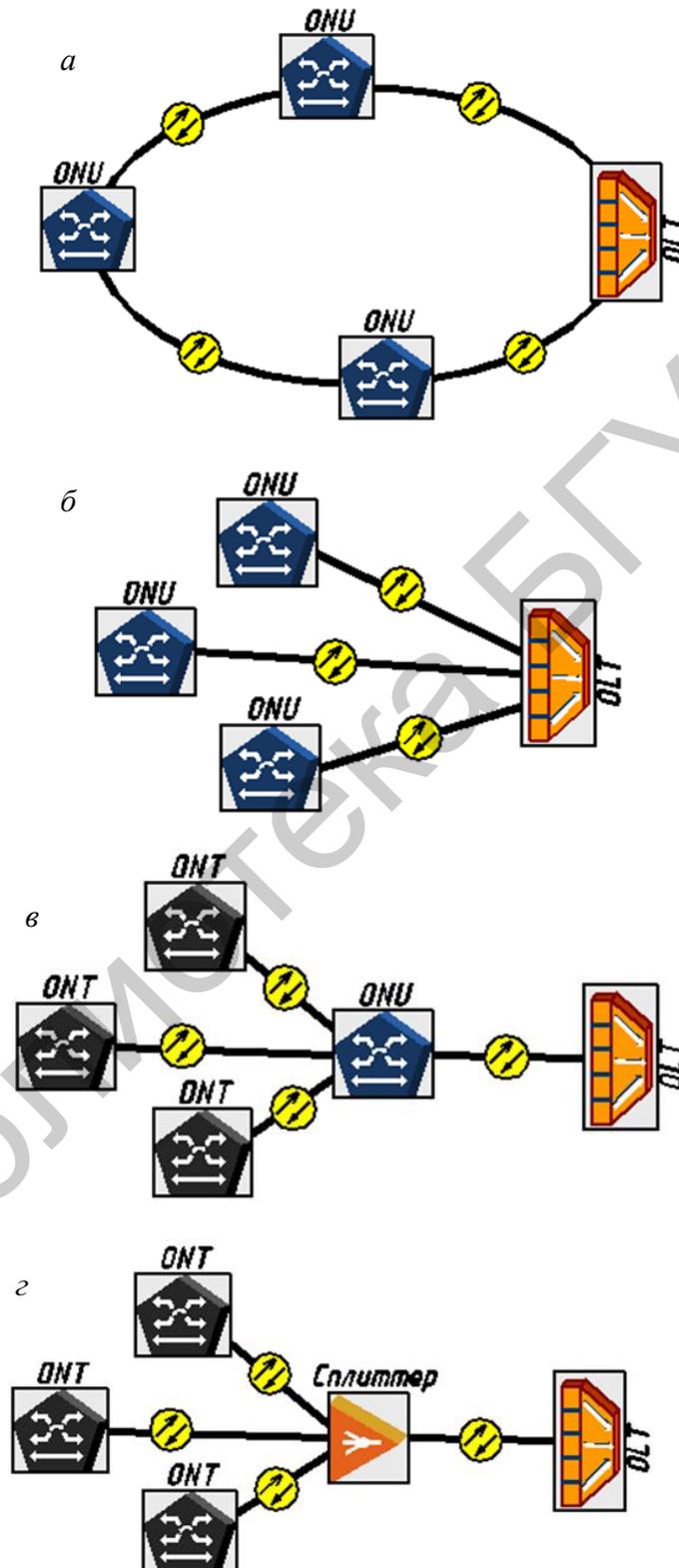


Рисунок 5.2

Дальнейшее увеличение скорости передачи может производиться без замены используемого оборудования. Кроме того, при дальнейшем развитии возможно использование спектрального мультиплексирования (WDM) для увеличения скорости передачи для каждого пользователя.

В основе принципа работы пассивных оптических сетей заложено то, что информация для всех пользователей передается от оптического линейного терминала (OLT) одновременно с временным разделением каналов. Из общего потока информации каждый оптический сетевой терминал (ONT) выделяет и передает пользователю только ту часть информации, которая предназначена только ему. При передаче в обратном направлении информация от каждого ONT с помощью сплиттера объединяется в один общий поток и передается в OLT (рисунок 5.3).

Передача и прием в обоих направлениях осуществляется по одному оптическому волокну, но на различных длинах волн. При передаче от информации от пользователя к OLT (upstream) используется длина волны 1310 нм, при передаче от OLT к пользователю (downstream) – длины волн 1490 или 1550 нм. Довольно часто длина волны 1550 нм используется для передачи всем абонентам одновременно телевизионных сигналов. В таком случае на станции устанавливается дополнительный мультиплексор WDM.

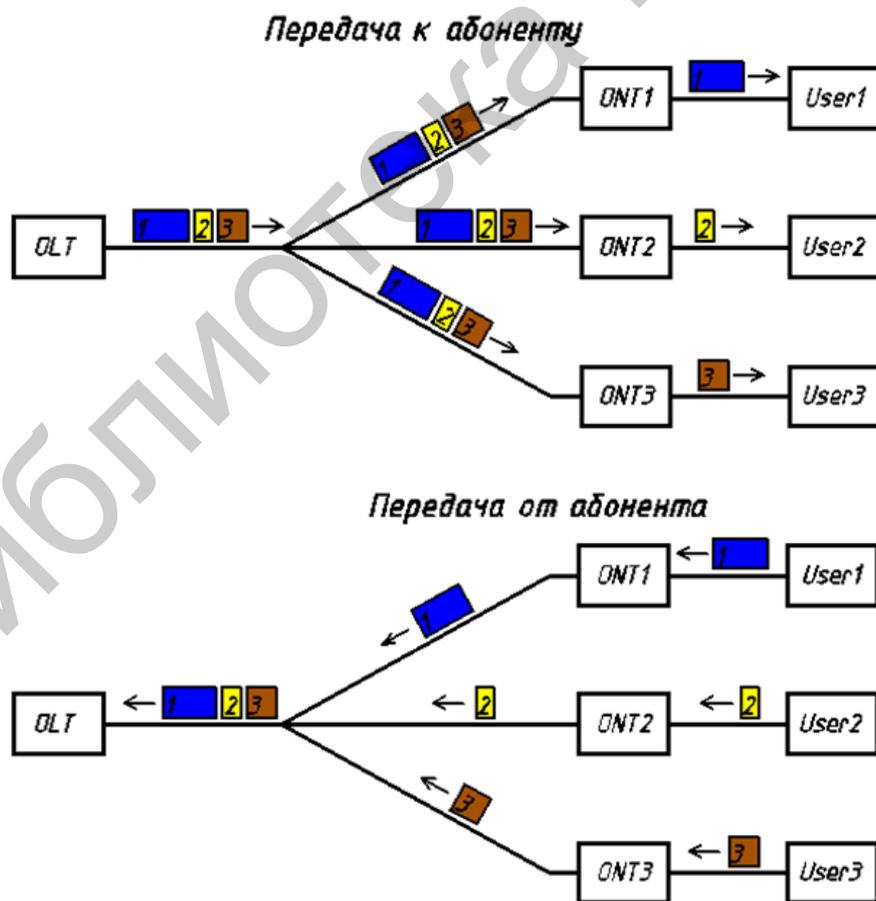


Рисунок 5.3

Всего существует несколько разновидностей пассивных оптических сетей. Первоначально в 90-х годах была разработана технология APON (ATM PON), принцип работы которой основывался на передаче информации в ячейках ATM со служебными данными. Этой технологией обеспечивалась передача информации в симметричном (155/155 Мбит/с) и асимметричном режимах (622/155 Мбит/с). Для предотвращения ошибок, связанных с наложением информации, OLT направляет каждому абонентскому устройству сообщения, разрешающие отправку информации.

Технология BPON (Broadband PON) является дальнейшим развитием технологии APON с увеличением скорости передачи данных до 622/622 Мбит/с в симметричном и 1244/622 Мбит/с в асимметричном режимах. Данная технология поддерживает концепцию Triple Play. На современном этапе технологии APON и BPON считаются устаревшими и практически не используются.

Широкое распространение Ethernet привело к применению этой технологии в пассивных оптических сетях. По технологии EPON (Ethernet PON) или GPON (Gigabit Ethernet PON) оптическая пассивная сеть функционирует на основе интернет-протокола (IP) со скоростью 1000/1000 Мбит/с. Для предотвращения конфликтов между сигналами обратных потоков в EPON применяется протокол управления множеством узлов (MPCP). Данная технология ориентирована на предоставление услуг по передаче данных.

Из всех технологий PON наиболее удачной в плане реализации концепции Triple Play считается технология GPON (Gigabit PON). Она является продолжением технологий APON/BPON, но с большей скоростью передачи информации (до 2488 Мбит/с). В основе GPON лежит базовый протокол SDH. Технология GPON поддерживает трафик ATM, IP, речь, видео, а также SDH. Сеть на основе GPON работает в синхронном режиме с постоянной длительностью кадра. Высокая эффективность полосы пропускания обеспечивается линейным кодом NRZ со скремблированием. Основным недостатком технологии GPON является большая стоимость активного оборудования в сравнении с другими технологиями пассивных оптических сетей.

Учитывая преимущества GPON, связанные с хорошими возможностями реализации концепции Triple Play, при выполнении лабораторной работы будем использовать эту технологию при построении оптической сети передачи данных.

При построении пассивных оптических сетей из-за плохой совместимости оборудования различных производителей необходимо придерживаться выбора активного станционного и абонентского оборудования одного производителя.

В настоящее время в Республике Беларусь широко используется оборудование фирмы Huawei Technologies Co., Ltd. (Китай), являющееся одним из лидеров в производстве телекоммуникационного оборудования в мире.

Основой пассивной оптической сети является оптический линейный терминал (OLT). Выбор OLT производится по количеству необходимых PON-интерфейсов.

В качестве OLT-терминала можно использовать SmartAX MA5600T. В данном устройстве объединены функции агрегирующего коммутатора и граничного маршрутизатора. Для построения проектируемой сети потребуются шасси SmartAX MA5600T со стандартными платами управления и коммутации и 8 линейных интерфейсных плат GPON (по 8 портов каждая). В комплект линейных плат GPON входят SFP-модули, обеспечивающие работу GPON-интерфейса в классе В или классе С.

Терминал EchoLife HG8245 имеет возможность беспроводного абонентского доступа Wi-Fi IEEE802.11. Оборудование данного типа используется из расчета пять терминалов на один подъезд жилого дома (в одной из квартир на каждом этаже).

Питание ONU MA5612 и MA5620 предусмотрено переменным напряжением 220 В или постоянным – 48 В. Для снижения энергопотребления и повышения отказоустойчивости данных устройств применяется пассивное охлаждение. Основным пассивным элементом сети является оптический сплиттер (разветвитель). Обычно используются сплиттеры с коэффициентом ветвления 2:64. Два входа сплиттера обеспечивают резервирование по схеме «1 + 1» без участия обслуживающего персонала для переключения элемента сети на резервное волокно.

При выполнении лабораторной работы используются компактные сплиттеры Huawei серии SPL9101-64-P2064, входы и выходы сплиттеров выполнены в виде пигтейлов.

### **5.3 Расчет трафика сети передачи данных**

Сеть района должна соответствовать ТКП 211–2010 (02140) «Линейно-кабельные сооружения электросвязи. Правила проектирования», ТКП 216–2010 (02140) «Городские и сельские телефонные сети. Правила проектирования»; ТКП 45-4.04-27–2006 (02250) «Устройства связи и диспетчеризации инженерного оборудования жилых и общественных зданий. Правила проектирования», а при необходимости и другой нормативно-технической документации и рекомендациям.

Для выбора типа сети необходимо произвести предварительный расчет трафика элементов сети, имеющих наибольшую нагрузку. Предполагается, что проектируемая сеть будет предназначена для передачи данных, видеоизображения и телефонного трафика.

На сегодняшний день РУП «Белтелеком» предоставляет услуги доступа к сети Интернет со скоростью до 6,144 Мбит/с. В перспективе планируется увеличение скорости до 12 Мбит/с.

Для передачи видеоизображения по интернет-протоколу требуется скорость 4–6 Мбит/с. Однако для трансляции телевизионных сигналов высокой четкости (HDTV) в MPEG-4 требуется скорость передачи до 12 Мбит/с.

Для передачи телефонного трафика (VoIP – Voice over IP) потребуется незначительная скорость – не более 0,064 Мбит/с.

Требования к услугам, которые предполагается предоставлять при помощи проектируемой сети, представлены в таблице 5.1.

Таблица 5.1

Услуга	Пульсация трафика	Терпимость к задержкам	Пропускная способность, Мбит/с
Передача данных (Internet, VPN)	Высокая	Высокая	12
IPTV (HDTV MPEG-4)	Низкая	Низкая	12
VoIP	Средняя	Низкая	0,064

Как видно из таблицы, телефонный трафик значительно ниже трафика на передачу данных и изображения.

Предположим для примера, что услугой доступа к сети Интернет воспользуются жильцы по крайней мере половины квартир 60-квартирного дома, находящегося в райцентре, т. е. 30 квартир. Услугами телевидения (IPTV) и телефонии (VoIP) воспользуются жильцы всех квартир, т. е. 60 квартир. Таким образом, для предоставления телекоммуникационных услуг жильцам 60-квартирного жилого дома потребуется организация канала связи со следующей общей пропускной способностью в час наибольшей нагрузки:

$$C = 12 \cdot 30 + 12 \cdot 60 + 0,064 \cdot 60 = 1083,8 \text{ Мбит/с.}$$

В случае если телекоммуникационными услугами захотят воспользоваться все жильцы, требуемая пропускная способность вырастет:

$$C = 12 \cdot 60 + 12 \cdot 60 + 0,064 \cdot 60 = 1443,8 \text{ Мбит/с.}$$

Отсюда видно, что для обеспечения перспективными телекоммуникационными услугами данного объекта от системы передачи данных потребуется довольно большая пропускная способность. Такую пропускную способность смогут обеспечить системы передачи на основе волоконно-оптических линий связи, например, пассивные оптические сети (PON). Именно такие сети и создаются сейчас.

Местом установки оптических распределительных шкафов (ОРШ) являются подвальные помещения жилых домов. Количество сплиттеров (разветвителей), устанавливаемых в ОРШ, зависит от количества абонентов, т. е. от количества ONT, которые необходимо подключить к сети. Предположив, что ONT необходимо установить в каждую квартиру, т. е. для 40-квартирного дома, например, потребуется 40 ONT, а для 60-квартирного – 60, то потребуется один сплиттер с коэффициентом деления 2:64 как для 40-квартирного, так и для 60-квартирного дома ( $60 < 64$ ,  $40 < 64$ ). Каждый сплиттер включается в два

оптических волокна магистрального кабеля: основное рабочее волокно и резервное. Таким образом, реализуется схема резервирования на магистральном участке «1 + 1».

В небольших населенных пунктах при проектировании магистрального участка сети используется зона прямого питания. Предположим, что в зоне проектирования имеется несколько домов, торговый центр, гостиница и детский сад. Общее количество магистральных оптических волокон (ОВ) тогда определяется по следующей формуле:

$$N_{\text{ОВ}\Sigma} = N_{\text{ОВ ж.д}} \cdot n_{\text{ж.д}} + N_{\text{ОВ гост}} + N_{\text{ОВ т.ц}} + N_{\text{ОВ д.с}},$$

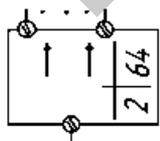
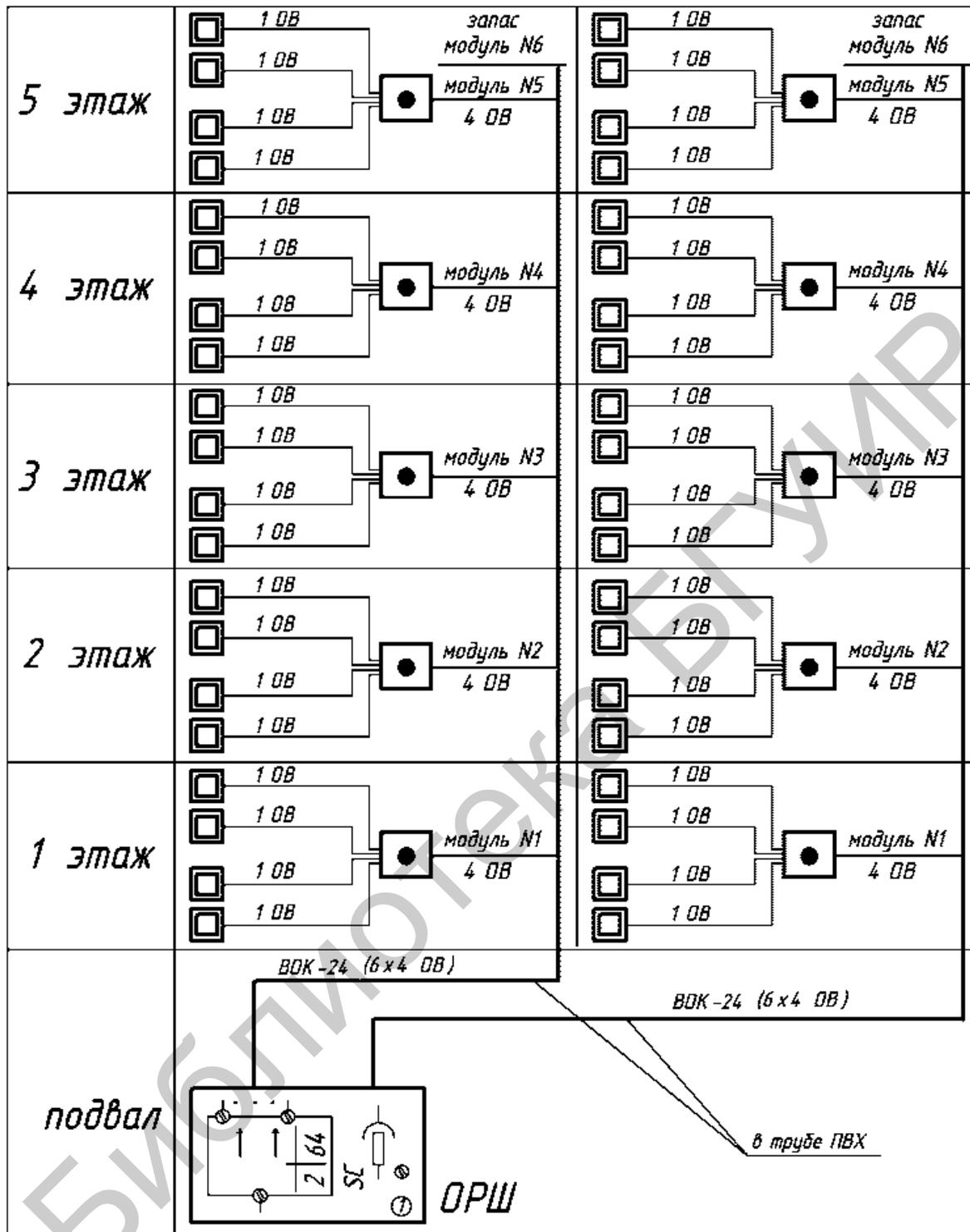
где  $N_{\text{ОВ ж.д}}$  – количество ОВ для подключения одного жилого дома;  
 $n_{\text{ж.д}}$  – количество жилых домов;  
 $N_{\text{ОВ гост}}$  – количество ОВ для подключения гостиницы;  
 $N_{\text{ОВ т.ц}}$  – количество ОВ для подключения торгового центра;  
 $N_{\text{ОВ д.с}}$  – количество ОВ для подключения детского сада.

При построении сети по принципу зоны прямого питания рекомендуется использовать кабели высокой и средней емкости с количеством волокон 32–64 (рисунок 5.4).

Подставляя данные о количестве ОВ в вышеописанное выражение, получим

$$N_{\text{ОВ}\Sigma} = 2 \cdot (4 + 24) + 4 + 2 + 2 = 64.$$

Учитывая это, используем один магистральный кабель модульной конструкции емкостью 64 оптических волокна. Количество волокон в модуле можно выбрать равным четырем. Использование оптического кабеля модульной конструкции дает возможность отводить необходимое количество волокон, не нарушая при этом оболочки транзитных модулей.



- оптический сплиттер



- оптическая розетка



- оптическая распределительная коробка (ОРК)

Рисунок 5.4

Для подключения к сети на участках от основных магистральных кабелей до ОРШ в зданиях можно использовать кабели меньшей емкости, но с использованием наименьшего количества муфт (сварных соединений).

Достоинством таких кабелей является:

- высокая помехозащищенность от внешних электромагнитных полей;
- отсутствие собственного электромагнитного излучения;
- большая полоса пропускания;
- незначительное затухание сигнала;
- использование менее дефицитных материалов при производстве;
- большие строительные длины;
- относительно небольшая масса кабеля.

Однако такие кабели имеют и недостатки:

- подверженность световодов кабеля воздействию радиации;
- водородная коррозия стекла оптических световодов;
- относительная высокая чувствительность кабеля к изгибам.

При выборе волоконно-оптических кабелей для прокладки в тех или иных условиях необходимо учитывать влияющие неблагоприятные факторы. При прокладке кабеля в телефонной канализации необходимо учитывать такие факторы, как проникновение влаги, растягивающее усилие, скручивание, атаки грызунов. При оборудовании кабельных вводов и прокладке внутри помещений возникает возможность возгорания.

В нашем случае сеть имеет структуру зоны прямого питания. Следовательно, на вводах в здания для подключения к ОРШ необходимо использовать кабель с оболочкой, не поддерживающей горение.

Для прокладки в телефонной канализации можно выбрать кабель ОКСТМ-10-01-0,22-ХХ, а на вводах в здание – ОКСТМН-10-01-0,22-ХХ производства ОАО «Белтелекабель» (РБ). ОКСТМ – кабель оптический городской, имеет стальную гофрированную броню, многомодульный, диаметр модового поля составляет 10 мм, имеет центральный силовой элемент из стеклопластика. Коэффициент затухания на длине волны 1550 нм составляет 0,22 дБ/км, на длине волны 1310 нм – не более 0,35 дБ/км. Кабель ОКСТМН отличается наличием оболочки из материала, не распространяющего горение.

Для построения магистрального участка сети используются кабели ОКСТМ с количеством волокон 64, 32, 24 и 12 и ОКСТМН с количеством волокон 8 и 4. Кабели с 8–64 волокнами имеют модульную конструкцию по четыре волокна в каждом модуле.

Характеристики кабелей ОКСТМ(Н):

- производитель оптических волокон Fujikura (Япония);
- наличие гидрофобного заполнителя – в модулях и между модулями и оболочкой;
- центральный силовой элемент – стеклопластиковый стержень;
- промежуточный силовой элемент – арамидные нити;
- тип брони – стальная гофрированная лента с двухсторонним полимерным покрытием;

- растягивающее усилие – не менее 2,7 кН;
- раздавливающее усилие – 400 Н/см;
- электрическое сопротивление наружной оболочке – не менее 2000 МОм/км;
- температура окружающего воздуха при эксплуатации составляет – 40...+70 °С;
- температура окружающего воздуха при прокладке и монтаже – не ниже минус 10 °С;
- допустимый радиус изгиба при прокладке и монтаже – не менее 20 номинальных диаметров кабеля.

В качестве распределительного кабеля можно использовать кабель КСО-ВнПАНг-LS-P-24 (жилые дома) и КСО-ВнПАНг-LS-P-16 (гостиница) производства ОАО «Белтелекабель». В кабеле используются одномодовые волокна G657A.

В качестве абонентских одноволоконных кабелей на сельских сетях применяются КСО-ВнПАНг-НФ-СШ ОАО «Белтелекабель».

Оболочка кабелей КСО изготавливается из полимерного материала, не распространяющего горение, имеет упрочняющие арамидные нити. Данные кабели имеют следующие характеристики:

- производитель оптических волокон Fujikura (Япония);
- рабочая длина волны – 1310 и 1550 нм;
- коэффициент затухания – не более 0,36 (на длине волны 1310 нм);
- коэффициент затухания – не более 0,22 (на длине волны 1550 нм);
- минимальный радиус изгиба – не менее 20 диаметров кабеля;
- температура окружающего воздуха при эксплуатации составляет –40...+70 °С;
- температура окружающего воздуха при прокладке и монтаже – не ниже минус 10 °С;

Остальные характеристики кабелей КСО приведены в таблице 5.2.

Таблица 5.2

Характеристики кабелей	Марка кабеля и его назначение	
	КСО-ВнПАНг-LS-P	ВнПАНг-НФ-СШ
	распределительный	абонентский
Статическое растягивающее усилие, Н	1500	100
Динамическое растягивающее усилие, Н	2700	500
Раздавливающее усилие, Н/см <sup>2</sup>	500	200
Температура окружающего воздуха при эксплуатации, транспортировке и хранении, °С	–40...+50	–20...+50
Температура окружающего воздуха при прокладке и монтаже, °С	–10...+40	–10...+40

## 5.4 Расчет затрат на проектирование и построение пассивной оптической сети

### 5.4.1 Расчет затрат на проектно-конструкторские работы по созданию сети

1 Расчет затрат на расходные материалы ( $P_M$ ) представлен в таблице 5.3.

Таблица 5.3

Категории товаров	Количество, шт.	Цена за единицу, руб.	Стоимость, руб.
1 Бумага формата А1	20	6300	126 000
2 Бумага формата А4	1000	118	118 000
3 Картриджи	2	145 000	290 000
4 Ручки	4	5000	20 000
5 Карандаши	4	3000	12 000
<i>Итого</i>			566 000

2 Расчет затрат на оплату труда ( $Z_o$ ) научно-технического персонала представлен в таблице 5.4.

Таблица 5.4

Исполнители	Количество	Трудоемкость, ч	Среднечасовая заработная плата, руб.	Заработная плата, руб.
Руководитель группы	1	176	29 800	5 244 800
Инженер-проектировщик	2	176	23 400	8 236 800
<i>Всего</i>				13 481 600
С учетом премий (20 %)				16 177 920

3 Дополнительная зарплата ( $Z_d$ ) определяется следующим образом:

$$Z_d = \frac{Z_o \cdot N_d}{100},$$

где  $N_d$  – норматив дополнительной заработной платы основных производственных рабочих, %.

Таким образом, дополнительная зарплата составит:

$$Z_d = \frac{16177920 \cdot 10}{100} = 1\,617\,792.$$

4 Отчисления на социальные нужды ( $P_{соц}$ ) определяются следующим образом:

$$P_{\text{соц}} = \frac{(Z_o + Z_d) \cdot H_{\text{соц}}}{100},$$

где  $H_{\text{соц}}$  – страховые взносы на обязательное социальное страхование наемных работников (34 %) и обязательное страхование от несчастных случаев на производстве (0,6 %).

Тогда

$$P_{\text{соц}} = \frac{(16177920 + 1617792) \cdot (34 + 0,6)}{100} = 6157316.$$

5 Накладные расходы ( $P_{\text{накл}}$ ) определяются следующим образом:

$$P_{\text{накл}} = \frac{Z_o \cdot H_{\text{накл}}}{100},$$

где  $H_{\text{накл}}$  – норматив накладных расходов (100 %).

$$P_{\text{накл}} = \frac{16177920 \cdot 100}{100} = 16177920.$$

6 Себестоимость разработки проектной документации ( $C_{\text{п}}$ ) определяется по формуле

$$C_{\text{п}} = P_{\text{м}} + Z_o + Z_d + P_{\text{соц}} + P_{\text{накл}},$$

$$C_{\text{п}} = 566000 + 16177920 + 1617792 + 6157316 + 16177920 = 40696948.$$

7 Плановая прибыль ( $\Pi_{\text{п}}$ ) определяется следующим образом:

$$\Pi_{\text{п}} = \frac{C_{\text{п}} \cdot P_{\text{п}}}{100},$$

где  $P_{\text{п}}$  – уровень рентабельности (20 %).

Тогда

$$\Pi_{\text{п}} = \frac{40696948 \cdot 20}{100} = 8139390.$$

8 Налог на добавленную стоимость (НДС) определяется следующим образом:

$$\text{НДС} = \frac{(C_{\text{п}} + \Pi_{\text{п}}) \cdot H_{\text{д.с}}}{100},$$

где  $H_{\text{д.с}}$  – ставка налога на добавленную стоимость (20 %).

Тогда

$$\text{НДС} = \frac{(40\,696\,948 + 8\,139\,390) \cdot 20}{100} = 9\,767\,268.$$

9 Стоимость разработки проектной документации ( $\text{Ц}_д$ ) определяется по формуле

$$\text{Ц}_д = \text{С}_п + \text{П}_п + \text{НДС},$$

$$\text{Ц}_д = 40\,696\,948 + 8\,139\,390 + 9\,767\,268 = 58\,603\,606.$$

10 Расчет затрат на материалы и оборудование для модернизации.

Стоимость оборудования, материалов и произведенных работ рассчитывается в соответствии с ресурсно-сметными нормами на монтаж оборудования РКН 8.03.211-2007 «Приборы, средства автоматизации и вычислительной техники», РКН 8.03.210-2007 «Оборудование связи», РКН 8.03.208-2007 «Электротехнические установки» и сборника сметных цен на материалы, изделия и конструкции РКН 8.06.105-2007 «Материалы, изделия и конструкции для монтажных и специальных строительных работ».

10.1 Расчет затрат на материалы ( $\text{Р}_м$ ) представлен в таблице 5.5.

Таблица 5.5

Наименование материалов	Единицы измерения	Кол-во	Цена за ед., руб.	Стоимость, руб.
1 Оптический кабель ВОК-48	км	2,26	23 200 000	52 432 000
2 Оптический кабель ВОК-8	км	0,306	12 900 000	3 947 400
3 Оптический кабель ВОК-4	км	0,155	10 520 000	1 630 600
4 Волоконно-оптическая муфта (48 волокон)	шт.	1	592 000	592 000
<i>Всего</i>				58 602 000
С учетом транспортно-заготовительных расходов (10 %)				64 462 200

10.2 Расчет затрат на приобретение оборудование (C<sub>0</sub>) представлен в таблице 5.6.

Таблица 5.6

Наименование оборудования	Количество, шт.	Цена за ед., руб.	Стоимость, руб.
1 Оптический линейный терминал OLT	1	29 260 000	29 260 000
2 Оптический патчкорд	440	32 000	14 080 000
3 Оптический сетевой терминал ONT	440	595 000	261 800 000
4 Оптический сплиттер	16	267 400	4 278 400
5 Оптическая распределительная коробка	110	394 000	43 340 000
6 Оптический распределительный шкаф	10	3 120 000	31 200 000
7 Оптическая абонентская розетка	440	11 500	5 060 000
<i>Всего</i>			389 018 400
С учетом транспортно-заготовительных расходов (10 %)			427 920 240

10.3 Расчет основной заработной платы персонала, участвующего в построении сети (З<sub>0</sub>), представлен в таблице 5.7.

Таблица 5.7

Вид работ	Исполнители	Кол-во, чел.	Трудо-емкость, ч	Средне-часовая заработная плата, руб.	Зарплата, руб.
Прокладка кабелей	Монтажник	5	124	26 000	16 120 000
Монтаж муфты	Монтажник	2	6	26 000	312 000
Монтаж оборудования	Монтажник	5	42	26 000	5 460 000
Установка ПО	Инженер ПО	1	4	28 700	114 800
Настройка сетевого оборудования	Инженер	1	24	27 500	660 000
<i>Всего</i>					22 666 800
С учетом премий (20 %)					27 200 160

10.4 Дополнительная зарплата ( $Z_d$ ):

$$Z_d = \frac{27\,200\,160 \cdot 10}{100} = 2\,720\,016.$$

10.5 Отчисления на социальные нужды ( $P_{\text{соц}}$ ):

$$P_{\text{соц}} = \frac{(27\,200\,160 + 2\,720\,016) \cdot (34 + 0,6)}{100} = 10\,352\,381.$$

10.6 Накладные расходы ( $P_{\text{накл}}$ ):

$$P_{\text{накл}} = \frac{27\,200\,160 \cdot 100}{100} = 27\,200\,160.$$

10.7 Себестоимость построения сети ( $C_{\text{п}}$ ):

$$C_{\text{п}} = P_{\text{м}} + C_{\text{о}} + Z_{\text{о}} + Z_d + P_{\text{соц}} + P_{\text{накл}},$$

$$C_{\text{п}} = 64\,462\,200 + 427\,920\,240 + 27\,200\,160 + 2\,720\,016 + 10\,352\,381 + 27\,200\,160 = 559\,855\,157.$$

10.8 Плановая прибыль ( $\Pi_{\text{п}}$ ) составит:

$$\Pi_{\text{п}} = \frac{559\,855\,157 \cdot 720}{100} = 11\,197\,1031.$$

10.9 Налог на добавленную стоимость (НДС):

$$\text{НДС} = \frac{(559\,855\,157 + 11\,197\,1031) \cdot 20}{100} = 671\,826\,188.$$

10.10 Стоимость построения сети ( $\Pi_{\text{и}}$ ):

$$\Pi_{\text{и}} = C_{\text{п}} + \Pi_{\text{п}} + \text{НДС},$$

$$\Pi_{\text{и}} = 559\,855\,157 + 11\,197\,1031 + 671\,826\,188 = 1\,343\,652\,376.$$

10.11 Инвестиции на проектные работы и построение сети ( $Z_{\text{и}}$ ):

$$Z_{\text{и}} = \Pi_{\text{д}} + \Pi_{\text{и}}, \\ Z_{\text{и}} = 58\,603\,606 + 1\,343\,652\,376 = 1\,402\,255\,982.$$

Проектные работы и построение сети осуществляет сторонняя организация.

#### 5.4.2 Расчет экономического эффекта от внедрения сети

Экономический эффект от построения сети IP-телевидения по технологии PON представляет собой прирост чистой прибыли, полученный от подключения абонентов к услугам, предоставляемым по сети.

Проектируемая сеть рассчитана на 440 абонентов, которые будут подключаться к новым услугам. Тарифы на услуги представлены в таблице 5.8.

Таблица 5.8

Вид услуги	Тариф, руб./мес.
IPTV	67 500
HD	226 000
Интернет	208 000
IP-телефония	72 000

Проектом предусмотрено построение сети IP-телевидения по технологии PON в новом микрорайоне города, где построены шесть многоквартирных домов. Следовательно, ожидается прирост абонентов по всем типам услуг. Ожидаемый прирост абонентов на услуги IPTV за первое полугодие 2017 г. составит 20 %. В дальнейшем ожидается 3%-й прирост абонентов в месяц. Также ожидается подключение к Интернету 100 % абонентов.

Количество абонентов за расчетный период 2017–2019 гг. представлено в таблице 5.9.

Таблица 5.9

Вид услуги	Количество абонентов по годам, чел.			
	2017	2018	2019	2020
IPTV	167	259	350	407
HD	27	53	79	106
Интернет	440	440	440	440
IP-телефония	18	35	43	54

Расчет прироста чистой прибыли за период 2017–2019 гг. представлен в таблице 5.10.

Таблица 5.10

Доход от оказания услуг	По годам, руб.			
	2017	2018	2019	2020
IPTV	135 270 000	209 790 000	283 500 000	329 670 000
HD	73 224 000	143 736 000	214 248 000	287 472 000
Интернет	1 098 240 000	1 098 240 000	1 098 240 000	1 098 240 000
IP-телефония	15 552 000	30 240 000	37 152 000	46 656 000
Общая сумма дохода	1 249 135 224	1 482 006 000	1 633 140 000	1 762 038 000
Текущие издержки	437 197 328	518 702 100	571 599 000	616 713 300
Прибыль	811 937 896	963 303 900	1 061 541 000	1 145 324 700
Налог на прибыль 18 %	146 148 821	173 394 702	191 077 380	206 158 446
Чистая прибыль (Пч)	665 789 075	789 909 198	870 463 620	939 166 254

#### 5.4.3 Расчет показателей эффективности инвестиционного проекта по построению сети связи

При оценке эффективности инвестиционных проектов необходимо осуществить приведение затрат и результатов, полученных в разные периоды времени, к расчетному году, путем умножения затрат и результатов на коэффициент дисконтирования  $\alpha_t$ , который определяется следующим образом:

$$\alpha_t = \frac{1}{(1 + E_n)^{t - t_p}},$$

где  $E_n$  – требуемая норма дисконта, 24 %;

$t$  – порядковый номер года, затраты и результаты которого приводятся к расчетному году;

$t_p$  – расчетный год, в качестве расчетного года принимается год вложения инвестиций,  $t_p = 1$ .

$$\alpha_{t_1} = 1,$$

$$\alpha_{t_2} = \frac{1}{(1 + 0,24)^{2-1}} = 0,81,$$

$$\alpha_{t_3} = \frac{1}{(1 + 0,24)^{3-1}} = 0,65,$$

$$\alpha_{t4} = \frac{1}{(1+0,24)^{4-1}} = 0,42.$$

Расчет чистого дисконтированного дохода и срока окупаемости представлен в таблице 5.11.

Таблица 5.11

Наименование показателей	По годам (руб.)			
	2016	2017	2018	2019
1 Прирост чистой прибыли (П <sub>ч</sub> )	665 789 075	789 909 198	870 463 620	939 166 254
2 То же с учетом фактора времени (П <sub>ч</sub> · α <sub>t</sub> )	665 789 075	639 826 450	565 801 353	394 449 827
<b>Затраты</b>				
3 Инвестиции на проектные работы и построение сети (З <sub>и</sub> )	1 402 255 982	–	–	–
4 То же с учетом фактора времени (З <sub>и</sub> · α <sub>t</sub> )	1 402 255 982	–	–	–
5 Чистый дисконтированный доход (пункты 2–4)	–736 466 907	639 826 450	565 801 353	394 449 827
Чистый дисконтированный доход с нарастающим итогом	–736 466 907	–96 640 457	469 160 896	863 610 768
Коэффициент дисконтирования	1	0,81	0,65	0,42

Рассчитаем рентабельность:

$$P_{и} = \frac{\Pi_{ч.ср}}{3} \cdot 100 \%,$$

где Π<sub>ч.ср</sub> – это среднегодовая чистая прибыль, руб.

Тогда

$$P_{и} = \frac{816332036}{1402255982} \cdot 100 \% = 58,22 \%$$

Таким образом, можно сделать следующие выводы:

- 1) интегральный экономический эффект от оказываемых услуг за четыре года составит 863 610 768 руб.;
- 2) инвестиции окупятся на третий год.

### **5.5 Порядок выполнения работы**

Порядок выполнения лабораторной работы следующий:

- 1 Получить исходные данные к работе.
- 2 Построить сеть связи для выбранного района.
- 3 Рассчитать основные технические и экономические параметры проектируемой сети.

### **5.6 Содержание отчета**

Отчет по лабораторной работ должен содержать:

- 1 Цель работы.
- 2 Исходные данные по работе.
- 3 Схему сети связи для выбранного района.
- 4 Расчет основных технических и экономических параметров спроектированной сети.

Библиотека ВГУИР

**ПРИЛОЖЕНИЕ А**  
**(обязательное)**  
**Вопросы для самопроверки**

1 Дайте определение надежности:

- а) это свойство системы (элемента) выполнить заданные функции при определенных условиях эксплуатации;
- б) это мера, посредством которой производится количественная оценка;
- в) это среднее число часов работы между двумя соседними отказами.

2 К показателям безотказности относятся:

- а) максимальный учет факторов, определяющих надежность аппаратуры; возможность использования показателей при инженерных расчетах надежности; возможность задания показателей надежности в качестве технических параметров проектируемой аппаратуры;
- б) удобство и быстрота практической проверки показателей в процессе эксплуатации или специальных испытаний;
- в) вероятность безотказной работы; частота отказов; интенсивность отказов; среднее время безотказной работы; наработка на отказ (среднее время работы между отказами).

3 Показателями восстанавливаемости являются:

- а) вероятность обслуживания; среднее время обслуживания;
- б) вероятность восстановления; среднее время восстановления; интенсивность восстановления;
- в) вероятность безотказной работы; частота отказов; интенсивность отказов; среднее время безотказной работы; наработка на отказ (среднее время работы между отказами).

4 Показателями технического обслуживания являются:

- а) вероятность восстановления; среднее время восстановления; интенсивность восстановления;
- б) вероятность обслуживания; среднее время обслуживания;
- в) вероятность безотказной работы; частота отказов; интенсивность отказов; среднее время безотказной работы; наработка на отказ (среднее время работы между отказами).

5 Вероятности безотказной работы всех элементов при последовательном соединении элементов можно определить по формуле:

- а)  $P(t) = p_1(t)p_2(t) \dots p_N(t) = \prod_{i=1}^N p_i(t)$ ;
- б)  $P(t) = 1 - [1 - q_1(t)][1 - q_2(t)] \dots [1 - q_N(t)]$ ;
- в)  $P(t) = 1 - p_1(t)p_2(t) \dots p_N(t)$ .

6 Вероятности безотказной работы всех элементов при параллельном соединении элементов можно определить по формуле:

- а)  $P(t) = p_1(t)p_2(t) \dots p_N(t) = \prod_{i=1}^N p_i(t)$ ;
- б)  $P(t) = 1 - [1 - q_1(t)][1 - q_2(t)] \dots [1 - q_N(t)]$ ;
- в)  $P(t) = 1 - p_1(t)p_2(t) \dots p_N(t)$ .

7 Дайте определение наработке на отказ:

- а) свойство системы восстанавливать свою работоспособность после возникновения отказа с учетом качества обслуживания;
- б) вероятность того, что система будет восстановлена после отказа за заданное время и в определенных условиях ремонта;
- в) среднее число часов работы между двумя соседними отказами.

Библиотека БГУИР

## Список использованных источников

- 1 Таха, Х. Введение в исследование операций / Х . Таха. – М. : Мир, 2001.
- 2 Олифер, В. Г. Компьютерные сети. Принципы, протоколы, технологии : учебник для вузов / В. Г. Олифер, Н. А. Олифер. – 2-е изд. – СПб. : Питер, 2005.
- 3 Таненбаум, Э. Компьютерные сети : учебник для вузов / Э. Таненбаум. – 3-е изд. – СПб. : Питер, 2003.
- 4 Стандарт IEEE 802.3: Ethernet Working Group, 1995.
- 5 Убайдуллаев, Р. Р. Волоконно-оптические сети / Р. Р. Убайдуллаев. – М. : Эко-Трендз, 2001.
- 6 Основы построения систем и сетей передачи информации : учеб. пособие для вузов / В. В. Ломовицкий [и др.] ; под ред. В. М. Щекотихина. – М. : Горячая линия – Телеком, 2005.
- 7 ТКП 300-2011 (02140). Пассивные оптические сети. Правила проектирования и монтажа.
- 8 ТКП 216-2010 (02140). Городские и сельские телефонные сети. Правила проектирования.

*Учебное издание*

**Хацкевич Олег Александрович**  
**Чепова Виолетта Викторовна**

**СЕТИ ИНФОКОММУНИКАЦИЙ: УПРАВЛЕНИЕ ТРАФИКОМ.  
ЛАБОРАТОРНЫЙ ПРАКТИКУМ**

ПОСОБИЕ

Редактор *Е. С. Юрец*  
Корректор *Е. Н. Батурчик*

Компьютерная правка, оригинал-макет *Е. Д. Стенусь*

Подписано в печать 13.11.2017. Формат 60x84 1/16. Бумага офсетная. Гарнитура «Таймс».  
Отпечатано на ризографе. Усл. печ. л. 3,84. Уч.-изд. л. 4,0. Тираж 50 экз. Заказ 51.

Издатель и полиграфическое исполнение: учреждение образования  
«Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники».  
Свидетельство о государственной регистрации издателя, изготовителя,  
распространителя печатных изданий №1/238 от 24.03.2014,  
№2/113 от 07.04.2014, №3/615 от 07.04.2014.  
ЛП №02330/264 от 14.04.2014.  
220013, Минск, П. Бровки, 6