

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ, МОЛОДІ ТА СПОРТУ УКРАЇНИ
НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ УКРАЇНИ
«КИЇВСЬКИЙ ПОЛІТЕХНІЧНИЙ ІНСТИТУТ»

Проектування комп'ютерних мереж

Конспект лекцій

Для студентів напряму підготовки
6.050102 «Комп'ютерна інженерія»
кафедри обчислювальної техніки
всіх форм навчання

*Рекомендовано
Вченою радою факультету
інформатики та обчислювальної
техніки НТУУ «КПІ»
Протокол № 12 від 28.05.2012р.*

Київ
НТУУ «КПІ»
2012

Проектування комп'ютерних мереж. Конспект лекцій. [Текст] /
Уклад.: Ю.О. Кулаков – К.: НТУУ «КПІ», 2012. – 212 с.

Конспект лекцій призначений для студентів напряму підготовки 6.050102
«Комп'ютерна інженерія» кафедри обчислювальної техніки всіх форм
навчання.

Укладач

Ю.О. Кулаков д.т.н., професор

Відповідальний редактор

П.І.Кравець, к.т.н., доцент

Рецензент

Стенін О.А., д.т.н., проф.

За редакцією укладачів

Зміст

Розділ 1. Вступ	4
1.1. Предмет теорії проектування мереж.	
1.2. Етапи проектування комп'ютерних мереж.	
Розділ 2. Методи структурного аналізу комп'ютерних мереж...10	
2.1. Декомпозиція структур комп'ютерних мереж	
2.2 . Комбінаторний алгоритм декомпозиції графу	
Розділ 3. Методи синтезу комп'ютерних мереж.....27	
3.1. Синтез структури локальної мережі методом «гілок і границь».	
3.2. Метод релаксації Лагранжа	
3.3. Субградієнтна оптимізація.	
3.4. Побудова концентраторного дерева.	
3.5. Алгоритм із застосуванням концентраторного перекриття	
3.6. Алгоритм насиченого перетину	
Розділ 4. Оптимізації інформаційних потоків в комп'ютерних мережах	85
4.1. Методи аналізу і розподіли навантаження в комп'ютерних мережах.	
4.2. Методи маршрутизації інформації в комп'ютерних мережах.	
4.3. Алгоритм Форда - Фалькерсона визначення найкоротшого шляху.	
4.4. Алгоритм Дейкстри визначення найкоротшого шляху.	
Розділ 5. Стохастичні моделі комп'ютерних мереж.....94	
5.1. Введення в теорію черг.	
5.2. Характеристики моделі	
5.3. Основні співвідношення теорії черг	
5.4 Черги з пріоритетами	
5.6 Мережі черг	
5.7. Розділення і об'єднання потоків даних	
5.8. Ланцюжки черг	
Розділ 6. Проектування локальної мережі.....109	
6.1. Ескізне розташування робочих місць користувачів і загального устаткування	
6.2. Телекомунікаційна фаза проектування	
6.3. Проектування горизонтальної підсистеми	
6.4. Проектування підсистеми внутрішніх магістралей	
6.5. Розрахунок електричної мережі	
6.6 Розрахунок кількості пристроїв комутаційного устаткування і їх аксесуарів	
6.7. Розрахунок додаткових і допоміжних елементів СКС	
Література	135

Розділ 1. Вступ

1.2. Етапи проектування комп'ютерних мереж.

При проектуванні мережі в першу чергу треба розробити її топологію. При правильному підході до цього питання мають бути ретельно проаналізованими такі характеристики мережі, як передбачувані обсяги інформації, яка буде оброблюватися, кількість робочих станцій та серверів, типи з'єднань, необхідна швидкість передачі даних, поділ мережі на сегменти тощо. Від неупередженого підходу до цього питання залежить майбутня продуктивність мережі.

В загальному випадку, **топологією** можна назвати форму розміщення кабелів, які з'єднують всі компоненти мережі. Існують три **основних** типи топологій: в вигляді *шини*, *зірки* та *кільця*. Використовуються також різні варіанти їх комбінацій. Розрізняють також **фізичну** топологію, яка визначає фізичне розміщення вузлів та з'єднань (шина, зірка, кільце), і **логічну**, при якій визначаються напрям і порядок обробки потоків даних (шина, кільце).

При аналізі топологій мереж використовуються таке поняття, як робота багатопроцесорного паралельного комплексу, в якому кожний процесор є окремим комп'ютером в мережі, а зв'язки між процесорами являють собою ліній, якими з'єднано робочі станції.

Існує багато підходів до побудови паралельних комплексів. Класифікацію їх архітектур почнемо з машин безпосереднього зв'язку, в яких кожен процесор безпосередньо пов'язаний з декількома іншими. За такої архітектури кожен процесор має власну пам'ять, яка містить локальні змінні та сполучаються один з одним за допомогою керуючих сигналів.

Розділ 2. Методи структурного аналізу і синтезу комп'ютерних мереж

2.1. Декомпозиція структур комп'ютерних мереж.

Враховуючи характерні особливості корпоративних мереж, доцільно на початковому етапі структурного синтезу зробити декомпозицію мережі з урахуванням таких параметрів як: щільність розподілу інформаційних потоків в комунікаційній підсистемі; живучість; максимально допустимий діаметр кожної з підмереж.

Одним із завдань, що належать до даного типу, є задача про знаходження такого оптимального розбиття графа на підграфи, при якому між будь-якими з підграфів існує рівно k зв'язків. Зокрема, подібні завдання часто виникають при проектуванні оптимальних мереж з

підвищеною надійністю, що розглядаються в рамках даної дисертаційної роботи.

Слід підкреслити, що більшість відомих методів орієнтовані на однорідні мережеві структури і не враховують деяких специфічних особливостей корпоративних мереж. Ще більш складними є завдання оптимального розбиття графів (мереж) з можливістю відображення отриманих підграфів (підмереж) на вже добре вивчені структури, наприклад, на дерева, найбільш оптимальним чином.

Задачу декомпозиції структури комп'ютерної мережі можна розглядати як задачу визначення мінімальної підмножини зчленування графа. В теорії графів під безліччю зчленування зв'язного неорієнтованого графа $G=(A,S)$ розуміють непусту підмножину B , якщо підграф, породжений множиною $A-B$, не зв'язаний. Тут $A=\{a_i\}$, множина графа G , величини i приймає значення від 1 до N (кількість вершин графа). $S=\{S_{i,j}\}$ - множина ребер неорієнтованого графу. Зауважимо, що для незв'язного графа формування локальних зон здійснюється відносно просто і може бути зведене, наприклад, до комбінаторної задачі розкладання на мінімальні непересічні підсоти.

Розглянемо питання аналізу зв'язності графа використовуючи його матрицю інцидентності, сформулюємо і доведемо необхідну і достатню умову зв'язності графа. Нехай заданий довільний незв'язний граф $G\{A,S\}_n$, якому відповідає матриця інцидентності $|M|_{n \times n}$. Допустимо, що незв'язний граф складається з двох підграфів $G_1\{A_1,S_1\}_m$ і $G_2\{A_2,S_2\}_k$, з відповідними матрицями інцидентності $|M_{11}|_{m \times m}$ $|M_{22}|_{k \times k}$, де: $m+k=n$. Далі, визначимо номери вершин для першого графу починаючи з 1 до m , а для другого - починаючи з номеру $(m+1)$ до n . В цьому випадку матриця інцидентності початкового графу може бути представлена в

вигляді блочної матриці $M=$

M_{11}	M_{12}
M_{21}	M_{22}

Зауважимо, що для неорієнтованого графа $G\{A,S\}_n$ виконується умова $|M_{12}|_{m \times k}^T = |M_{21}|_{k \times m}$, що при аналізі зв'язності дозволяє розглядати одну із цих підматриць, наприклад, $|M_{12}|_{m \times k}$. Довільний елемент $s_{i,j}$ даної матриці визначає зв'язок між вершинами a_i і a_j , при цьому $i \in \{1,2,...,m\}$, а $j \in \{m+1, m+2, ..., n\}$. Звідси слідує, що a_i являється вершиною підграфа $G_1\{A_1,S_1\}_m$, а вершина a_j - підграфа $G_2\{A_2,S_2\}_k$. Так як по умові підграфи $G_1\{A_1,S_1\}_m$ і $G_2\{A_2,S_2\}_k$ не зв'язані, то $s_{i,j} = 0$. Таким чином, умовою зв'язності являється ненульова матриця $|M_{12}|_{m \times k}$.

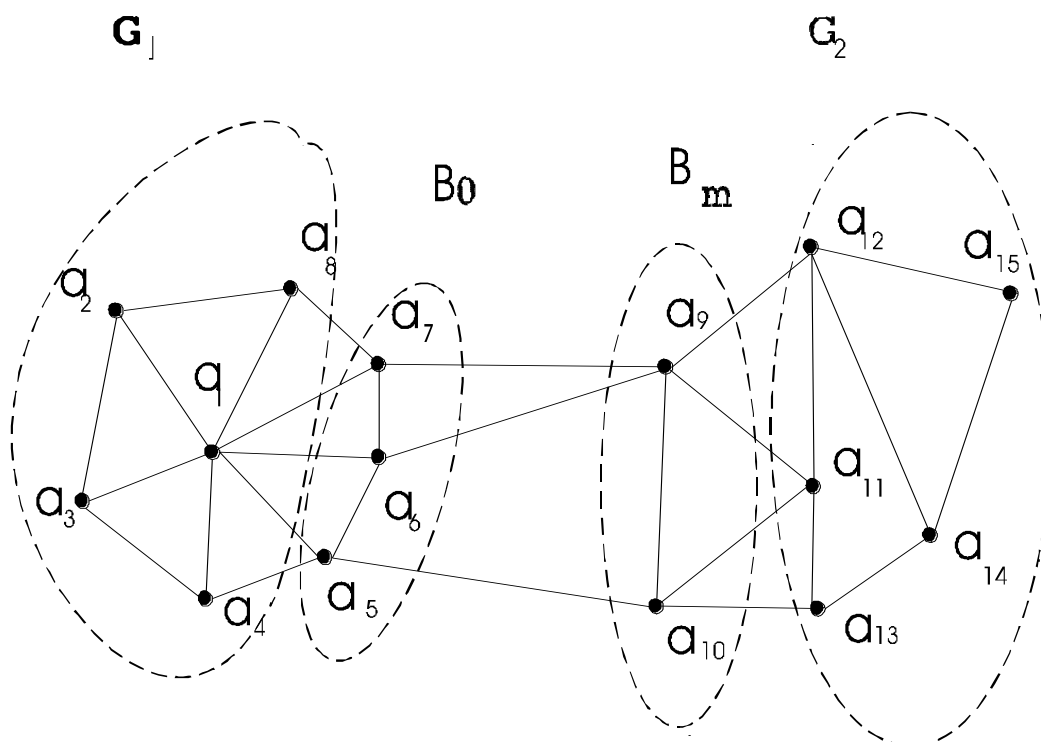
З теорії графів випливає, що одночасна перестановка відповідних рядків і стовпців не призводить до зміни топології графа. Це положення надалі використовується при аналізі зв'язності графа. Розглянемо слабозв'язаний граф (рис.2.1) і його підмножини зчленування (рис.2.2).

Зауважимо, що для довільного слабозв'язного графа може існувати декілька підмножин зчленування, наприклад: $B_0 = \{a_5, a_6, a_7\}$ $B_m = \{a_9, a_{10}\}$ (див. рис. 2.1), однак нас буде цікавити мінімальне із них - B_0 . При єдиному елементі множини вершина графа, що визначається цим елементом називається точкою зчленування графа.

В рамках комбінаторного аналізу при визначенні мінімальної підмножини зчленування використовують операції над булевими матрицями, визначаючи серед них повну підматрицю, тобто таку підматрицю, яка не міститься ні в якій іншій підматриці.

Рис.2.1

Вибір покриває підмножини повних підматриць здійснюється по рядках,



тобто в якості вихідної підматриці вибирається деякий рядок. Потім методом послідовного перебору попарно здійснюється об'єднання повних підматриць. Процес об'єднання повних підматриць здійснюється до отримання мінімального покриття вихідної матриці її основними підматрицями. Звичайно, при збільшенні розмірів вихідної матриці значно збільшуються витрати на перебір всіх варіантів. Так, запропонований в роботі [Ошибка! Источник ссылки не найден.] алгоритм вимагає $(n+1) \times n/2$ операцій порівняння n $(n-1)^2$ операцій перестановок матриць. В роботі [Ошибка! Источник ссылки не найден.] на відміну від відомих методів, при яких розглядаються поодинокі підматриці, завдання формування повної підматриці вирішується відносно "повних" нульових підматриць, що дозволяє відмовитися від використання додаткових матриць. Так наприклад, для графа (рис.2.1) в матриці інцидентності (рис. 2.2.) В якості повних нульових підматриць можуть виступати, наприклад, підматриці $|M_1|_{8 \times 5}$ (рис.2.3) и $|M_2|_{4 \times 7}$ (рис.2.4).

a_1	0	1	1	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0
a_2	1	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0
a_3	1	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
a_4	1	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
a_5	1	0	0	1	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0
a_6	1	0	0	0	1	0	1	0	1	0	0	0	0	0
a_7	1	0	0	0	0	1	0	1	1	0	0	0	0	0
a_8	1	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
a_9	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	1	1	0	0
a_{10}	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	0	1	0
a_{11}	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	1	1	0
a_{12}	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	1
a_{13}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1
a_{14}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0
a_{15}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1

Рис.2.2

a_{11}	a_{12}	a_{13}	a_{14}	a_{15}
0	0	0	0	0
0	0	0	0	0
0	0	0	0	0
0	0	0	0	0
0	0	0	0	0
0	0	0	0	0
0	0	0	0	0
0	0	0	0	0

Рис.2.3

a_1
 a_2
 a_3
 a_4
 a_5
 a_6
 a_7

	a_9	a_8	a_{10}	a_{11}	a_{12}	a_{13}	a_{14}	a_{15}
a_1	0	0	0	0	0	0	0	0
a_2	0	0	0	0	0	0	0	0
a_3	0	0	0	0	0	0	0	0
a_4	0	0	0	0	0	0	0	0

Рис.2.4

Перша підматриця визначає для безпосередньо не зв'язаних підмножини $\{a_i \mid i=1,2,\dots, 8\}$ і $\{a_j \mid j=11,12,\dots,15\}$, а друга підматриця визначає підмножини $\{a_i \mid i=1,2,3,4\}$ і $\{a_j \mid j=9,10,11,12,\dots,15\}$. У випадку повної підматриці $|M_1|_{8 \times 5}$ формуються підграфи $G_1\{A_1, S_1\}_8$ з вершинами $a_1, a_2, \dots, a_8$ і $G_2\{A_2, S_2\}_5$ з вершинами $a_{11}, a_{12}, \dots, a_{15}$. Інші вершини a_9, a_{10} утворюють підмножини зчленування цих підграфів.

У загальному випадку, при наявності підмножини зчленування матриця інцидентності вихідного графа може бути представлена у вигляді такої блочної матриці інцидентності (рис.2.5):

M_{11}	M_{12}	M_{13}
M_{21}	M_{22}	M_{23}
M_{31}	M_{32}	M_{33}

Рис.2.5

Тут підматриці $|M_{11}|_{m \times m}$ і $|M_{33}|_{k \times k}$ визначають підграфи $G_1\{A_1, S_1\}_m$ і $G_3\{A_3, S_3\}_k$, а підматриця $|M_{22}|_{l \times l}$ відповідає підмножині зчленування вихідного графу. Величина l визначається із співвідношення: $l=n-(m+k)$. В свою чергу, підматриця $|M_{12}|_{m \times l}$ визначає ребра між підграфом $G_1\{A_1, S_1\}_m$ і підмножиною зчленування, сукупність ребер утворює відповідний розріз графа. Аналогічно, підматриця $|M_{23}|_{l \times k}$ визначає зв'язки і розріз між підмножиною зчленування і підграфом $G_3\{A_3, S_3\}_k$. Підматриця $|M_{13}|_{m \times k}$

визначає зв'язки між підграфами $G_1\{A_1, S_1\}_m$ і $G_3\{A_3, S_3\}_k$, що не увійшли в підмножину зчленування, а так як по умові вони відсутні, то матриця що розглядається являється нульовою. Таким чином можна стверджувати, що для підграфа розмірністю m і підграфа розмірністю k в матриці інцидентності вихідного графа може бути виділена нульова підматриця розміром $m \times k$ і дві підматриці зчленування розміром відповідно $(m \times l)$ і $(l \times k)$, де: $l = n - (m + k)$. При $l = 0$ граф розпадається на два незв'язних підграфа. Таким чином, оптимальним розбиттям графа G на два підграфа G_1 і G_2 , варто вважати таке розбиття при якому множина зчленування $B \rightarrow \min$, при $k \rightarrow m$ і $m + k \rightarrow n$.

На відміну від відомих методів, при яких розглядаються поодинокі підматриці, завдання формування повної підматриці будемо вирішувати щодо "повних" нульових підматриць. Доцільність такого підходу визначається особливістю структури матриці інцидентності незв'язною графа. Далі, виключити операції перестановки рядків і стовпців можна за рахунок представлення рядків матриці у вигляді множин і виконуючи операції над множинами.

В цьому випадку задачу визначення мінімальної підмножини зчленування можна сформулювати наступним чином [Ошибка! Источник ссылки не найден.]: для довільних вершин s_i і s_j графа $G = (S, A)$, що входять в підмножину $s_i \subset S_1$ і $s_j \subset S_2$, знайти підмножину B , що забезпечує виконання умов:

- 1) $S_1 \cap B = \emptyset$;
- 2) $S_2 \cap B = \emptyset$;
- 3) $S_1 \cap S_2 = \emptyset$;
- 4) $S_1 \cup S_2 \cup B = S$;
- 5) $B = \min$.
- 6) $D_1 < D_{\max}$; $D_2 < D_{\max}$

Співвідношення між розглянутими підмножинами визначається виразом: $B = S - (S_1 \cup S_2)$. Очевидно, підмножина B буде мінімальною при максимальних підмножинах S_1 і S_2 . Таким чином, задача визначення мінімальної підмножини B може бути зведена до визначення максимальних підмножин S_1 і S_2 .

У цьому випадку процес формування повної нульової підматриці може бути замінений на формування двох непересічних підмножин, відповідних блочній матриці $M_{1,3}$ вихідній матриці інцидентності (рис.2.5). Основною операцією даного алгоритму являється послідовне об'єднання множин A_i між собою. В якості вихідної множини A_0 вибирається множина A_i з максимальною кількістю елементів. Далі із множин, що залишились, вибирається множина A_i , що утворюється шляхом об'єднання з A_0 максимальна множина $A_m = (A_0 \cap A_i)$. Визначається число $(r_1 = k + m)$, де k - кількість об'єднаних множин, m - розмір множини A_m . Після першого кроку величина $r = 2 + m$.

На другому і наступних кроках виконується об'єднання аналогічним чином множини A_m з іншими $A_m = (A_0 \cap A_i)$.

На кожному i -ом кроці обчислюється відповідне значення r_i . Процес об'єднання закінчується при $(k+m)=n$ або $i=n$.

В цьому випадку вихідний граф представляє собою два підграфа, перший із яких містить k , а другий - m вершин. Вершини другого графа визначаються множиною A_m , а першого множиною $A - A_m$. У порівнянні із відомими, даний алгоритм не використовує матричне представлення графів, виключені операції перестановки рядків і стовбців матриць. Слід звернути увагу на позитивну особливість алгоритму, що формує на кожному кроці обчислення мінімально можливе підмножина зчленування для підграфів G_1 і G_2 .

Як було показано вище, для незв'язаного графа виконується умова: $(k+m)=n$, при досягненні якого вважається, що граф є незв'язаним і процес обчислення закінчується. Для слабозв'язаних графів процес об'єднання закінчується при $i=n$, оптимальне розбиття визначається із умови: $(m+k) \rightarrow \max$.

Для сильно зв'язаного графа безпосереднє використання алгоритму визначення мінімальної підмножини зчленування не ефективно, тому що по суті така підмножина відсутня.

У цьому випадку розбиття на підмережі здійснюється на основі ряду критеріїв, серед яких одним з основних є відношення інтенсивності зовнішніх потоків до інтенсивності внутрішніх потоків. Внутрішніми будемо називати потоки, що замикаються всередині аналізованої області, а зовнішніми - виходять за неї. Оптимальною буде вважати мережу з мінімальним значенням суми всіх зовнішніх потоків. У цьому випадку в якості вихідних даних виступають значення інтенсивностей потоків між вузлами мережі, які, як правило, задаються за допомогою матриці суміжності $\Lambda = \|\lambda_{ij}\|_m$, кожний елемент якої визначає інтенсивність інформаційних потоків між відповідними вершинами a_i і a_j графа мережі передачі даних.

В якості прикладу розглянемо граф мережі, що складається з 14 вершин (рис.2.6) і відповідну йому матрицю суміжності (рис. 2.7).

Як видно з матриці, представленої на рис. 2.7, можна виділити три підграфа з максимальною інтенсивністю. Перший підграф утворений вершинами $(A_1, A_2, A_3, A_4, A_5)$, другий - вершинами (A_6, A_7, A_8, A_9) , а третій - вершинами $(A_{10}, A_{11}, A_{12}, A_{13}, A_{14})$. Однак, цей граф можна представити і в вигляді двох підграфів. При цьому можливо уже три варіанта побудови мережі, кожний раз об'єднуючи по два різних підграфи. У даному випадку критерієм поділу графа на підграфи можуть виступати обмеження на діаметр графа, завантаження каналів передачі даних або вартість.

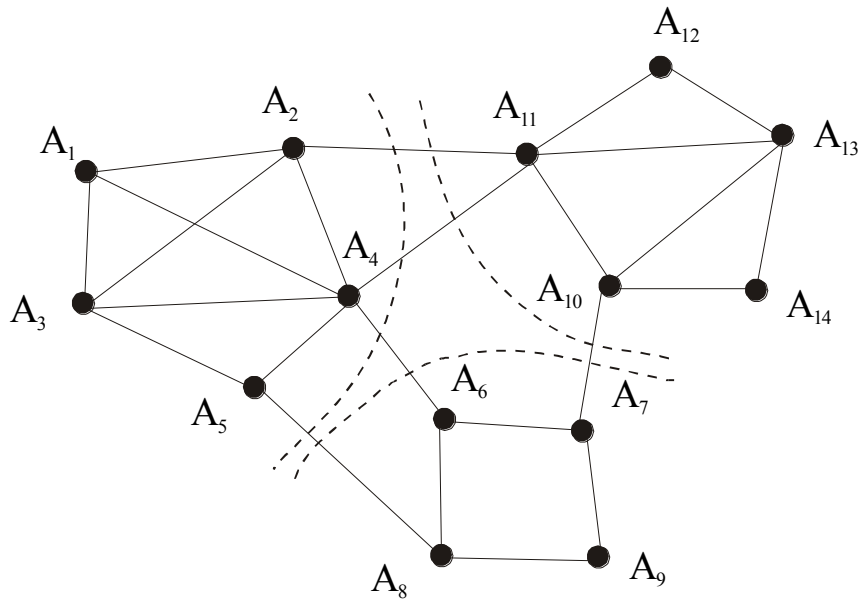


Рис.2.6.

	a ₁	a ₂	a ₃	a ₄	a ₅	a ₆	a ₇	a ₈	a ₉	a ₁₀	a ₁₁	a ₁₂	a ₁₃	a ₁₄
a ₁		70	80	35										
a ₂	70		90	60							10			
a ₃	80	90		10 0	65									
a ₄	35	60	10 0		75	20					20			
a ₅			65	75				15						
a ₆				20			80	90	40					
a ₇						80			12 0	30				
a ₈					15	90			14 0					
a ₉						40	12 0	14 0		80				
a ₁₀							30		80		70		90	
a ₁₁		10		20						70		60	85	80
a ₁₂											60		11 0	
a ₁₃										90	85	11 0		15 0
a ₁₄										80	80		15 0	

Рис.2.7

Далі, визначимо загрузку каналів передачі даних $\mathbf{L} = |l_{ij}|_n$ і їх пропускну можливість $\mathbf{T} = |t_{ij}|_n$.

При умові $\mathbf{P} = \mathbf{A}$ і $\lambda_{ij} \leq t_{ij}$ справедлива рівність $\mathbf{\Lambda} = \mathbf{L}$, тобто при співпадинні структури потоків в мережі її топології і відсутності перевантаження каналів передачі даних значення їх завантаження повністю збігається з інтенсивністю інформаційних процесів. В іншому випадку задається складовий шлях передачі даних, тобто через додаткові вершини, що призводить до збільшення завантаження мережі передачі даних.

Відношення $k_{ij} = l_{ij}/t_{ij}$ представляє собою коефіцієнт використання каналів передачі даних і являється характеристикою ефективності загрузки мережі передачі даних, середнє значення якої визначається формулою :

$$k_{cp} = \sum_{i,j} k_{ij}/m.$$

Будемо розрізняти внутрішні і граничні вершини. Внутрішніми вершинами S_{ij}^+ вважаються вершини всі, ребра яких належать даній підмножині вершин, тобто i і $j \in \{r\}$ індексів вершин деякої підмножини S_z . Відповідно, граничною вершиною $S_i^- \in S_z$ будемо називати вершину S_j , у якої $j \notin \{r\}$.

Розрізом мережі називається множина A_p , що складається із v ребер, при видаленні яких вихідний граф розділяється на два незв'язних підграфа. Для довільного графа може існувати декілька розрізів, однак, як правило, є тільки один мінімальний - складається з мінімально можливого числа ребер.

Відомі евристичні методи визначення мінімального розрізу засновані на сортуванні всіх дуг a_{ij} вихідного графа в порядку зменшення коефіцієнта k_{ij} використання каналів передачі даних.

Пропонується алгоритм для знаходження всіх основних підматриць заданої булевої матриці, заснований на послідовному переборі і попарному об'єднанні повних підматриць. Звичайно, при збільшенні розмірності вихідної матриці значно зростають витрати на перебір всіх варіантів, тому пропонується наступний алгоритм вирішення цієї задачі, заснований на формуванні повної підматриці у якої: $l = \min$. При реалізації даного підходу використовується правило еквівалентної перестановки рядків і стовпців матриці інцидентності при якій не порушується топологія графа.

Коротко розглянемо цей алгоритм. Спочатку вибирається i -ий рядок з $\max \sum_{j=1}^n a_{ij}$ і переставляється з першим рядком, відповідно переставляються і однойменні стовбці.

Далі вибирається k -ий рядок по умові:

$$\max \sum_{j=1}^n (a_{1,j} \cap a_{k,j}),$$

яка міняється із другим рядком, при наявності декількох рядків із однаковою сумою вибирається рядок з $\max a_{k,j}$.

У результаті запропонованого алгоритму матричних перетворень вихідна матриця суміжності приводиться до вигляду, близького до блокового. Аналіз отриманої матриці дозволяє визначити локальні зони і ребра, що їх зв'язують. Однак навіть для слабозв'язаного графа цей алгоритм не гарантує однозначного рішення, оскільки може призвести до формування матриці, подібної матриці, представленої на рис. 2.7. У разі ж сильно зв'язаного графа і рівномірному розподілі інформаційних потоків даний алгоритм взагалі не дає рішення, для знаходження якого виникає необхідність перерозподілу потоків з подальшим видаленням окремих ребер графа [Ошибка! Источник ссылки не найден., Ошибка! Источник ссылки не найден.]. В цьому випадку серед вибраних множин

зчленування визначається множина із $\min$ значенням v і $\min \sum_{i=1}^v l_{i,j}^- \sum_{i=1}^v l_{i,j}^-$.

Подальший процес оптимізації полягає в видаленні одного або декількох ребер $l_{i,j}^-$ і перерозподілення навантаження до того часу, поки виконується

$$\text{умова } \sum_{i=1}^v t_{i,j}^- \geq \sum_{i=1}^v l_{i,j}^-.$$

2.2 . Комбінаторний алгоритм декомпозиції графу

Як зазначалося вище виключити операції перестановки рядків і стовпців можна за рахунок представлення рядків матриці у вигляді множин і виконуючи операції над множинами. Справді, граф можна розглядати як пару $G(A, \Gamma)$, де $A = \{a_i \mid i=1,2,\dots,n\}$, - множина вершин графу, Γ - відповідність між підмножинами множини A , яка з урахуванням того, що операції виконуються над нульовими матрицями визначимо наступним чином:

$$\Gamma(a_i) = (j \mid \forall S_{i,j}=0, j \neq i, j=1,2,\dots,n), \text{ для всіх } i=1,2,\dots,n.$$

Далі позначимо $\Gamma(a_i)$ як підмножину A_i , яка визначає наявність одиниці в j -ому стовбці i -ого рядка матриці інцидентності вихідного графу.

У цьому випадку процес формування повної нульовою підматриці може бути замінений на формування двох непересічних підмножин, відповідних блочній матриці $M_{1,3}$ вихідній матриці інцидентності. Алгоритм формування підграфів може бути представлений у вигляді (рис. 2.8).

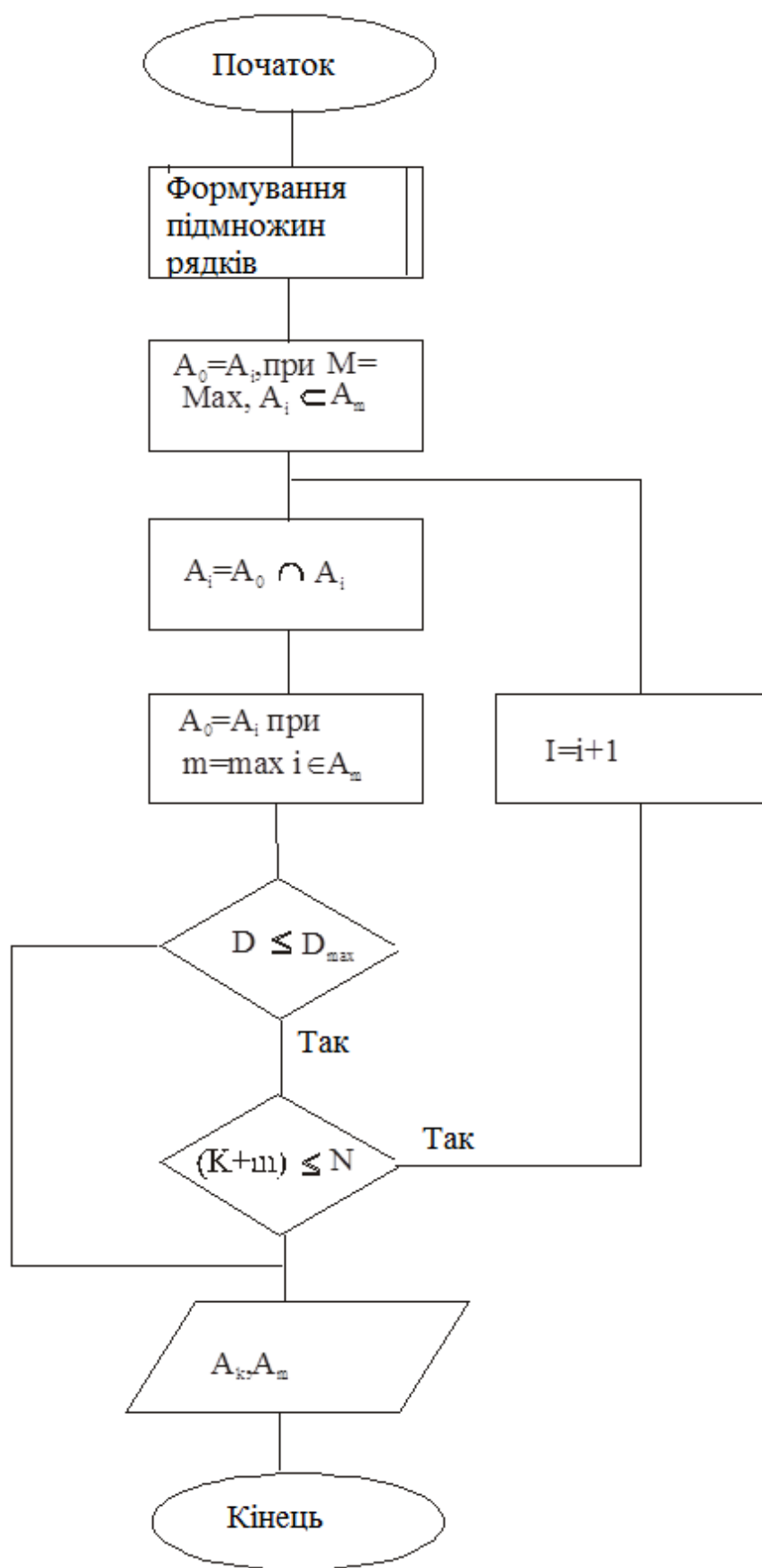


Рис.2.8

Основною операцією даного алгоритму являється послідовне об'єднання множин A_i між собою. В якості вихідної множини A_0 вибирається множина A_i з максимальною кількістю елементів. Далі із множин, що залишились, вибирається множина A_j , що утворюється шляхом об'єднання з A_0 максимальної множини $A_m = (A_0 \cap A_j)$. Визначається число $(r_1 = k + m)$, де k - кількість об'єднаних множин, m - розмір множини A_m . Після першого кроку величина $r = 2 + m$.

На другому і наступних кроках виконується об'єднання аналогічним чином множини A_m з іншими $A_m = (A_0 \cap A_i)$.

При цьому додатково до підмножини A_i ($i = 1, 2, \dots, n$) сформуємо допоміжні підматриці $\|C_1^i\|_{2 \times d}$, в яких перший рядок вказує на номер стовпця матриці $\|A\|_{n \times n}$ на перетині з яким в i -ому рядку вихідної матриці $\|A\|_{n \times n}$ знаходиться значення $\lambda_{i,j} \neq 0$, а її другий рядок визначає саме значення цієї величини. Тут величина r визначає загальну кількість ненульових елементів в i -ому рядку вихідної матриці $\|A\|_{n \times n}$. Відповідно до запропонованого алгоритму на кожному кроці обчислення формуються два безпосередньо не пов'язаних між собою підграфа, номери вершин яких будемо відповідно заносити в множини A_0 і A_m . Номери вершин, що утворюють підмножину зчленування цих підграфів будемо заносити в вектор M_c .

Після формування підмножин A_i ($i = 1, 2, \dots, n$) і допоміжних матриць $\|C_1^i\|_{2 \times d}$ здійснюється послідовне об'єднання множин A_i між собою. В якості вихідної множини A_0 вибирається множина A_i з максимальною кількістю елементів. Потім з решти множин вибирається множина A_j , що утворюється шляхом об'єднання з A_0 максимальною множиною $A_m = (A_0 \cap A_j)$. Визначається число $(r = k + m)$, де k - кількість об'єднаних множин, m - розмір множини A_m . Після першого кроку величина $r = 2 + m$.

Для визначення зовнішніх потоків отриманих підграфів формуюмо підмножину зчленування M_c . Потім на підставі множин A_0 , A_m , вектора M_c і матриць $\|C_1^i\|_{2 \times m}$ визначаємо інтенсивність потоків відносно підграфів M_1 і M_2 .

На другому і наступних кроках здійснюється об'єднання аналогічним чином множини A_m з іншими $A_m = (A_0 \cap A_i)$. На кожному i -ому кроці обчислюється відповідне значення r . Процес об'єднання закінчується при $(k + m) = n$ або $i = n$. В першому випадку вихідний граф являється незв'язним, в другому випадку розділення вихідного графу на підграфи визначається відношенням підмножин A_0 , A_m , M_c .

В якості прикладу розглянемо роботу даного алгоритму у випадку графу (рис. 2.9). Кожному ребру графа відповідає певне значення λ_{ij} інтенсивності потоку між вершинами вихідного графу (рис. 2.10). У відповідності з запропонованим алгоритмом сформуємо підмножини $A_i = \{r\}$, $r = i$, якщо вершина a_i розглянутого графа не зв'язана з j -ою вершиною того ж графа, тобто $S_{ij} = 0$.

	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5	a_6	a_7	a_8	a_9	a_{10}	a_{11}	a_{12}	a_{13}	a_{14}	a_{15}
a_1	0	15	20	18	12	30	25	40	0	0	0	0	0	0	0
a_2	15	0	31	0	0	0	0	10	0	0	0	0	0	0	0
a_3	20	31	0	50	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
a_4	18	0	50	0	26	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
a_5	12	0	0	26	0	30	0	0	0	15	0	0	0	0	0
a_6	30	0	0	0	30	0	40	0	30	20	0	0	0	0	0
a_7	25	0	0	0	0	40	0	60	14	0	0	0	0	0	0
a_8	40	10	0	0	0	0	60	0	0	0	0	10	0	0	0
a_9	0	0	0	0	0	30	14	0	0	20	45	12	0	0	0
a_{10}	0	0	0	0	15	20	0	0	20	0	50	0	55	0	0
a_{11}	0	0	0	0	0	0	0	0	45	50	0	40	60	0	0
a_{12}	0	0	0	0	0	0	0	10	12	0	40	0	0	20	10
a_{13}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	55	60	0	0	15	0
a_{14}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	20	15	0	25
a_{15}	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	10	0	25	0

Рис. 2.10 Матриця інтенсивності потоків графа $G(A,S)_{15 \times 15}$

У відповідності з алгоритмом в якості A_0 вибирається значення A_{15}

Далі формуємо нові підмножини, об'єднуючи A_0 з A_j , для всіх вершин a_j , зв'язаних з вершинами, утвореними множиною A_M .

В нашому випадку з вершиною a_{15} зв'язані вершини a_{12} і a_{14} , для яких виконуються співвідношення:

$$A_0 \cap A_{12} = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 10, 13\} \quad m_{12}=9$$

$$A_0 \cap A_{14} = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11\} \quad m_{14}=11$$

Таким чином, для подальшого розгляду вибираємо $A_0 \cap A_{14}$, позначивши його як A_0

На наступному кроці розглядаються вершини, зв'язані з вершинами a_{15} і a_{14} , такими вершинами являються a_{12} і a_{13} .

В результаті маємо:

$$A_0 \cap A_{12} = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 10\} \quad m_{12}=8$$

$$A_0 \cap A_{13} = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\} \quad m_{13}=9$$

В даному випадку для подальшого розгляду вибираємо вершину a_{13} . При цьому маємо $A_M = \{13, 14, 15\}$, $k=3$, а $(m_{13}+k)=12$

Розрізом для підграфа, що визначається підмножиною вершин a_{13}, a_{14}, a_{15} являється множина ребер : $\{S_{12,15}, S_{12,14}, S_{11,13}, S_{10,13}\}$.

Отриманий розріз має степінь 4 і характеризується величиною потоку $\lambda_M=145$.

В свою чергу підмножина A_0 характеризується розрізом $S_0=\{S_{5,10}, S_{6,10}, S_{8,12}, S_{9,10}, S_{9,11}, S_{9,12}\}$ з величиною потоку $\lambda_0=122$.

В цьому випадку декомпозицію графу доцільніше проводити через розріз $S_{0,0}$.

Однак для визначення оптимального розрізу слідє продовжити процес формування підмножини A_0 і A_M .

Для цього визначаємо нове значення $A_0 = A_0 \cap A_{13}$, в якості нових претендентів на входження в множину A_0 будуть вершини, зв'язані з вершиною a_{13} . Такими вершинами являються вершини a_{10} і a_{11} .

$$A_0 \cap A_{10} = \{1, 2, 3, 4, 7, 8\}, m_{10}=6$$

$$A_0 \cap A_{11} = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8\}, m_{11}=8$$

Враховуючи, що $m_{11} > m_{10}$ в підмножину A_0 включається значення 11, а сама підмножина в цьому випадку має вигляд: $A_M = \{11, 13, 14, 15\}$, при $k=4$, відповідно $(m_{11}+k)=12$

Розрізом для підграфа, утвореного множиною вершин $\{a_{11}, a_{13}, a_{14}, a_{15}\}$ являється множина ребер $\{S_{10,11}, S_{9,11}, S_{12,11}, S_{10,13}, S_{10,13}, S_{12,14}, S_{12,15}\}$. Даний розріз характеризується степенем 6 з потужністю потоку $\lambda_M=220$.

Збільшення потоку через розріз характеризує те, що в підмножину A_M включений номер вершини, що претендує на локальний центр підграфу.

Таким чином, отримуємо нове значення $A_0 \cap A_{11}$. Вершина a_{11} зв'язана з вершинами $a_{12}, a_{13}, a_9, a_{10}$ з яких a_{13} уже входить в підмножину вершин, що формується, тому на даному кроці розглядаються підмножини:

$$A_0 \cap A_9 = \{1, 2, 3, 4, 5\}, m=5$$

$$A_0 \cap A_{10} = \{1, 2, 3, 4, 7, 8\}, m=6$$

$$A_0 \cap A_{12} = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7\}, m=7$$

Серед розглянутих підмножин максимальною є підмножина $A_0 \cap A_{12}$, яку в подальшому і визначаємо як A_0 . В цьому випадку підмножина $A_M = \{11, 12, 13, 14, 15\}$, при $k=5$, відповідно $(m+k)=12$. Слід відмітити, що отримана сума $(m+k)$ відповідає значенню $(m+k)$ попереднього кроку обчислення, тобто при збільшенні множини A_M множина A_0 зменшується на аналогічну величину.

Розрізом для підграфа, утвореного множиною вершин $\{a_{11}, a_{12}, a_{13}, a_{14}, a_{15}\}$ являється множина ребер $\{S_{10,11}, S_{9,11}, S_{10,13}, S_{12,8}, S_{12,9}\}$. Даний розріз характеризується степенем 5 з потужністю потоку $\lambda_M=117$. Множині вершин $\{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6, a_7\}$, відповідає розріз $\{S_{1,8}, S_{2,8}, S_{7,8}, S_{7,9}, S_{6,9}, S_{6,10}, S_{5,10}\}$ з потужністю потоку $\lambda_0=189$. На наступному кроці виконується операція попарного перетину підмножин A_0 з підмножинами A_i , відповідні вершини яких зв'язані з вершинами, що визначаються підмножиною A_0 . Такими вершинами являються: a_8, a_9, a_{10} .

В цьому випадку отримуємо:

$$A_0 \cap A_8 = \{3, 4, 5, 6\}, m=4.$$

$$A_0 \cap A_9 = \{1, 2, 3, 4, 5\}, m=5.$$

$$A_0 \cap A_{10} = \{1, 2, 3, 4, 7\}, m=5.$$

При рівних значеннях m , вибираємо підмножину з мінімальним потоком. Для другої умови формується підмножина $\{a_9, a_{11}, a_{12}, a_{13}, a_{14}, a_{15}\}$ з потужністю потоку через розріз $\lambda_M = 179$. Для третьої умови формується підмножина $\{a_{10}, a_{11}, a_{12}, a_{13}, a_{14}, a_{15}\}$ з потужністю потоку через розріз $\lambda_M = 122$. С врахуванням значення величини λ_M , вибирається третя умова. При цьому, потужність потоку через розріз λ_0 залишається попередньою.

На наступному кроці виконується операція попарного перетину підмножин A_0 з підмножинами A_i , відповідні вершини яких зв'язані з вершинами, що визначаються підмножиною $A_0 = \{1, 2, 3, 4, 7\}$. Такими вершинами являються: a_6, a_7, a_{10} .

Для цих вершин отримуємо:

$$A_0 \cap A_6 = \{2, 3, 4\}, m=3, (m+k)=9$$

$$A_0 \cap A_7 = \{2, 3, 4, 5\}, m=4, (m+k) = 10$$

$$A_0 \cap A_7 = \{2, 3, 4, 5\}, m=5, (m+k) = 11$$

Розділ 3. Алгоритм синтезу комп'ютерної мережі

Є n міст, відстані (вартість проїзду, витрата пального на дорогу і т.д.) між якими відомі. Комівояжер повинен пройти всі n міст по одному разу, повернувшись в те ж місто, з якого почав. Потрібно знайти такий маршрут руху, при якому сумарна пройдена відстань (вартість проїзду і т.д.) буде мінімальною.

Очевидно, що задача комівояжера - це задача пошуку найкоротшого циклу Гамільтона в повному графі.

Можна запропонувати наступну просту схему розв'язку задачі комівояжера: згенерувати всі $n!$ можливих перестановок вершин повного графа, підрахувати для кожної перестановки довжину маршруту і вибрати найкоротший. Однак, $n!$ із зростанням n росте швидше, ніж будь-який поліном від n , і навіть швидше, ніж 2^n . Таким чином, розв'язок задачі комівояжера **методом повного перебору** виявляється практично неможливим, навіть при досить невеликих n .

Розв'язати задачу комівояжера також можна за допомогою **алгоритму Крускала** і **«дерев'яного» алгоритму**. Ці методи прискорюють розробку алгоритму в порівнянні з методом повного перебору, проте не завжди дають оптимальне рішення.

Існує метод розв'язання задачі комівояжера, який дає оптимальне рішення. Цей метод називається **методом гілок і меж**. Розв'язок задачі

комівояжера методом гілок і меж по-іншому називають алгоритмом Літла.

Якщо вважати міста вершинами графа, а комунікації (i, j) - його дугами, то вимога знаходження мінімального шляху, що проходить один і тільки один раз через кожне місто, і повернення назад, можна розглядати як знаходження на графі Гамільтона контуру мінімальної довжини.

Для практичної реалізації ідеї методу гілок і меж, стосовно до задачі комівояжера, потрібно знайти метод визначення нижніх меж підмножини і розбиття множини гамільтонових контурів на підмножини (розгалуження).

Визначення нижніх меж базується на тому твердженні, що якщо до всіх елементів i -го рядка або j -го стовпця матриці C додати або відняти число α , то задача залишиться еквівалентною до попередньої, тобто оптимальність маршруту комівояжера не зміниться, а довжина будь-якого контуру Гамільтона зміниться на дану величину α .

Опишемо алгоритм Літла для знаходження мінімального контуру Гамільтона для графа з n вершинами. Граф представляють у вигляді матриці його дуг. Якщо між вершинами X_i і X_j немає дуги, то ставиться символ « ∞ ».

Алгоритм Літла для розв'язку задачі комівояжера можна сформулювати у вигляді наступних правил:

1. Знаходимо в кожному рядку матриці $C = \|c_{ij}\|$ мінімальний елемент $u_j = \min_i c_{ij}$ і віднімаємо його від усіх елементів відповідного рядка. Отримаємо матрицю, наведену по рядках, з елементами $c'_{ij} = c_{ij} - u_j$.
2. Якщо в матриці C' , наведеної по рядках, виявляться стовпці, які не містять нуля, то приводимо її по стовпцях. Для цього в кожному стовпці матриці C' вибираємо мінімальний елемент $v_j = \min_i c'_{ij}$ і віднімаємо його від усіх елементів відповідного стовпця. Отримаємо матрицю $C'' = \|c'_{ij} - v_j\|$, кожен рядок і стовпець, якої містить хоча б один нуль. Така матриця називається наведеною по рядках і стовпцях.
3. Підсумовуємо елементи u_j і v_j , отримаємо константу приведення $r = \sum_{j=1}^n u_j + \sum_{j=1}^n v_j$, яка буде нижньою межею множини всіх допустимих контурів Гамільтона, тобто $r = \phi(C) \leq Z^*$.
4. Знаходимо степені нулів для наведеної по рядках і стовпцях матриці. Для цього, подумки, нулі в матриці замінюємо на знак « ∞ » і знаходимо суму мінімальних елементів рядка і стовпця, відповідних цьому нулю. Записуємо її в правому верхньому кутку клітини:

$$Q_j = \min_{j \neq j} Q_j + \min_{i \neq i} Q_j$$

5. Вибираємо дугу $C_{i_0 j_0}$, для якої степінь нульового елемента досягає максимального значення $Q_{i_0 j_0} = \max_{i \neq i} Q_j$.
6. Розбиваємо множину всіх контурів Гамільтона Ω на дві підмножини $\Omega_{i_0 j_0}^1$ і $\Omega_{i_0 j_0}^2$. Підмножина $\Omega_{i_0 j_0}^1$ контурів Гамільтона містить дугу $C_{i_0 j_0}$, $\Omega_{i_0 j_0}^2$ - її не містить. Для отримання матриці контурів $\Omega_{i_0 j_0}^1$, що включає дугу $C_{i_0 j_0}$, викреслюємо в матриці $C_{i_0 j_0}$ рядок i_0 і стовпець j_0 . Щоб не допустити утворення негамільтонова контуру, замінимо симетричний елемент $C_{i_0 j_0}$ на знак « ∞ ».
7. Наводимо матрицю гамільтонових контурів $\Omega_{i_0 j_0}^1$. Нехай $h_{i_0 j_0}^1$ - константа її приведення. Тоді нижня межа множини $\Omega_{i_0 j_0}^1$ визначиться так: $\phi(\Omega_{i_0 j_0}^1) = \gamma + h_{i_0 j_0}^1$.
8. Знаходимо множину гамільтонових контурів $\Omega_{i_0 j_0}^2$, що не включають дугу $C_{i_0 j_0}$. Виняток дуги $C_{i_0 j_0}$ досягається заміною елемента $C_{i_0 j_0}$ в матриці на ∞ .
9. Робимо приведення матриці гамільтонових контурів $\Omega_{i_0 j_0}^2$. Нехай $h_{i_0 j_0}^2$ - константа її приведення. Нижня межа множини $\Omega_{i_0 j_0}^2$ визначиться так: $\phi(\Omega_{i_0 j_0}^2) = \gamma + h_{i_0 j_0}^2$.
10. Порівнюємо нижні межі підмножини гамільтонових контурів $\Omega_{i_0 j_0}^1$ і $\Omega_{i_0 j_0}^2$. Якщо $\phi(\Omega_{i_0 j_0}^1) < \phi(\Omega_{i_0 j_0}^2)$, то подальшому розгалуженню в першу чергу підлягає множина $\Omega_{i_0 j_0}^1$. Якщо ж $\phi(\Omega_{i_0 j_0}^1) > \phi(\Omega_{i_0 j_0}^2)$, то розбиттю підлягає множина $\Omega_{i_0 j_0}^2$. Процес розбиття множин на підмножини супроводжується побудовою дерева розгалужень.
11. Якщо в результаті розгалужень отримуємо матрицю $\mathcal{Z}$, то визначаємо отриманий розгалуженням контур Гамільтона і його довжину.
12. Порівнюємо довжину контуру Гамільтона з нижніми границями обірваних гілок. Якщо довжина контуру не перевищує їх нижніх меж, то задача вирішена. В іншому випадку розбудовуємо гілки підмножин з нижньою межею, меншою отриманого контуру, до тих пір, поки не отримаємо маршрут з меншою довжиною або не переконаємося, що такого не існує.

2. Алгоритм розв'язку

Дано матрицю відстаней, представлену в таблиці 1. Необхідно за допомогою алгоритму Літтла розв'язати задачу комівояжера.

Табл.1

$\begin{smallmatrix} j \\ i \end{smallmatrix}$	1	2	3	4	5	6
1	∞	7	16	21	2	17
2	13	∞	21	15	43	23
3	25	3	∞	31	17	9
4	13	10	27	∞	33	12
5	9	2	19	14	∞	51
6	42	17	5	9	23	∞

1) Праворуч до таблиці приєднуємо стовпець U_i , в якому записуємо мінімальні елементи відповідних рядків. Віднімаємо елементи U_i з відповідних елементів рядка матриці.

$\begin{smallmatrix} j \\ i \end{smallmatrix}$	1	2	3	4	5	6	U_i
1	∞	7	16	21	2	17	2
2	13	∞	21	15	43	23	13
3	25	3	∞	31	17	9	3
4	13	10	27	∞	33	12	10
5	9	2	19	14	∞	51	2
6	42	17	5	9	23	∞	5

2) Знизу отриманої матриці приєднуємо рядок V_j , в який записуємо мінімальні елементи стовпців. Віднімаємо елементи V_j з відповідних стовпців матриці.

j	1	2	3	4	5	6
---	---	---	---	---	---	---

i						
1	∞	5	14	19	0	15
2	0	∞	8	2	30	10
3	22	0	∞	28	14	6
4	3	0	17	∞	23	2
5	7	0	17	12	∞	49
6	37	12	0	4	18	∞
V_j	0	0	0	2	0	2

3) У результаті обчислень отримуємо матрицю, наведену по рядках і стовпцях, яка зображена у вигляді таблиці 2.

Табл.2

$\begin{matrix} j \\ i \end{matrix}$	1	2	3	4	5	6
1	∞	5	14	17	0^{19}	13
2	0^3	∞	8	0^2	30	8
3	22	0^4	∞	26	14	4
4	3	0^0	17	∞	23	0^4
5	7	0^7	17	10	∞	47
6	37	12	0^8	2	18	∞

$$\gamma = \sum_{i=1}^6 C_i + \sum_{j=1}^6 Y_j = 3 + 4 + 3$$

4) Знаходимо константу приведення:
Таким чином, нижньою межею множини всіх контурів Гамільтона буде число $\gamma = 3 + 4 + 3 = 10$.

5) Знаходимо степені нулів повністю наведеної матриці. Для цього як би замінюємо в ній всі нулі на знак « ∞ » і встановлюємо суму мінімальних елементів відповідного рядка і стовпця. Степені нулів записані в правих верхніх кутах клітин, для яких $C_{ij} = 0$.

6) Визначаємо максимальну степінь нуля. Вона дорівнює 19 і відповідає клітині (1; 5). Таким чином, претендентом на включення в гамільтонів контур є дуга (1; 5).

7) Розбиваємо множину всіх гамільтонових контурів Ω на два: $\Omega_{\neq}$ і Ω_{15}^1 . Матрицю $\Omega_{\neq}$ з дугою (1; 5) отримуємо (табл.2) шляхом викреслювання рядка 1 і стовпця 5. Щоб не допускати утворення негамільтонова контуру, замінюємо елемент (5; 1) на знак « ∞ ».

$\begin{smallmatrix} j \\ i \end{smallmatrix}$	1	2	3	4	6
2	0	∞	8	0	8
3	22	0	∞	26	4
4	3	0	17	∞	0
5	∞	0	17	10	47
6	37	12	0	2	∞

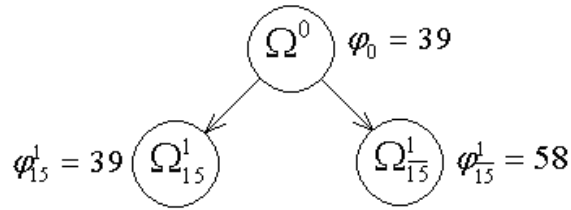
8) Матрицю гамільтонових контурів отримаємо з таблиці 2 шляхом заміни елемента (1; 5) на знак « ∞ ».

$\begin{smallmatrix} j \\ i \end{smallmatrix}$	1	2	3	4	5	6	
1	∞	5	14	17	∞	13	5
2	0	∞	8	0	30	8	
3	22	0	∞	26	14	4	
4	3	0	17	∞	23	0	
5	7	0	17	10	∞	47	
6	37	12	0	2	18	∞	
14							

9) Робимо додаткове приведення матриці контурів $\Omega_{\neq}^1$; $h_{\neq}^1 = 0$. Нижня межа множини $\Omega_{\neq}$ дорівнює $\phi(\Omega_{\neq}^1) = 3$.

10) Знаходимо константу приведення для множини контурів Ω_{15}^1 : $h_{15}^1 = 5 + 14 = 19$. Отже, нижня межа множини Ω_{15}^1 дорівнює $\phi(\Omega_{15}^1) = 3 + 19 = 22$.

11) Порівнюємо нижні межі підмножин $\Omega_{\neq}$ і Ω_{15}^1 . Оскільки $\phi(\Omega_{15}^1) = 22 < \phi(\Omega_{\neq}^1) = 3$, то подальшому розгалуженню наражаємо множину $\Omega_{\neq}$. На мал.1 представлено розгалуження по дузі (1; 5).



мал.1

Переходимо до розгалуження підмножини Ω_{15}^1 . Його наведена матриця представлена в таблиці нижче.

i \ j	1	2	3	4	6
2	0^3	∞	8	0^2	8
3	22	0^4	∞	26	4
4	3	0^0	17	∞	0^4
5	∞	0^{10}	17	10	47
6	37	12	0^{10}	2	∞

12) Дізнаємося степені нулів матриці. Претендентами на включення в контур Гамільтона будуть кілька дуг (5; 2) і (6; 3). Для подальших розрахунків виберемо дугу (6, 3). Розбиваємо множину Ω_{15}^1 на дві підмножини: Ω_{15}^2 і Ω_{15}^3 (табл. 3 і 4). Щоб не допустити утворення негамільтонова контуру, в таблиці 3 замінюємо елемент (3; 6) на знак « ∞ ».

Табл.3

i \ j	1	2	4	6
2	0	∞	0	8
3	22	0	26	∞
4	3	0	∞	0
5	∞	0	10	47

Табл.4

$\begin{smallmatrix} j \\ i \end{smallmatrix}$	1	2	3	4	6	
2	0	∞	8	0	8	
3	22	0	∞	26	4	
4	3	0	17	∞	0	
5	∞	0	17	10	47	
6	37	12	∞	2	∞	2
8						

Визначимо константи приведення для цих матриць $K_3 = C$, $K_3^2 = I$.
 Отже, $\phi(\Omega_3^2) = 3$, $\phi(\Omega_3^3) = 3 \cdot 10 \cdot 4$. Оскільки $\phi(\Omega_3^2) < \phi(\Omega_3^3)$, то
 подальшому розгалуженню підлягає підмножина Ω_3^2 . Знаходимо степені
 нулів матриці.

i \ j	1	2	4	6
2	0^3	∞	0^2	8
3	22	0^{22}	26	∞
4	3	0^0	∞	0^8
5	∞	0^{10}	10	47

Претендентом до включення в гамільтонів контур стане дуга (3, 2).
 Розбиваємо множину Ω_3^2 на дві Ω_3^2 і Ω_3^3 . Очевидно, $\phi(\Omega_3^2) = 3 \cdot 10 \cdot 4$,
 $\phi(\Omega_3^3) = 3 \cdot 2 \cdot 6$. Отже, черговому розгалуженню потрібно наразити
 підмножину Ω_3^2 .

$\begin{smallmatrix} j \\ i \end{smallmatrix}$	1	4	6	
2	0	0	8	
4	3	∞	0	
5	∞	10	47	10

$\begin{smallmatrix} j \\ i \end{smallmatrix}$	1	2	4	6	
2	0	∞	0	8	
3	22	∞	26	∞	22
4	3	0	∞	0	
5	∞	0	10	47	

нижче.

Переходимо до розгалуження
 підмножини Ω_3^2 . Його наведена
 матриця представлена в таблиці

$\begin{matrix} j \\ i \end{matrix}$	1	4	6
2	0^3	0^0	8
4	3	∞	0^{11}
5	∞	0^{37}	37

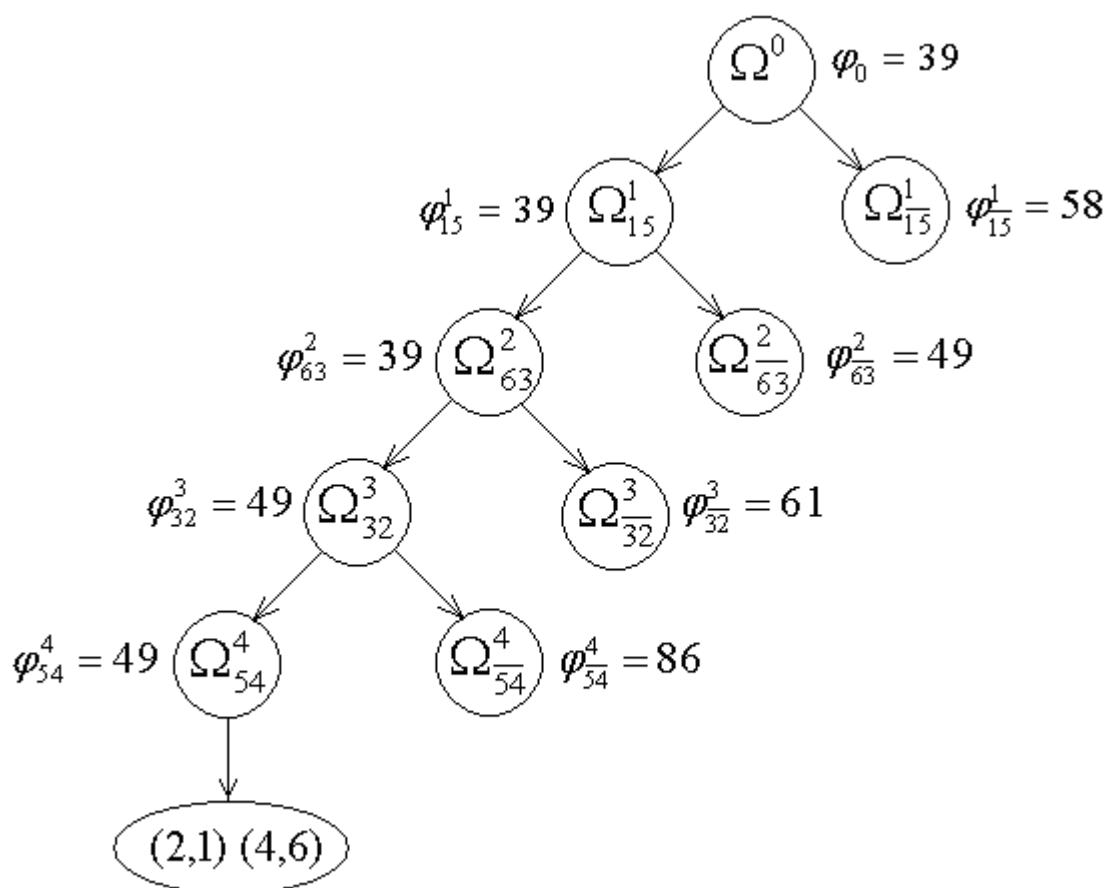
Визначаємо степені нулів. Претендентом на включення в гамільтонів контур є дуга (5; 4). Розбиваємо множину Ω_2^3 на дві підмножини: Ω_2^4 і Ω_2^5 .

$\begin{matrix} j \\ i \end{matrix}$	1	6
2	0	8
4	3	0

$\begin{matrix} j \\ i \end{matrix}$	1	4	6
2	0	0	8
4	3	∞	0
5	∞	∞	37

Знаходимо нижні межі $\phi(\Omega_2^4) = 4$, $\phi(\Omega_2^5) = 4 + 3 + 8$. Отже, черговому галуженню потрібно наразити підмножину Ω_2^4 . Але його матриця має розмірність 2×2 . Тому в гамільтонів контур варто включити дуги, відповідні в матриці Ω_2^4 нульовим елементам. Це дуги (2; 1) і (4; 6).

На мал.2 представлено дерево розгалужень. Визначимо отриманий гамільтонів контур. До нього увійшли дуги $\{(1, 6), (3, 5), (2, 1), (4, 6)\}$. Довжина контуру дорівнює $C_5 + C_4 + C_6 + C_3 + C_2 = 2 + 1 + 2 + 3 + 4$. Оскільки межі обірваних гілок більші довжини контуру 1 - 5 - 4 - 6 - 3 - 2 - 1, то цей контур має найменшу довжину.



мал.2

3.1. Метод релаксації Лагранжа

Оптимізація функціоналу в класичному варіанті являє собою пошук рішення задачі максимізації чи мінімізації оптимізаційного функціоналу. Ці завдання мають радіально протилежний характер, у зв'язку з цим вони отримали назву двоїстих задач, тобто протилежних. Тому ці задачі ділять на два основні класи: метод підйому і метод спуску відповідно. Основа застосовуваного методу лежить у використанні двох класичних математичних методів: методу релаксації і методу множників Лагранжа.

Основа **методу релаксації** лежить в ослабленні умов, що накладаються на функціонал. Припустимо, перед нами поставлена задача, оптимізувати функціонал $f(x)$, рішення x , якого лежить в області R_a . Метод релаксації дозволяє нам ослабити останнє обмеження, тобто шукати рішення x , в іншій області R , з умовою, що область $R_a \subset R$. Застосовуючи дане правило до нашої задачі, можна істотно спростити, з обчислювальної точки зору, оптимізаційний процес. Це твердження засноване на тому, що в більшості джерел приводяться алгоритми, засновані на переборі можливих рішень, що не прийнятно в мережах з великою кількістю точок розміщення концентраторів і терміналів. Сучасні вимоги, що пред'являються до алгоритмів синтезу мереж передбачають прийнятний час вирішення даного завдання інакше виникає питання про їх придатність

для задач великих розмірностей. Потрібно звичайно відмітити, що ослаблення має тільки однонаправлений характер, тобто при округленні отриманого результату ми можемо зміститись з точки оптимуму. Іншими словами при переносі рішення в початкову область R_a отримуване значення оптимізаційного функціоналу не завжди буде відповідати оптимальному. Дана проблема може здатися незначною, (практичні дослідження показують, що округлення призводить до зміщення значення оптимізаційного функціоналу не більше ніж на 5%, згідно роботі [Ошибка! Источник ссылки не найден.]). При більш жорстких умовах поставленої задачі, таке зміщення може істотно вплинути на пошук оптимального значення. Так, наприклад, можна легко показати, що при класичному округленні (округляємо в більшу сторону) може виникнути ситуація, коли, отримане значення після округлення рішення не достатньо близьке до оптимального. Вибір правильного правила округлення може вирішити дану проблему. Наприклад, округлюючи наше рішення до точки, в якій функціонал має максимальну швидкість наростання, ми отримаємо цілочисленне значення більш близьке до оптимального. Розглянемо різний характер поведінки функцій в координатній площині на прикладі двох функцій, представлених на рис.3.1.

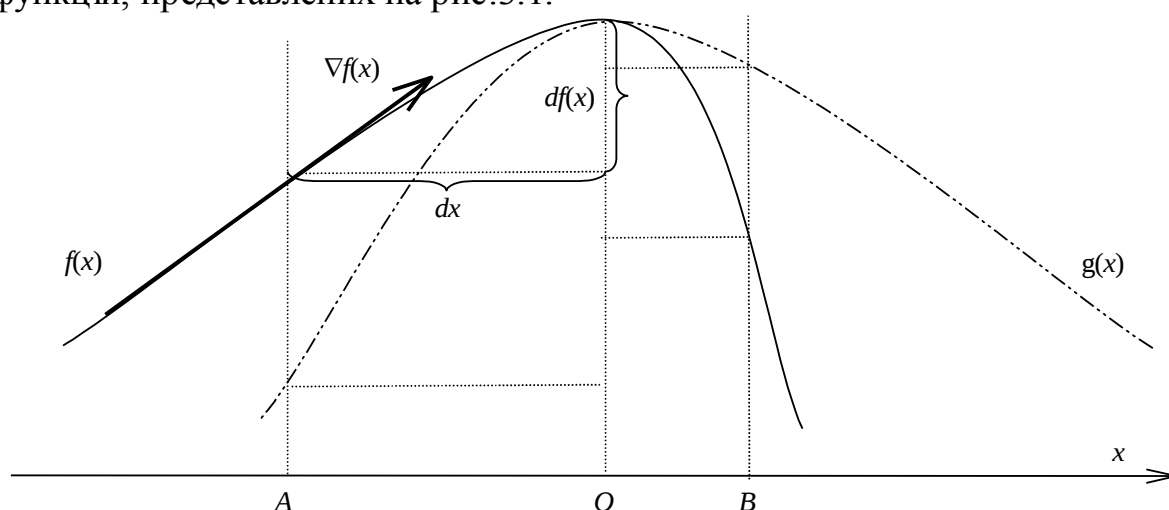


Рис. 3.1

На рис. 3.1. представлений графік двох функцій $f(x)$ і $g(x)$, причому таких які приймають максимальне значення в одній точці O . При округленні значення O ми зміщуємось або в точку A або в точку B . Але очевидно, що застосовуючи звичайне правило округлення ми можемо отримати значення функції не близьке до оптимального. Так для функції $f(x)$ округляючи в сторону A ми отримаємо значення функції більш близьке до оптимального ніж в точці B , але для функції $g(x)$ таке правило округлення не дасть бажаного ефекту. Для цієї функції бажано округляти O в сторону B . З метою отримання рішення близького до оптимального, необхідно вибрати відповідне правило округлення.

Швидкість наростання функції по певній змінній або перша похідна тотожно рівна частинній похідній по цій змінній і обчислюється за формулою:

$$\frac{\partial f(x, y, z)}{\partial x} = \frac{df(x, y, z)}{dx}.$$

Даний вираз справедливий для будь-якої точки x , на всьому діапазоні числових значень функції $f(x, y, z)$, як показано на рис. 3.1. Тоді відповідно цьому виразу приріст функції можна виразити наступним чином:

$$df(x, y, z) = \frac{\partial f(x, y, z)}{\partial x} \cdot dx.$$

Тоді для того, щоб отримати мінімальне значення приросту функції необхідно мінімізувати значення функціоналу:

$$df(x, y, z) = \inf_x \left(\left| \frac{\partial f(x, y, z)}{\partial x} \right| \cdot dx \right).$$

Необхідно відзначити, що даний вираз справедливий в невеликих околах точки x . Припускаючи достатню пологість функціонала, тобто його монотонність в околицях точок до яких ми повинні округлити рішення (на рис. 3.1 це точки A і B), а також наявність єдиного локального екстремуму даного функціонала в області допустимих значень рішення (область R_a), можна застосувати дану формулу для оцінки вибору правила округлення.

Припускаючи все вищевикладене, значення x , в якому функціонал досягає значення найбільш близьке до оптимального, виходить при округленні до точки з максимальною швидкістю наростання. Тобто іншими словами, мінімальне значення приросту функції досягається при мінімальному значенні субградієнта функції в точці x , при одночасному мінімальному прирості змінної x . З урахуванням приведеного вище правила округлення можна застосовувати метод релаксації і отримувати рішення необхідної достовірності при зворотному переході з однієї області значень в іншу.

Метод **множників Лагранжа** застосовується для процедури пошуку рішення шляхом послідовних ітерацій. Застосування даного підходу диктується вимогами, що накладаються на задачу синтезу структури мережі при великих розмірностях, у зв'язку з тим, що в цьому випадку багато алгоритмів не дають рішення близьке до оптимального за прийнятний час виконання процедури пошуку рішення. Серед відомих рекурентних методів найбільшого поширення набули методи найшвидшого спуску, при цьому основною задачею являється пошук мінімального значення функціоналу на заданому проміжку.

Ідеї, що лежали в основі методів спуску, отримали поширення і застосовні до двоїстої задачі. Тут їх втіленням стали методи підйому для максимізації оптимізаційного функціоналу. Нехай:

$$\begin{cases} f(x) & \text{— початковий функціонал} \\ h(x) = 0 & \text{— гранична умова} \end{cases},$$

тоді задача оптимізації вихідного функціоналу $f(x)$ має вид:

$$d(\lambda) = \inf_x \{f(x) + \lambda h(x)\} = \inf_x L(x, \lambda),$$

де: $d(\lambda)$ представляє собою двоїстий функціонал, $L(\bullet, \lambda)$ — Лагранжіан, який будується з безпосередньо вихідного оптимізаційного функціоналу $f(x)$ і додаткового, що представляє собою добуток граничних умов $h(x)$ і множник Лагранжа λ . Частіше всього множник Лагранжа λ представляє собою вектор, так же як і шукане рішення.

При застосуванні методу підйому знаходять максимум (можливо, локальний) функції $L(\bullet, \lambda)$ для деякої послідовності двоїстих векторів (векторів множників) $\{\lambda_i\}$. Відповідна послідовність обчислюється за рекурентною формулою:

$$\lambda_{k+1} = \lambda_r + \alpha h(x_k), \quad (3.1)$$

де: x_k — точка мінімуму λ_k , а α — числовий параметр, що визначає довжину кроку і називається кроковим множником. Можна показати, що при належних передумовах має місце рівність $h(x_k) = \nabla d(\lambda_k)$, тому (3.1) представляє собою ітерацію методу найшвидшого підйому для максимізації двоїстого функціонала $d(\lambda_k)$. Відзначимо, що двоїстий функціонал, а значить і сам метод, визначені лише при досить обмежених припущеннях, що включають або вимогу локальної випуклості, або інші умови типу опуклості. При цьому метод сходиться доволі повільно. Крім того, у багатьох випадках буває важко заздалегідь визначити потрібний діапазон значень крокового множника. Тому вказані двоїсті методи спочатку знайшли застосування лише при вирішенні вузького класу опуклих або локально опуклих задач, в яких завдяки деяким спеціальним властивостям (наприклад, сепарабельної цільової функції і функцій, які задають обмеження), вдається вельми ефективно здійснювати мінімізацію або максимізацію функції $L(\bullet, \lambda_k)$.

Вибір крокового множника, є найбільш трудомістким завданням. Від цього вибору залежить не тільки швидкість збіжності рекурентного процесу, але й загальна ефективність виконання процесу оптимізації. Як уже згадувалося, найбільша швидкість збіжності процесу спостерігається при застосуванні субградієнта Лагранжіана. Такий підхід, в даний час, отримав назву субградієнтний метод оптимізації. З точки зору обчислювальної складності самим відповідним кроковим множником є постійний коефіцієнт, але він має низку недоліків. Так, наприклад: немає ніякої гарантії збіжності процесу до оптимального значення або погана збіжність, для випадків пологої функції і багато інших. Тому даний варіант нас не задовільняє.

З точки зору збіжності процесу найбільш сприятливий субградієнтний підхід, на якому ми і зупинимо свій вибір. Виходячи з усього сказаного, можна відзначити деякі переваги даного методу.

По-перше, порівняльна обчислювальна простота, яка буде відчутно помітна при його застосуванні для задач з великими розмірностями. Задача оптимізації структури мережі належить до завдань NP-повним, і є нерозв'язною при достатньо великих розмірностях завдання. Так, наприклад, подібна задача, що рішається за допомогою алгоритму насиченого перетину при великих розмірностях (більше 200) виконується за неприйнятний час. Даний аналіз наводиться в наступній главі даної роботи.

По-друге, за умови, що функціонал досить пологий ми отримуємо рішення близьке до оптимального. При застосуванні запропонованого правила округлення до цілочисельного значення отримуємо рішення найбільш наближене до оптимального. В роботі **[Ошибка! Источник ссылки не найден.]** приводиться аналіз отриманого з допомогою простої процедури округлення рішення і приводиться оцінка різниці отриманого результату і оптимального, яка не може перевищувати 5%. В даній роботі пропонується удосконалене правило, що дозволяє робити висновок про ще більшою мірою точності.

3.2. Субградієнтна оптимізація.

В субградієнтному методі, що в принципі і вплинуло на його назву, крок і напрям вибирається при участі субградієнта Лагранжіана (отриманої функції Лагранжа - $L(\alpha, \beta)$). В математичному представленні вищевикладеного можна представити так:

$$\varphi^{m+1} = \varphi^m + \gamma \nabla_{\varphi} L(\cdot, \varphi)$$

Де: φ^m — множник на m -ому кроці ітерації, γ — кроковий множник, а $\nabla L(\cdot, \varphi)$ — являється субградієнтом функції $L(\cdot, \varphi)$ по φ .

Вибір крокового множника, як уже говорилося, являється самим складним етапом. Для найкращої збіжності слідє застосувати кроковий множник, що обчислюється по наступних міркувань.

На рис. 3.2 представлений приклад нелінійної функції.

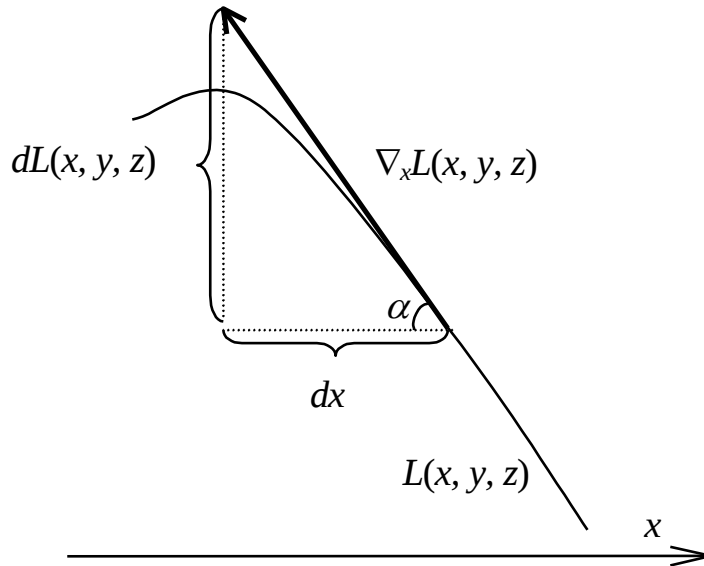


Рис. 3.2

В малому околі точки x субградієнт:

$$\nabla_x L(x, \cdot) = \operatorname{tg}(\alpha) = \frac{dL(x, \cdot)}{dx}.$$

Звідси можна виразити наступне:

$$dx = \frac{dL(x, \cdot)}{\nabla_x L(x, \cdot)}.$$

Так як в області пошуку рішення кроковий множник, а значить приріст параметра оптимізації x , достатньо малий, даний вираз дозволяє нам, використовуючи бажаний приріст функції і значення швидкості наростання функції, отримати необхідний крок, або іншими словами кроковий множник. Виходячи з даного висновку, можна визначити величину крокового множника по наступному виразу:

$$\gamma = \frac{L_f - L(\cdot, \varphi)}{\sum_k \nabla_{\varphi_k} L(\cdot, \varphi)},$$

де: $L(\cdot, \varphi)$ являється числовим значенням Лагранжіана на даному кроці ітерації, L_f – числове значення максимального значення оптимізаційного функціоналу, а k – індекс елементів вектора множників Лагранжа.

3.3. Побудова концентраторного дерева.

Постановка задачі. Метою являється побудова алгоритму синтезу структури мережі з визначеним ступенем надійності. Тому для моделі, що пропонується, можна сформулювати наступні вимоги:

- Для забезпечення мінімальної вартості мережі, що синтезується, повинні застосовуватися вартості зв'язків елементів мережі;
- Вартості місць розташування елементів мережі (вартість всіх зв'язків необхідних для підключення даного місця розташування із загальною

мережею) повинні визначати обмеження на структурний вигляд всієї мережі в цілому, іншими словами визначати найбільш оптимальну з точки зору вартості ієрархію системи комутації;

- З точки зору затрат на обладнання, що застосовується, необхідно враховувати вартість підключення (тобто вартість обладнання необхідного для безпосереднього підключення засобу зв'язку до конкретного вузла комутації);
- Крім того, тип обраного вузла комутації повинен визначатися виходячи з потенційних його можливостей по пропускній здатності. Для цих цілей вводиться обмеження на допустиму пропускну здатність конкретного вузла комутації.
- З точки зору запропонованих мережевих послуг повинна використовуватися вартісна характеристика вигоди від підключення. Дана характеристика повинна враховувати необхідну пропускну здатність для забезпечення нормальної роботи терміналу, що підключається.

Підзадачею синтезу мережі є задача підключення терміналів. Так, наприклад, кожен рівень ієрархії дерева можна розглядати як сукупність концентраторів (вузлів комутації) і підключених до них терміналів, що представляють собою концентратори наступного рівня ієрархії дерева.

Алгоритм підключення терміналів. В даній роботі пропонується нова модель, що забезпечує задані вимоги. Вона основана на моделі, запропонованій в роботі [Ошибка! Источник ссылки не найден.], але дещо видозмінена, в зв'язку з поставленими вимогами. Виходячи із вищевикладеного пропонується наступна модель:

$$Z(x, y) = \sum_{i \in I} f_i \sum_{j \in J} \lambda_i x_{ij} - \sum_{i \in I} \sum_{j \in J} c_{ij} x_{ij} - \sum_{j \in J} c_j \sum_{i \in I} x_{ij} - \sum_{j \in J} u_j y_j. \quad (3.2)$$

Де:

I – множина індексів розташування терміналів, i представляє собою елемент множини;

J – множина індексів можливого розміщення концентраторів, j представляє собою елемент множини;

λ_i – інтенсивність потоку необхідного для i -го терміналу;

x_{ij} – представляє собою наявність зв'язку між i -им терміналом і j -им концентратором, рівний 1, якщо цей зв'язок є, інакше - рівний 0;

f_i – питома чисельна характеристика «вигоди» підключення i -ого терміналу;

c_{ij} - вартість призначення терміналу i концентратору j ;

c_j – питома вартість підключення нового терміналу до j -ого концентратора;

u_j – фіксована вартість установки концентратора в місці розташування j ;

y_j – являє собою наявність концентратора в концентраторному місці розташування j , рівний 1, якщо концентратор розміщений в місці j , інакше - рівний 0;

Множина точок розміщення терміналів (I) представляє собою ідентифікатори терміналів, які необхідно підключити до мережі. Множина точок місцезнаходження концентраторів (J) представляє собою множину всіх доступних концентраторів в мережі. Інтенсивність потоку необхідного для i -го терміналу (λ_i) – представляє собою чисельне вираження необхідного потоку для терміналу, іншими словами як багато даних використовує даний термінал в одиницю часу. Питома чисельна характеристика «вигоди» підключення i -ого терміналу (f_i) являється нормованим коефіцієнтом, за допомогою якого можна визначити вигоду від підключення i -ого терміналу до мережі, по суті, це вартість часу роботи (або часу підключення) терміналу в мережі. Вартість призначення терміналу i концентратору j (c_{ij}) – це вартість фізичного підключення терміналу до мережі, наприклад вартість оптоволокна для підключення робочої станції в Gigabit Ethernet. Питома вартість підключення терміналу до j -ого концентратора (c_j) представляє собою вартість одного порту концентратора для підключення терміналу. На даному параметрі необхідно зупинитись для більш детального розгляду. Попередні параметри являються вартісними, тобто чисельними, даними. Вони належать до безперервної області чисел. У випадку вартості концентратора ми маємо зовсім іншу картину. На сьогоднішній момент поки ще немає засобу для нарощування портів концентратора, іншими словами, ми купуємо концентратор на заздалегідь визначену кількість портів 8, 12, 16 і т. д. У цьому випадку ми маємо справу з дискретною величиною вартості підключення нового порту, яка має ступінчастий характер. Крім того, дана вартісна характеристика безпосередньо пов'язана з якістю пропонованих мережевих послуг, іншими словами вартість порту залежить від обраного концентратора для забезпечення заданої пропускної спроможності. Це означає, що в залежності від необхідної пропускної спроможності необхідно використовувати відповідну функцію питомої вартості концентраторного обладнання. В даній моделі немає обмежень на застосування дискретної функції залежності вартості концентратора від кількості портів, але ми будемо використовувати функцію, що огинає її. Так як метою даної роботи являється отримання прийняттого засобу синтезу мережі, а не отримання кінцевого комерційного програмного продукту призначеного для побудови корпоративної мережі масштабу підприємства. Замість дискретної функції домовимось використовувати безперервну вартість концентраторного обладнання. Такий прийом призведе до деякої погрішності, але ця похибка буде впливати тільки на витрати і в кінцевому підсумку тільки знизить числове значення оптимізаційного функціоналу, в порівнянні з реальною вартістю мережі. Враховуючи, що перед нами стоїть завдання максимізації останнього, а не отримання грошової вигоди від застосування даного алгоритму, можна зробити висновок, що така похибка не суттєво вплине на отриманий

результат. Це не важко показати. При апроксимації функції вартості $c(x)$ по точках ми отримаємо функцію $c'(x)$, інтеграл якої буде більший ніж інтеграл вихідної функції вартості $c(x)$. Це показано на рис. 3.3.

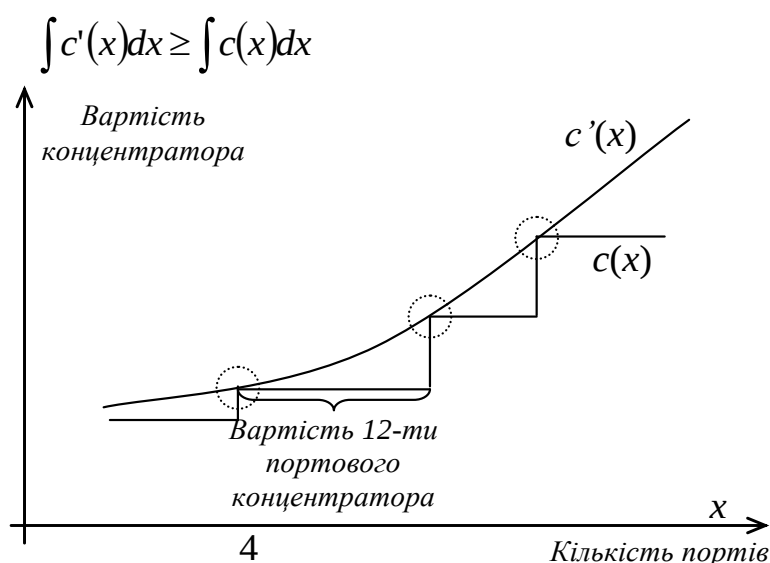


Рис. 3.3

Математична модель мережі, що проектується, будується виходячи із наступних міркувань. Для початку визначимо вигоду від підключення терміналів:

$$P(x) = \sum_{i \in I} f_i \sum_{j \in J} \lambda_i x_{ij}. \quad (3.3)$$

Дана вигода враховує вартісну характеристику запропонованих мережевих послуг. Так як до концентратора підключаються декілька терміналів, то необхідно врахувати сумарну пропускну здатність необхідну для підтримки підключення останніх. Тепер визначимо витрати на середовище передачі, яке необхідно прокласти між терміналом, що підключається, і концентратором:

$$C_1(x) = \sum_{i \in I} \sum_{j \in J} c_{ij} x_{ij}. \quad (3.4)$$

Крім цього необхідно врахувати затрати на концентраторне обладнання необхідне для підключення нового терміналу. Або іншими словами затрати на додатковий порт:

$$C_2(x) = \sum_{j \in J} c_j \sum_{i \in I} x_{ij}. \quad (3.5)$$

И нарешті визначимо затрати на підключення самого концентратора до мережі, або інакше – затрати на установку концентратора в місці розміщення j :

$$C_3(y) = \sum_{j \in J} u_j y_j. \quad (3.6)$$

Тепер якщо ми віднімемо всі затрати від одержуваної вигоди, тобто від (3.3) віднімемо (3.4), (3.5) і (3.6), то в результаті ми отримаємо функціонал нашої моделі (3.2).

На даний функціонал повинні накладатись обмеження, які мають вигляд:

$$\sum_{i \in I} x_{ij} \geq y_j, \quad \forall j \in J. \quad (3.7)$$

$$\sum_{i \in I} \lambda_i x_{ij} \leq b_j y_j, \quad \forall j \in J. \quad (3.8)$$

При дотриманні таких умов:

$$x_{ij} \in \{0, 1\}, \quad \forall j \in J, \quad \forall i \in I. \quad (3.9)$$

$$y_j \in \{0, 1\}, \quad \forall j \in J. \quad (3.10)$$

Ці обмеження беруться виходячи з таких міркувань. Обмеження (3.7) необхідно для виключення ситуації, коли термінал i підключений до j -ого концентратора, але останній ще не встановлений. Це обмеження не суворе, в зв'язку з тим, що до одного концентратора може підключатися кілька терміналів. Обмеження (3.7) визначає максимальну пропускну здатність, що підтримується концентратором. Умови (3.9) і (3.10) пояснюються початковими припущеннями, так як змінні x_{ij} і y_j належать цілочисельній області значень і являють собою наявність або відсутність терміналу і концентратора відповідно.

При переносі векторів x і y із цілочисельної області $R_a \subset \{0, 1\}$ в область $R \subset [0, 1]$ граничні умови (3.9) і (3.10) будуть виглядати наступним чином:

$$x_{ij} \in [0, 1], \quad \forall j \in J, \quad \forall i \in I. \quad (3.11)$$

$$y_j \in [0, 1], \quad \forall j \in J. \quad (3.12)$$

Метод множників Лагранжа потребує наявності локальної випуклості функціоналу в області рішення двоїстої задачі. Такий аналіз незручно проводити в багатовимірному просторі.

Єдино прийнятним рішенням є перенесення функціоналу в іншу область виміру. Для цієї мети необхідно спроектувати функціонал в тривимірну площину, без втрати характеристики її поведінки. В цьому випадку у нас появиться можливість візуального представлення функціоналу, що оптимізується. Для цього необхідно зробити деякі математичні перетворення.

Нехай функція $f(z)$ така, що:

$$f(x+y) = f(x) + f(y) \quad (3.13)$$

і

$$\nabla_z^2 f(z) = \text{const}. \quad (3.14)$$

Тоді для змінної, що представляє собою вектор зважених його елементів дозволяє проектувати функцію на площину, де в якості змінної виступає сума елементів вектора. Докажемо дане твердження. Почнемо із простого випадку, нехай $f(x)$ деяка функція, де x являється вектором двох змінних, тобто $x = (x_1, x_2)$. На рис. 3.4 представлена візуальна картина.

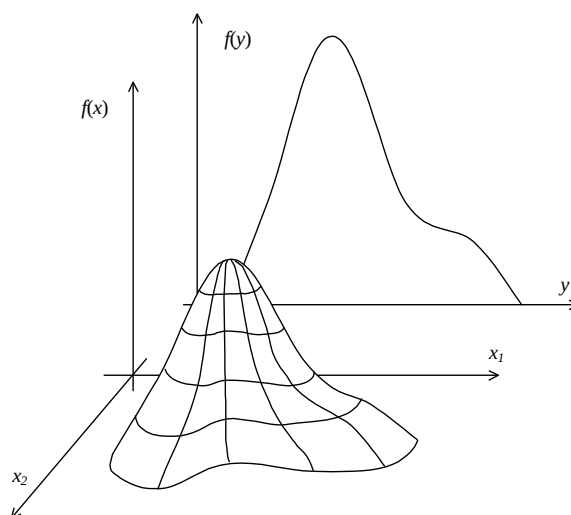


Рис. 3.4

Введемо змінну y таку, що:

$$y = Ax_1 + Bx_2, \quad (3.15)$$

де: A і B постійні коефіцієнти. Наявність точок екстремуму можна визначити з допомогою нерівності:

$$\nabla_{x_1 x_2}^2 f(x_1, x_2) = \text{const}. \quad (3.16)$$

Умовою наявності точок екстремуму для функції $f(y)$, де y визначений згідно (3.15), являється:

$$\nabla_y^2 f(y) = \text{const}. \quad (3.17)$$

Для функції $f(y)$ другий градієнт, буде обчислюватись по наступному виразу:

$$\nabla_y^2 f(y) = \frac{\partial^2 f(Ax_1 + Bx_2)}{A \partial x_1^2} + \frac{\partial^2 f(Ax_1 + Bx_2)}{B \partial x_2^2} + \frac{1}{2AB} \frac{\partial^2 f(Ax_1 + Bx_2)}{\partial x_1 \partial x_2}$$

Або з урахуванням (3.13):

$$\nabla_y^2 f(y) = \frac{\partial^2 f(x_1)}{\partial x_1^2} + \frac{B}{A} \frac{\partial^2 f(x_2)}{\partial x_1^2} + \frac{A}{B} \frac{\partial^2 f(x_1)}{\partial x_2^2} + \frac{\partial^2 f(x_2)}{\partial x_2^2} + \frac{1}{2AB} \frac{\partial^2 f(Ax_1 + Bx_2)}{\partial x_1 \partial x_2}.$$

Так як, згідно (3.14) функція має тільки один екстремум, це значить, що:

$$\frac{\partial^2 f(x_2)}{\partial x_1^2} = \frac{\partial^2 f(x_1)}{\partial x_2^2} = 0.$$

Тоді враховуючи (3.14), в результаті отримаємо:

$$\nabla_y^2 f(y) = \frac{1}{2AB} \frac{\partial^2 f(Ax_1 + Bx_2)}{\partial x_1 \partial x_2} = \frac{1}{2AB} \nabla_{x_1 x_2}^2 f(Ax_1 + Bx_2).$$

Після невеликих перетворень згідно (3.13):

$$\nabla_y^2 f(y) = \frac{C}{2AB} \nabla_{x_1 x_2}^2 f(x_1, x_2),$$

де: C – постійний коефіцієнт.

При дотриманні умови (3.16) буде дотримуватися умова (3.17).

Аналогічні математичні викладки можна провести і для n -мірного вектора $x = \{x_i\}$:

$$y = \sum_{i=1}^n A_i x_i.$$

Тоді:

$$\nabla_y^2 f(y) = \sum_{\substack{i,j=1 \\ i \neq j}}^n \frac{1}{2A_i A_j} \frac{\partial^2 f(y)}{\partial x_i \partial x_j} = \sum_{\substack{i,j=1 \\ i \neq j}}^n \frac{1}{2A_i A_j} \nabla_{x_i x_j}^2 f(x).$$

В кінцевому вигляді після спрощення незначних для аналізу констант:

$$\nabla_y^2 f(y) = C \cdot \nabla_{x_i x_j}^2 f(x), \quad (3.18)$$

де: C – постійний коефіцієнт.

При дотриманні припущення (3.14), функція $f(x)$, де x являється вектором, також буде мати тільки один локальний екстремум.

Згідно з останнім твердженням, при дотриманні умови (3.13), оптимізаційний функціонал (3.2) можна аналізувати на наявність локальних екстремумів, після підсумовування з виваженими коефіцієнтами вектори параметрів оптимізації x і y .

Враховуючи твердження (3.18) можна перейти в тривимірний простір. В якості вагових коефіцієнтів можна взяти субградієнти функціоналу. Тоді наш функціонал буде виглядати наступним чином:

$$Z^1(x, y) = P(x, y) - Ax - By$$

де x і y змінні, що обчислюються по формулах:

$$\begin{aligned} x &= \sum_{i \in I} \sum_{j \in J} \nabla_{x_{ij}} Z(x, y) \cdot x_{ij} \\ y &= \sum_{j \in J} \nabla_{y_j} Z(x, y) \cdot y_j \end{aligned}$$

$P(x, y)$ – функція вигоди від підключення терміналу. Так як на функціонал накладені обмеження (3.8), то ця функція повинна залежати від обох змінних. Причому, виходячи із початкових припущень ця функція монотонно зростаюча, оскільки являє собою вартість сумарної вигоди від підключення терміналів. Враховуючи нелінійний характер вигоди від підключення терміналу, напряму пов'язаної із затратами c_j , необхідно відмітити нелінійний характер $P(x, y)$. Нелінійність функціоналу залежить

від вхідних параметрів, таких як c_j і f_i . Якщо ці вхідні параметри задавати виходячи із дійсних практичних значень, то поведінка функції вигоди від підключення терміналу та функції вартість концентратора, будуть виглядати, як показано на рис. 3.5. Дані припущення витікають із вартісних характеристик ринку мережевого обладнання для вартості концентратора і лінійного виду функціоналу (3.3)

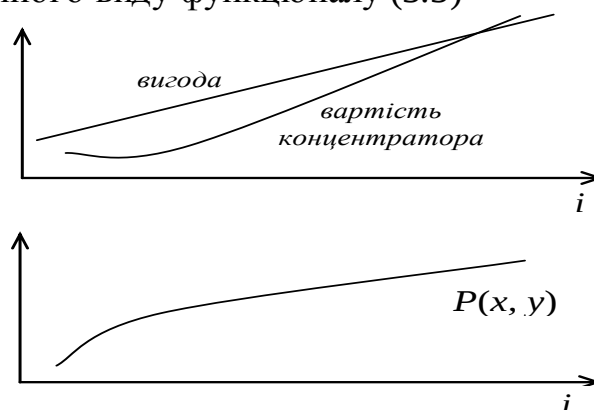


Рис. 3.5

Коефіцієнти A і B можна визначити наступним чином:

$$A = \sum_{i \in I} \sum_{j \in J} c_{ij}$$

$$B = \sum_{j \in J} u_j \quad .$$

Наявність випуклості даної функції можна перевірити наступним чином. Для функціонала виду:

$$\nabla_{xy} Z^1(x, y) = \nabla_{xy} P(x, y) - A - B.$$

Ознакою випуклості являється:

$$\nabla_{xy} Z^1(x, y) < 0.$$

Тоді умовою випуклості для оптимізаційного функціоналу буде нерівність:

$$\nabla_{xy} P(x, y) < 0.$$

Відповідно до вищесказаного можна зробити висновок, що за умови $\nabla_{xy} P(x, y) < 0$ ми маємо випуклу функцію, при умові $\nabla_{xy} P(x, y) > 0$ ми маємо опуклу функцію, а при умові $\nabla_{xy} P(x, y) = 0$ ми не маємо точок екстремуму взагалі.

Відповідно до вищевикладеного можна зробити наступний висновок.

Дана модель цілком задовольняє умовам збіжності для методу релаксації Лагранжа. Але необхідно відзначити, що при завданні вхідних параметрів особливу увагу потрібно приділяти визначенню вхідних параметрів, зокрема вигоди від підключення терміналу до концентратора f_i і питомої вартості концентраторного обладнання c_j . Це пояснюється тим, що в залежності від різниці між вигодою і затратами ми отримуємо або випуклу або увігнуту поверхню. Крім того, при завданні нереальних значень для цих параметрів немає ніяких гарантій збіжності процесу обчислень.

Завдання даного розділу розробити алгоритм підключення терміналів до концентраторів. Раніше ми визначили використовувану модель. Вибрали метод оптимізації і довели, що даний метод можна застосовувати для обраної моделі.

Алгоритм повинен оптимізувати вартість підключення терміналів. У найпростішому варіанті у нас є множина точок J можливого розміщення концентраторів, що використовуються, тобто ми можемо підключати термінал або термінали до цього концентратора, можемо не підключати. І є множина точок розміщення терміналів I . Наша задача полягає в тому, щоб підключити термінали з мінімальними затратами. Крім того, запропонована модель враховує інтенсивність потоку даних, яка необхідна для терміналу, що підключається.

Застосовуючи метод релаксації Лагранжа, для рішення цієї задачі, ми переносимо рішення із цілочисельної області R_a в дійсну область R . Це дозволяє нам виконувати оптимізацію по рекурсивному алгоритму. Тим самим ми досягаємо більш високу швидкість отримання рішення в порівнянні з алгоритмами, основаними на методі «галузей і границь», особливо це спостерігається для задач великих розмірностей.

При цьому Лагранжіан, з урахуванням обмежувальної умови прийме вигляд:

$$L(x, y, \alpha) = \sum_{i \in I} f_i \sum_{j \in J} \lambda_i x_{ij} - \sum_{i \in I} \sum_{j \in J} c_{ij} x_{ij} - \sum_{j \in J} c_j \sum_{i \in I} x_{ij} - \sum_{j \in J} u_j y_j + \sum_{j \in J} \left(y_j - \sum_{i \in I} x_{ij} \right) \alpha_j.$$

Або в більш компактному вигляді:

$$L(x, y, \alpha) = \sum_{i \in I} \sum_{j \in J} (f_i \lambda_i - c_{ij} x_{ij} - c_j - \alpha_j) x_{ij} - \sum_{j \in J} (u_j - \alpha_j) y_j. \quad (3.19)$$

Визначимо градієнти для кожного параметра оптимізації і множника Лагранжа:

$$\begin{aligned} \nabla_x^{ij} L(x, y, \alpha) &= f_i \lambda_i - c_{ij} x_{ij} - c_j - \alpha_j \\ \nabla_y^j L(x, y, \alpha) &= u_j - \alpha_j \\ \nabla_\alpha^j L(x, y, \alpha) &= y_j - \sum_{i \in I} x_{ij} \end{aligned}.$$

Тепер можна визначити крокові множники для змінних, що представляють параметри оптимізації. Так кроковий множник для множника Лагранжа α :

$$\gamma_\alpha^{m+1} = \frac{L_f - L^m(x, y, \alpha)}{\left| \sum_{j \in J} \left(y_j - \sum_{i \in I} x_{ij} \right) \right|}.$$

Кроковий множник для точок розміщення концентраторів y :

$$\gamma_y^{m+1} = \frac{L_f - L^m(x, y, \alpha)}{\left| \sum_{j \in J} (u_j - \alpha_j) \right|}. \quad (3.20)$$

Кроковий множник для точок розміщення концентраторів x :

$$\gamma_x^{m+1} = \frac{L_f - L^m(x, y, \alpha)}{\left| f_i \lambda_i - c_{ij} x_{ij} - c_j - \alpha_j \right|}. \quad (3.21)$$

Тоді рекурентні формули для визначення параметрів оптимізації будуть визначатися наступним чином:

$$y^{m+1} = y^m + \gamma_y^m \cdot \nabla_y L^m(x, y, \alpha). \quad (3.22)$$

$$x^{m+1} = x^m + \gamma_x^m \cdot \nabla_x L^m(x, y, \alpha). \quad (3.23)$$

$$\alpha^{m+1} = \alpha^m + \gamma_\alpha^m \cdot \nabla_\alpha L^m(x, y, \alpha). \quad (3.24)$$

Перш ніж перейти до побудови алгоритму необхідно відзначити деякі особливості. По-перше, в кожній ітерації необхідно дотримуватися обмеження (3.8). Інакше процес ніколи не завершиться. Застосування множників Лагранжа опирається на умову, що множене, що застосовується разом з множником Лагранжа, повинно прямувати до нуля. Так як умовне обмеження представлено в нестрогому вигляді, то для збіжності процесу необхідно, щоб градієнт множника Лагранжа обчислювався за наступною:

$$\nabla_\alpha L(x, y, \alpha) = \begin{cases} 0, & \text{если } y_j - \sum_{i \in I} x_{ij} \leq 0 \\ y_j - \sum_{i \in I} x_{ij}, & \text{если } y_j - \sum_{i \in I} x_{ij} > 0. \end{cases} \quad (3.25)$$

Крім того, згідно [Ошибка! Источник ссылки не найден.], якщо процес ітерацій не приводить до зміни значення оптимізаційного функціонала, то крокові множники необхідно зменшити в 2 рази. Цей прийом не тільки зможе вивести процес із замкнутого циклу, але і скоротить час вирішення даного завдання. Процес ітерації можна закінчувати за умови досягнення значення Лагранжіана «мертвої» точки, тобто точки, в якій не відбувається зміни значення протягом певного числа повторів.

По-друге, необхідно суворо дотримуватися умов (3.11) і (3.12) в кожній ітерації. Так як це дозволить уникнути виходу вирішення з допустимої області, крім того, надасть захист алгоритму від невірно заданих вхідних параметрів.

Після того як рішення буде знайдено, необхідно отримати його цілочисельне значення. В залежності від того, як буде проведено округлення елементів векторів змінних x і y ми отримаємо рішення близьке до оптимального, або ні. Нажаль, даний алгоритм не завжди забезпечує пошук оптимального рішення. В даній роботі пропонується лише засіб, який в деяких випадках (коли оптимізаційний функціонал має пологий

характер) дозволяє знаходити рішення максимально наближається до оптимального.

Нижче, на рис. 3.5, пропонується структура процедури рішення.

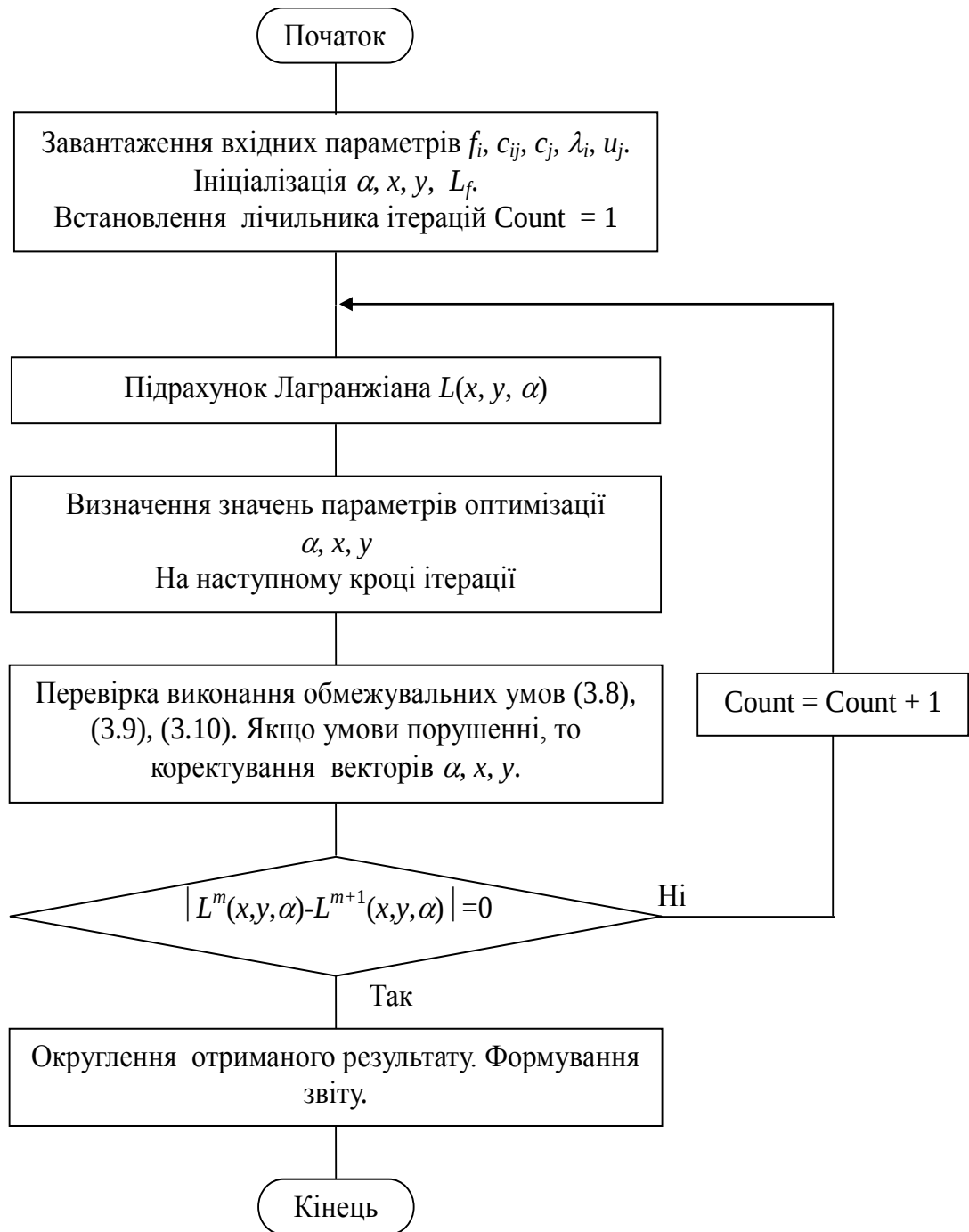


Рис. 3.5

Опис алгоритму. Згідно рис. 3.5 алгоритм являє собою рекурентну процедуру, на вході якої задаються початкові значення для параметрів оптимізації та вхідні параметри оптимізаційного функціоналу. Після n послідовних ітерацій ми отримуємо поточні значення параметрів оптимізації, які потім округляємо за запропонованою процедурою округлення.

Крок 1. Завантажуємо вхідні параметри оптимізаційного функціоналу f_i , c_{ij} , c_j , λ_i , b_j та u_j . Зчитування параметрів можна виконувати з файлу або вручну, попередньо вказавши розмірність масивів I , J . Розмірність масивів визначає кількість терміналів, які необхідно підключити до концентраторного дерева і можливі місця розташування концентраторів. Виконуємо початкову ініціалізацію параметрів оптимізації α , x , y . Рекомендується задавати в якості початкових значень параметрів x , y значення рівні 0, але можна і 1. Параметр α на початковому етапі необхідно задавати рівним 0. Визначаємо значення параметра L_f за виразом 3.3. Цей параметр повинен визначати максимально можливе значення оптимізаційного функціоналу. Необхідно відзначити, що оптимізаційний функціонал ніколи не досягне даного значення, так як значення L_f не враховує витрати на підключення терміналів. Він потрібен тільки для визначення крокового множника. Скидаємо лічильник кількості ітерацій в 0.

Крок 2. Обчислюємо значення лагранжіана $L(x, y, \alpha)$ за формулою (3.19).

Крок 3. Обчислюємо значення крокових множників для параметрів оптимізації за формулами (3.20), (3.21) і (3.25). Потім обчислюємо поточні значення параметрів оптимізації за формулами (3.22), (3.23) і (3.24).

Крок 4. Перевірка дотримання граничних умов накладених на функціонал за виразами (3.8), (3.9) і (3.10). Це умови, що накладаються на максимальний допустимий трафік і допустимі значення параметрів оптимізації. Якщо умови порушені то коригуємо параметри оптимізації.

Крок 5. Перевірка досягнення «мертвої» точки. Дана перевірка полягає в перевірці досягнення різниці між отриманим значенням лагранжіана і значенням лагранжіана отриманим на попередньому кроці, визначенням похибки заздалегідь. Похибка визначається вимогами, що пред'являються до поставленої задачі. Якщо різниця не досягла величини допустимої похибки, то переходимо на крок 2.

Крок 6. Округлення отриманого результату за допомогою запропонованої процедури округлення представленої виразом:

$$\min_x \left(\left| \frac{\partial f(x=1, \cdot)}{\partial x} \right| \cdot (1-x), \left| \frac{\partial f(x=0, \cdot)}{\partial x} \right| \cdot (x-0) \right).$$

Формується звіт, в якому зазначаються вектор обраних місць розташування концентраторів y і вибраних зв'язків x .

Побудова концентраторного дерева.

Домовимося називати проміжний елемент деревовидної структури концентратором, так як цей термін найбільш повно відображає його призначення. Тоді синтез системи, що забезпечує зв'язок між окремими елементами мережі являє собою задачу підключення концентраторів. На рис. 3.6 представлений приклад типової деревовидної структури.

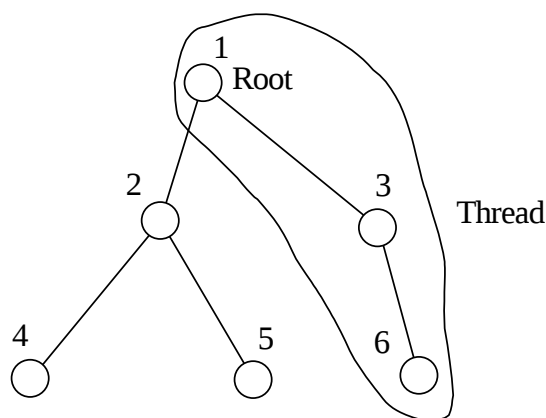


Рис. 3.6

У такій структурі завжди присутня такі елементи: корінь (Root), гілка (Thread). Гілки завжди підключаються до кореня дерева і будуються шляхом з'єднання проміжних вершин (або в контексті даної задачі - концентраторів). Кожна вершина дерева розташовується на певному рівні ієрархії, або іншими словами має певну відстань до кореневої вершини. Так згідно рис. 3.6 вершини 4, 5 і 6 мають один і той же рівень ієрархії, так як вони всі розташовані через одну вершину від кореневої. Наше завдання полягає в тому, щоб побудувати дерево з мінімальною вартістю зв'язків між концентраторами, вартістю самих концентраторів і, звичайно ж, з урахуванням необхідного трафіку. Оптимізація такої задачі, як відомо, належить до класу NP-повних задач. Тому, застосовується приведений раніше алгоритм оптимізації підключення терміналів до концентраторів для оптимізації підключення концентраторів до концентраторів. При цьому цей алгоритм ітеративно будує концентраторне дерево, на кожній ітерації виконуючи підключення концентраторів до вже побудованого дерева.

Алгоритм синтезу концентраторного дерева буде використовувати раніше запропонований алгоритм для підключення терміналів з наступними зауваженнями:

По-перше, він буде орієнтований в основному на визначення вартості місцезнаходження концентратора, тобто на визначення витрат на

підключення даного концентратора до кореня концентраторного дерева. Ця вартість буде включати вартість місцезнаходження всіх концентраторів, що беруть участь у підключенні даного концентратора до кореня дерева. Дана характеристика буде використана не тільки на кожній ітерації, але і для подальшого підключення терміналів.

По-друге, цей алгоритм здійснює підключення всіх можливих місць розташування концентратора на різних рівнях ієрархії дерева. На наступній стадії, при підключенні терміналів до побудованого дерева ми будемо оптимізувати вартість підключення терміналу до концентратора з цього дерева. Причому всі місцезнаходження концентраторів (на різних рівнях ієрархії) будуть абсолютно рівноправні. Це дозволить врахувати всі можливі варіанти підключення терміналу до мережі. На рис. 3.8 показана подібна ситуація. Наприклад, термінал 8 може бути приєднаний до будь-якого концентратора з концентраторного дерева. Це може бути вершина 7, 4, 9 або інша. В залежності від вартості місцезнаходження цих вершин, а також вартості безпосередньо зв'язку, можна визначити найбільш оптимальне з точки зору вартості підключення. Тому необхідно будувати дерево з урахуванням усіх можливих підключень. А потім після підключення терміналів зайві концентратори (тобто ті, до яких не підключений ні один з терміналів) видалити з дерева.

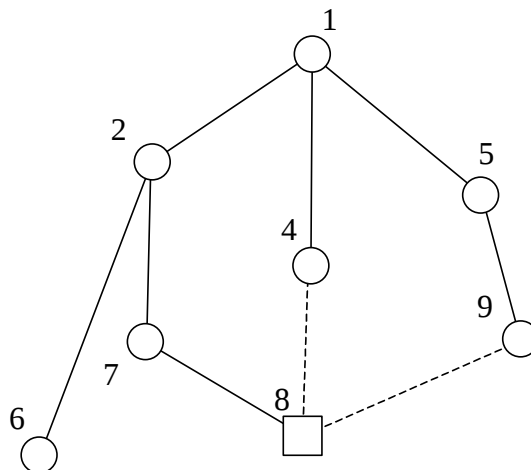


Рис. 3.7

Опис алгоритму.

Нехай J – множина концентраторних місцезнаходжень. Тоді множина $K \subset J$ нехай буде множиною вершин концентраторного дерева, тобто множина точок місцезнаходжень концентраторів, які вже підключені до дерева. А $T \subset J$ буде множиною точок місцезнаходжень концентраторів, які ще не призначені вершинам концентраторного дерева. Відзначимо, що $K \vee T = J$.

Крок 1. Найпершою дією нашого алгоритму буде вибір кореня або кореневої вершини. Такий вибір повинен ґрунтуватися на таких міркуваннях: або він вже підключений до мережі, або вартість підключення його до мережі мінімальна в порівнянні з іншими. З обчислювальної точки зору це буде найпростіший перебір, але він буде виконуватися тільки один раз і не внесе суттєвої затримки у процедуру вирішення.

Крок 2. Обрану вершину поміщають у множину K , всі інші поміщають у множину T .

Крок 3. Алгоритм виконує підключення концентраторів до кореневого. Алгоритм побудований так, що він шукає структуру мережі з мінімальною вартістю підключення. Якщо вигоду від підключення концентраторів рівномірно розподілити між усіма концентраторами, то ми отримаємо підключення концентраторів з мінімальними витратами.

Крок 4. Виконуємо перерахунок вартості місцезнаходження концентратора за наступною формулою: $u_i^m = u_j^{m-1} + c_{ij}$,

де: m представляє собою шаг ітерації, u_i – вартість місце розташування встановленого концентратора, до якого ми підключаємо концентратор, що встановлюється.

Крок 5. Переносимо всі концентратори, що встановлюються з множини T в множину K .

Крок 6. Перевіряємо, наявність концентраторів у множині T . Якщо воно не пусте, то переходимо до кроку 4.

На рисунку 3.8 зображений даний алгоритм.

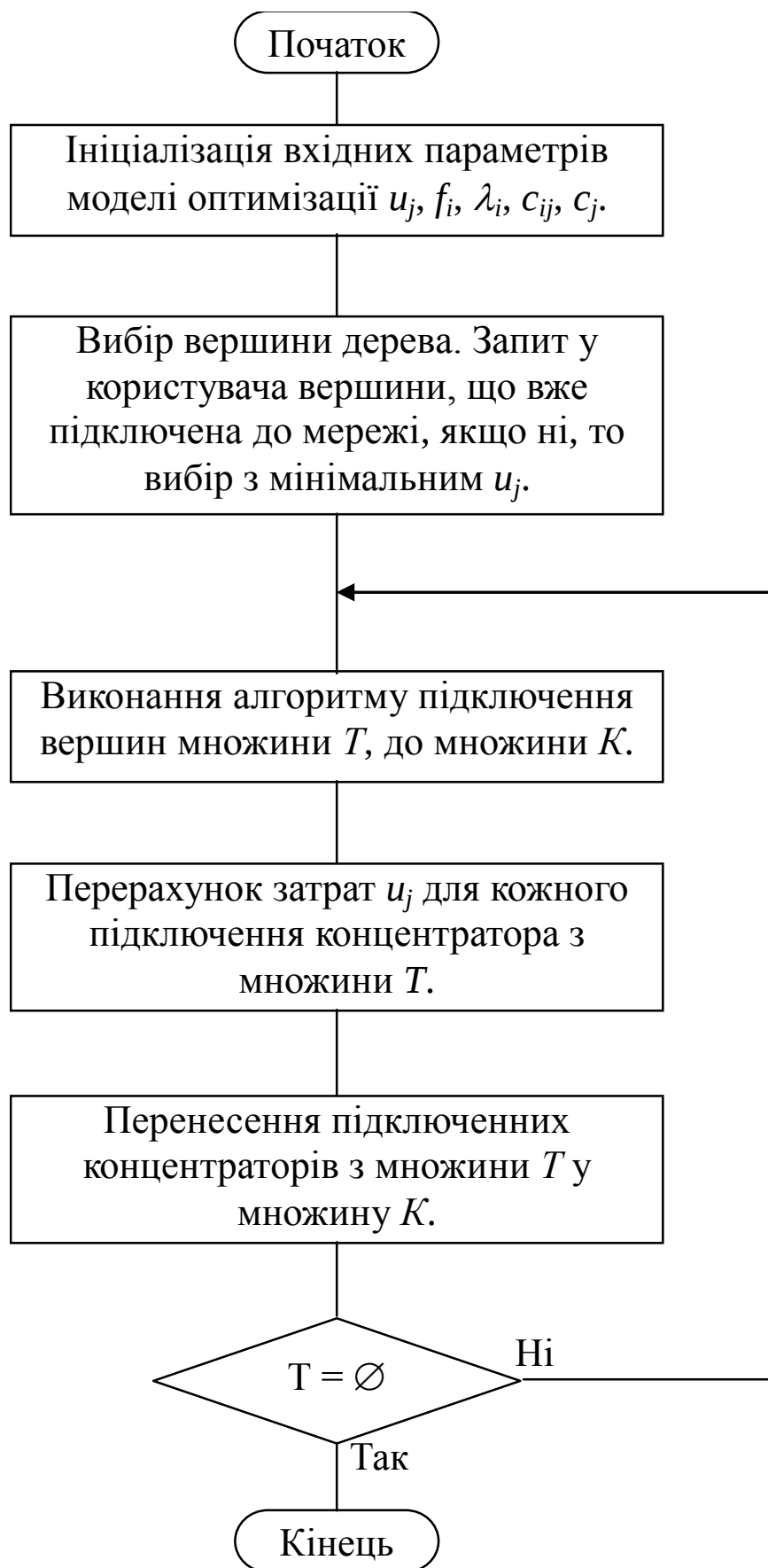


Рис. 3.8

3.4. Алгоритм із застосуванням концентраторного перекриття

При побудові алгоритму із застосуванням концентраторного перекриття серед інших умов розглядалося обмеження на максимальну затримку передачі інформації в мережевих концентраторах. Як відомо, затримка має дві складові: постійну і змінну. Постійна складова визначається фізичними характеристиками концентратора, а змінна складова залежить від мережевого трафіку. Для більшості корпоративних мереж можна на етапі проектування з великою ймовірністю визначити інтенсивність інформаційних потоків. У цьому випадку доцільно на етапі проектування мережі враховувати цей параметр.

Розглянемо математичну модель мережі 100VG Any Lan. У загальному випадку до концентратора підключається n вхідних каналів, по яких можуть надходити n_1 пріоритетних і n_2 безпріоритетних запитів, в сумі складають n запитів. У цьому випадку концентратор може бути представлений у вигляді багатоканальної системи масового обслуговування з n входами, з яких по n_1 входу надходять пріоритетні потоки, а по n_2 - безпріоритетні потоки. Подібного типу система може бути зведена до двоканальної системи масового обслуговування. Застосовуючи аналогічні міркування до другого безлічі пріоритетних заявок і враховуючи, що в рамках цієї безлічі потоки рівноправні, можна помітити подібну багатоканальну систему двоканальної. Таким чином, всі подальші міркування будемо проводити щодо двоканальної системи.

Заявки рівного пріоритету ставляться в одну чергу і обслуговуються в порядку кругового опитування.

При цьому часом опитування можна знехтувати, розглядаючи надходження заявок від різних джерел як від одного джерела з сумарною інтенсивністю. На рівні концентратора мережа може бути представлена у вигляді системи масового обслуговування з двома вхідними потоками.

У цьому випадку отримаємо наступні залежності для середнього часу $E(W)_1$ очікування заявок для потоку з максимальним пріоритетом і середнього часу очікування $E(W)_2$ для потоку з мінімальним пріоритетом:

$$E(W)_1 = \frac{\lambda_1 + \lambda_2}{\mu(\mu - \lambda_1)}$$

Та

$$E(W)_2 = \frac{\lambda_1 + \lambda_2}{\mu(\mu - \lambda_1)(\mu - \lambda_1 - \lambda_2)}.$$

Ці значення розглядаються як складові частини загального навантаження корпоративної мережі.

Для порівняння в роботі наведемо значення середнього часу очікування $E(W)$ з двома безпріоритетними потоками:

$$E(W) = \frac{\lambda_1 + \lambda_2}{\mu(\mu - \lambda_1 - \lambda_2)}.$$

Аналіз показує, що мінімальне значення середнього часу очікування досягається при максимальному пріоритеті заявок за рахунок збільшення часу очікування менш пріоритетних заявок. При цьому середній час очікування менш пріоритетних заявок стає навіть більше середнього часу очікування, ніж при безпріоритетній системі обслуговування.

Мотивація даної роботи викликана потребою користувача в підвищеній надійності мережі. Ця потреба, зумовлена значним розширенням використання мереж за останні роки. При цьому користувачі мереж воліли б мати запасні зв'язки, у разі виходу з'єднання з ладу.

Основними вимогами подібних систем, є високий ступінь працездатності якщо не всієї системи в цілому, то хоча б найбільш життєво важливих її елементів. На структурному рівні відомими методами вирішення даної задачі є дублювання базових елементів. Виходячи з даних приписів, можна говорити про побудову мережі з декількома продубльованими зв'язками кінцевих або "термінальних" елементів зі сполучними проміжними вузлами. Або іншими словами дублювання зв'язків абонентських систем з концентраторами даних. У сучасних термінах, ця задача полягає в побудові мережі з заданим рівнем концентраторного перекриття. Тут можна говорити про зв'язуванні абонентських систем або просто терміналів відразу з декількома концентраторами, при цьому один концентратор виступає в ролі первинного або базового ("primary"), а інші концентратори, з якими дана абонентська система має зв'язок - в ролі вторинних або резервних. Якщо основний концентратор виходить з ладу, то в роботу включається один із вторинних. Така структура, дозволить не тільки підвищити надійність всієї системи в цілому, але і забезпечить заданий рівень відмовостійкості.

При проектуванні деревовидних локальних мереж з підвищеною надійністю виникає необхідність у вирішенні задачі оптимального розміщення концентраторів. Ця задача є багатокритеріальною і може мати безліч формулювань. Тут під оптимальністю мається на увазі, що різні компоненти мережі (концентратори, термінали, зв'язку) володіють чисельно виражається характеристиками (вартість, максимальний трафік і т.д.), які об'єднані за допомогою деякої функціональної залежності (лінійної або нелінійної) в цільову функцію, приймаючи одне або кілька екстремальних значень, які можна вважати оптимальним рішенням. При цьому на характеристики (змінні цільової функції) накладені деякі обмеження. У такій постановці задача може бути вирішена одним з

методів теорії оптимізації. Однак, при великій кількості параметрів і обмежень на параметри, причому деякі обмеження можуть являти собою досить складні функції, отримання рішення за прийнятний відрізок часу в більшості випадків неможливо. Тому для вирішення завдань, що зустрічаються на практиці, часто доводиться або спрощувати задачу (зменшення розмірності задачі, спрощення вихідної математичної моделі, введення додаткових обмежень для звуження області допустимих рішень), або застосовувати спільно з методами оптимізації евристичні методи. Слід зазначити, що не існує евристик, застосовних до широкого класу задач, хоча часто для вирішення різних завдань можна використовувати не саму евристику, а ідею, що лежить в її основі.

При заданому максимальному трафіку кожного концентратора і безлічі потенційних розміщень, класична задача їх розміщення полягає у визначенні кількості, місця розташування і призначення до них терміналів за принципом мінімальної вартості, з урахуванням необхідного потоку даних.

У класичному варіанті завдання, де кожен термінал пов'язаний тільки з одним концентратором, зв'язок встановлюється між терміналом і концентратором, який у свою чергу пов'язаний з центральним вузлом обробки. При такій схемі, термінал відділений від мережі за умови, якщо відбувається одна з трьох подій:

- а) порушено зв'язок терміналу зі своїм концентратором;
- б) сам концентратор вийшов з ладу;
- в) порушено зв'язок концентратора з центральним вузлом обробки.

У мережах, де надійність і доступність є критичними параметрами, бажано пов'язувати термінал з декількома концентраторами або забезпечувати інші додаткові шляхи доступу до центрального вузла обробки. Розглянемо випадок, коли кількість концентраторів, пов'язаних з терміналом неоднаково для різних терміналів. На малюнку 4.1 представлена типова модель мережі з декількома концентраторними перекриттями. У таких мережах кожен термінал і буде пов'язаний максимум з K_i , ($K_i \leq l$, K_i - ціле) концентраторів, створюючи при цьому до K_i шляхів до центрального вузла обробки і, отже, істотно зменшуючи ймовірність того, що термінал буде від'єднано від центрального вузла обробки.

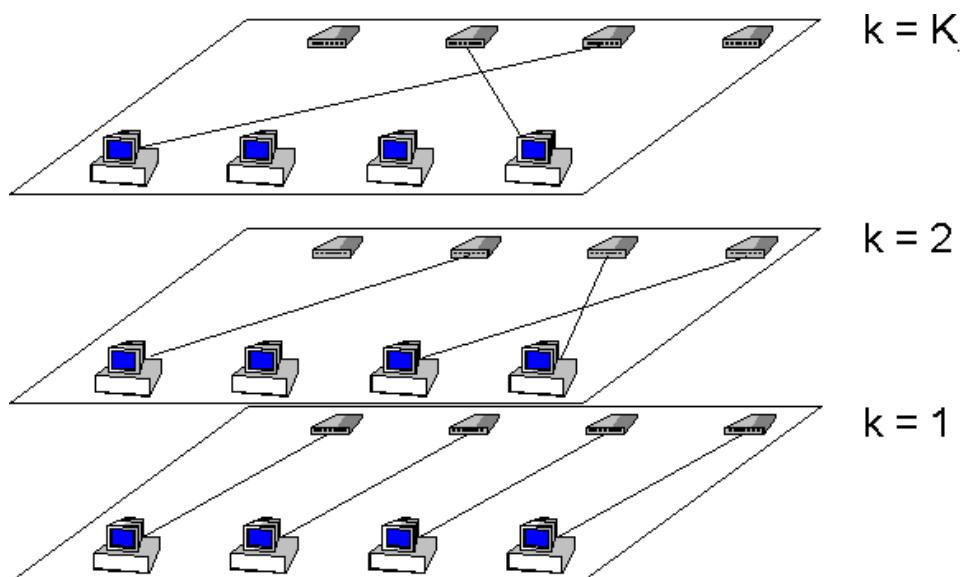


Рис. 4.1

Зазвичай, кожен термінал використовує свій первинний концентратор. Якщо первинний концентратор стає недоступним, то використовується перший резервний концентратор, якщо ж і він недоступний, то використовується другий резервний концентратор і т. д. Але таке додаткове концентраторне перекриття (а, отже, надійність і доступність) вимагає додаткових витрат. Додана вартість з'являється через необхідність забезпечувати додатковий трафік концентраторів, а також завдяки додатковій вартості з'єднання терміналів з резервними концентраторами. Передбачається, що користувачеві мережі вигідно використовувати більше ніж один концентратор. Якщо переваги не очевидні заздалегідь, то користувач міг би використовувати метод рішення, описаний в даній роботі, для отримання рішень в діапазоні заданих значень. Користувач потім може прийняти остаточне рішення з конкретної топологією мережі з урахуванням компромісу між вартістю і вигодою використання множинних зв'язків.

У разі, коли K_i - встановлений в 1 для всіх терміналів і і перед нами стоїть завдання мінімізації вартості, завдання зводиться до класичної задачі призначення терміналів. Завдання мінімізації вартості, де кожен термінал має як первинний зв'язок, так і вторинний (тобто кожен термінал пов'язаний з двома різними концентраторами), розглядалася раніше, але в цій роботі, алгоритм розв'язання є загальним, на відміну від інших, так як кількість зв'язків не фіксована заздалегідь.

Ми припускаємо, що значення параметрів K_i , так само як і чисельні характеристики здійснення цих з'єднань, забезпечуються користувачем комп'ютерної мережі.

При побудові деревовидної ієрархії концентраторів необхідно також врахувати й те, що попередньо необхідно розмістити концентратори в дереві структури і потім, оцінивши параметри розміщення концентраторів зробити оцінку установки даного концентратора саме в цьому місці. Дану

оцінку можна потім використовувати при підключенні абонентських систем до доступним концентраторів. І якщо в результаті яке або підмножина концентраторів не буде підключено до терміналів, то це підмножина необхідно виключити з дерева концентраторів. Необхідно також врахувати і те що, для виконання умови заданого рівня відмовостійкості немає необхідності враховувати ієрархію концентраторів в дереві, так як відмова концентратора на більш нижньому рівні не призведе до відмови всієї системи в цілому, якщо абонентська система підключена до концентратора на більш високому рівні.

В роботі [65] автор спробував розглянути подібну проблему. Він запропонував модель на основі якої, за допомогою все того ж методу релаксації Лагранжа він побудував алгоритм оптимізації вартості.

Взявши дану роботу за основу можна перейти до більш придатною моделі та відповідно алгоритмом [66]¹. У роботі впадає в очі велика кількість параметрів оптимізації. Так, наприклад, немає необхідності в змінній рівня концентраторного перекриття. Це лише зайвий параметр оптимізації і, крім того, зайва обмежувальна умова, яку потрібно перевіряти на кожній ітерації. Ускладнення моделі такими змінними призводить не тільки до зайвої обчислювальної складності, але і до непотрібного аналізу на кожній ітерації.

Зокрема, в роботі [67] розглянуто задачу розміщення концентраторів, де кожен термінал може бути пов'язаний з декількома концентраторами і кількість зв'язків для різних терміналів різна. У класичному варіанті завдання, де кожен термінал пов'язаний тільки з одним концентратором, зв'язок встановлюється від терміналу до концентратора, який у свою чергу пов'язаний з центральним вузлом обробки. При такій схемі, термінал відділений від мережі за умови, якщо відбувається одна з трьох подій: порушений зв'язок від терміналу до свого концентратора; сам концентратор вийшов з ладу; порушений зв'язок від концентратора до центрального вузла обробки. У мережах, де надійність і доступність є критичними параметрами, бажано пов'язувати термінал з декількома концентраторами або забезпечувати додаткові шляхи доступу до центрального вузла обробки. Ми вивчаємо випадок, коли кількість концентраторів, пов'язаних з терміналом неоднакова для різних терміналів. У таких мережах кожен термінал і буде пов'язаний максимум з K_i ($K_i \geq 1$, K_i - ціле) концентраторів, створюючи при цьому до K_i шляхів до центрального вузла обробки і, отже, істотно зменшуючи ймовірність того, що термінал буде від'єднаний від центрального вузла обробки. Призначення такої високорівневої моделі - бути частиною загального процесу проектування мережі, отримуючи при цьому поліпшені, але не обов'язково оптимальні рішення.

На рис. 4.2 показана мережа із терміналами, які пов'язані з різною кількістю концентраторів. На рис. 4.2 передбачається, що термінали T1, T4, T5, T6 і T8 мають $K_i = 1$, термінали T3 і T7 мають $K_i = 2$, а термінал T2

- $K_i = 3$ відповідно. У цьому прикладі кожен термінал пов'язаний з максимально можливою кількістю концентраторів. Вибір значення K_i для терміналу i залежить від того, наскільки критичний зв'язок терміналу i з центральним вузлом обробки. Зазвичай, більше значення K_i означає, що користувач мережі вважає цей термінал більш важливим, ніж термінал з більш низьким значенням.

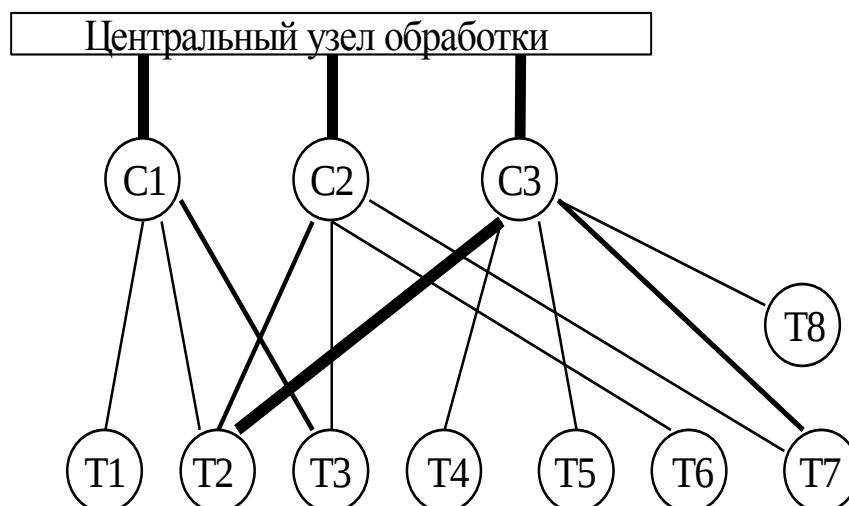


Рис. 4.2

В [65] запропонована математична модель, що описує сформульований вище клас задач. При вирішенні поставленого завдання автори використовували метод релаксації Лагранжа. Нами була реалізована за допомогою обчислювальної техніки запропонована в статті математична модель. Метою побудови програмної моделі була перевірка працездатності та ефективності запропонованого способу розв'язання завдання і аналіз отриманих статистичних даних. Однак при розробці програми виникли складності (про які буде сказано нижче), подолання яких і стало приводом до написання цієї статті. Крім того, результати, отримані при моделюванні, не відповідали поставленим обмеженням.

При реалізації методу запропонованого в [65] було відмічено, що отримані результати порушують безліч обмежень (4) (див. [65]). Проаналізувавши весь хід розв'язання, ми з'ясували, що безліч обмежень (4), яке дотримується при вирішенні задачі LMCONC2 (), потім порушується при виконанні евристичної процедури при спробі дотриматися безлічі обмежень (2). Таким чином, крок 4 евристичної процедури (див. [65]) повинен читатися наступним чином:

Шаг 4: Для кожного $i \in I$, для кожного $k \in KN_i$, с $\sum_j x_{ijk}^- > 1$, встановити x_{ijk} в 1 для найменш дорогого j місця розташування концентратора для k -го концентраторного перекриття, тобто:

$$j \in S | c_{ij'k} + \tilde{c}_{j'} \cdot a_{ik} = \text{Min}_{j \in S} (c_{ijk} + \tilde{c}_j \cdot a_{ik}),$$

де мінімізація стосується тільки тих елементів із S , для яких $\sum_k x_{ijk} = 0$.

Максимальний трафік концентраторів змінюється відповідно.

Крім того при реалізації запропонованого метода вирішення задачі LMCONC2(β) виникла необхідність реалізації одного з відомих методів оптимізації при обмеженнях типу лінійних нерівностей (так звані методи активного набору). Досить повний огляд таких методів можна знайти в [67]. Однак, реалізація подібних алгоритмів - далеко не тривіальна задача, а бібліотеки чисельних методів для різних систем програмування широко не поширені і часто є комерційними продуктами. Ці перешкоди і послужили стимулом до розробки евристичного методу розв'язання задачі LMCONC2 (β).

В [Ошибка! Источник ссылки не найден.] задача LMCONC2(β) розв'язується наступним чином:

1. Послаблюємо обмеження на змінні x_{ijk} :

$$0 \leq x_{ijk} \leq 1$$

2. Встановлюємо $y_j = 1$ і зберігаємо рішення задачі лінійного програмування, якщо значення цільової функції підзадачі LMCONC2 (β) додатне і більше, ніж v_j . В інакшому випадку, y_j приймаємо рівним 0, а в якості розв'язку підзадачі приймається нульовий вектор.

Ми пропонуємо наступну евристичну процедуру вирішення завдання LMCONC2 (β), засновану на більш повному використанні інформації, що міститься в безлічі обмежень (20) (см [1]). З (20) випливає, що:

$$\sum_{k \in K_i} x_{ijk} = 1, \quad \forall i \in I, \quad \forall j \in J$$

Таким чином, для кожної пари індексів i, j слідує обрати x_{ijk} з таким індексом k , для якого значення виразу $(-c_{ij} - c_j a_{ik} + \beta_{ik})$ буде найбільшим і додатним. Для x_{ijk} з таким індексом k встановити значення 1, а іншим $(k_i - 1)$ змінним x_{ijk} присвоїти 0. В інакшому випадку, всім K_i змінним x_{ijk} присвоюється 0. Потім, вираховується значення цільової функції підзадачі LMCONC2(β), при цьому $y_j = 1$. Розв'язок зберігається, якщо отримане

значення цільової функції позитивно і більше, ніж v_j . В інакшому випадку, u_j приймається рівним 0, а в якості рішення підзадачі приймається нульовий вектор.

Однак, при такому підході до вирішення завдання (який був використаний в [1]) LMCONC2 (β) не дотримується безліч обмежень (3). Вирішенням цієї проблеми може бути виконання наступної процедури для кожного з $|J|$ обмежень.

Умови застосування процедури наступні:

1. Якщо $j=0$, то процедура для даної нерівності не потрібна (так як нерівність автоматично виконується при $b_i \geq 0$).
2. Якщо $j=1$ і нерівність (19) не виконується.

Процедура дотримання обмежень на максимальний трафік концентраторів:
Простір змінних x_{ijk} для нерівності (19) можна представити наступним чином:

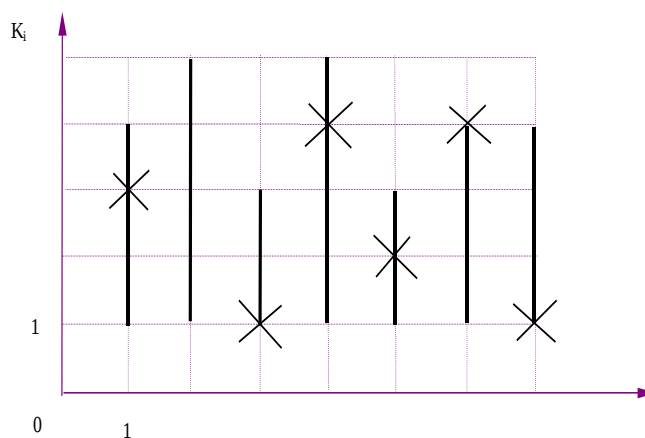


Рис. 4.3

де в кожному стовпчику тільки одна змінна x_{ijk} може мати значення 1 (у відповідності з умовою (20)).

Формально процедуру можна представити наступним чином:

1. Знаходимо $T_{0i} Z_0$.
2. Знаходимо стовбець i , для якого

$$F = \max_{i \in I} (F_i);$$

$$F_i = \max_{k \in K_i} (D_{ik});$$

Якщо $T_{ik} < T_0$, то:

$$\Delta Z_{ik} = \frac{Z_{ik} - Z_0}{Z_0};$$

$$\Delta T_{ik} = \frac{T_0 - T_{ik}}{T_0};$$

$$D_{ik} = \Delta Z_{ik} \cdot \Delta T_{ik};$$

Z_0 – первинне значення цільової функції j -ої підзадачі LMCONC2(β);

T_0 - первинне значення сумарного трафіка j -го концентратора;

Z_{ik} - значення цільової функції j -ої підзадачі LMCONC2(β), отримане установкою $x_{ijk} = 1$; при цьому, для $\forall k' \in K_i$ и $k' \neq k$ $x_{ijk'} = 0$;

T_{ik} - значення сумарного трафіка j -го концентратора, отримане установкою $x_{ijk} = 1$; при цьому, для $\forall k' \in K_i$ и $k' \neq k$ $x_{ijk'} = 0$.

Слід зауважити, що при зменшенні сумарного трафіку через j -ий концентратор значення цільової функції j -ої підзадачі LMCONC2(β) буде збільшуватися (див. формулу (18)).

Причому, при виконанні цього пункту, необхідно весь час дотримуватися обмеження, описане на початку даної процедури.

3. Для відібраного у пункті 2 значення i (значення j - фіксоване) встановлюємо $x_{ijk} = 0$, $\forall k \in K_i$

4. Для відібраних у пункті 2 значень i, k встановлюємо $x_{ijk} = 1$.

Цю процедуру можна повторювати до тих пір, поки умова (19) не стане істинним.

Нижче наведена якісна оцінка евристичної процедури, розробленої в [66], використовуваної для вирішення завдання LMCONC2(β):

1. Процедуру, розроблену в даній статті, достатньо просто реалізувати, оскільки вона не базується на методах лінійного програмування.

2. Розроблена процедура, на відміну від [65], сама по собі не є ітеративною (тобто, вона має час виконання, лінійно залежне від розмірності задачі), хоча і може виконуватися кілька разів для зниження трафіку до прийнятної величини.

3. В результаті застосування запропонованої процедури, на відміну від процедури аналогічного призначення, описаною в [65], можна отримати бажані користувачем значення трафіку (в тому числі і мінімальні), що досягається багаторазовим виконанням цієї процедури.

3.5. Алгоритм концентраторного перекриття

Завдання синтезу деревовидної структури комп'ютерної мережі була розглянута раніше, але, незважаючи на те, що деревоподібна структура припускає певної порівняльної з рештою топологіями ступенем надійності, сучасні вимоги до комп'ютерних мереж припускають ще більший ступінь живучості. У зв'язку з цим у даному розділі пропонується алгоритм концентраторного перекриття, який повинен забезпечити наступне:

- Для забезпечення мінімальної вартості мережі, що синтезується повинні застосовуватися вартості зв'язків елементів мережі;

- Вартості місць розташування елементів мережі (вартість всіх зв'язків необхідних для підключення даного місця розташування із загальною мережею) повинні визначати обмеження на структурний вигляд всієї мережі в цілому, іншими словами визначати найбільш оптимальну з точки зору вартості ієрархію системи комутації;
- З точки зору затрат на вживане обладнання необхідно враховувати вартість підключення (тобто вартість обладнання необхідного для безпосереднього підключення засобу зв'язку до конкретного вузла комутації)
- Крім того, тип вибраного вузла комутації повинен визначатися виходячи з потенційних його можливостей по пропускній здатності. Для цих цілей вводиться обмеження на допустиму пропускну здатність конкретного вузла комутації.
- З точки зору пропонованих мережевих послуг повинна використовуватися вартісна характеристика вигоди від підключення. Дана характеристика повинна враховувати необхідну пропускну здатність для забезпечення нормальної роботи підключається терміналу.
- Для забезпечення заданого ступеня живучості крім основного (первинного) зв'язку з концентраторним деревом повинні використовуватися додаткові зв'язки, які будуть використовуватися після виходу з ладу основного.

Сформулюємо задачу підключення абонентських систем з множинним концентраторним перекриттям як задачу математичного програмування. Запропонована раніше модель хоч і взята за основу, але все ж видозмінена, оскільки використовує множинне концентраторне перекриття. Тому необхідно визначитися в прийнятих позначеннях і представити отриману модель.

I - безліч індексів розташування терміналів, i являє собою елемент множини;

J - безліч індексів можливого розташування концентраторів, j являє собою елемент множини;

K_i – множина індексів рівнів концентраторного перекриття, k_i представляє собою елемент множини;

λ_{ik} – інтенсивність потоку необхідного для i -го терміналу на k_i рівні концентраторного перекриття;

x_{ijk} – являє собою наявність зв'язку між i -им терміналом і j -им концентратором на k_i рівні концентраторного перекриття, дорівнює 1, якщо цей зв'язок є, дорівнює 0, у противному випадку;

f_{ik} – питома чисельна характеристика «вигоди» підключення i -ого терміналу на k_i рівні концентраторного перекриття;

c_{ij} - вартість призначення терміналу i концентратору j ;

c_j – питома вартість підключення нового терміналу до j -му концентратора;

u_j – фіксована вартість встановлення концентратора в місці розташування j ;

y_j – являє собою наявність концентратора в концентраторному місці розташування j , дорівнює 1, якщо концентратор розташований в місці j , дорівнює 0, у протилежному випадку;

Безліч точок розміщення терміналів (I) являє собою ідентифікатори терміналів, які необхідно підключити до мережі. Безліч точок місцерозташування концентраторів (J) являє собою безліч всіх доступних концентраторів в мережі. Безліч індексів концентраторного перекриття (K_i) являє собою безліч рівнів концентраторного перекриття для i -го терміналу. Інтенсивність потоку необхідного для i -го терміналу на k_i рівні концентраторного перекриття (λ_{ik}) – являє собою чисельне вираження необхідного потоку для терміналу, іншими словами як багато даних використовує даний термінал в одиницю часу на k_i рівні концентраторного перекриття. Питома чисельна характеристика «вигоди» підключення i -ого терміналу на k_i рівні концентраторного перекриття (f_{ik}) є нормувальним коефіцієнтом, за допомогою якого можна визначити вигоду від підключення i -ого терміналу до мережі, по суті, це вартість часу роботи (або часу підключення) терміналу в мережі на кожному рівні концентраторного перекриття. Залежність вигоди від рівня концентраторного перекриття враховує необхідну ступінь живучості системи, тобто є функцією залежить від ступеня надійності необхідної для даного терміналу. Вид цієї функції можна представити на рис. 4.4.

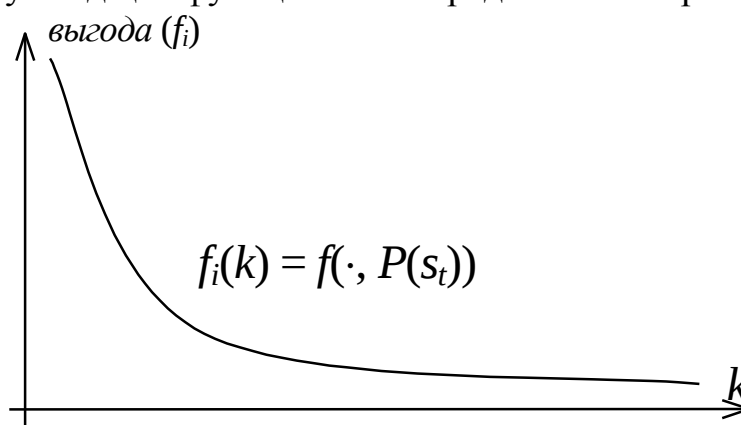


Рис. 4.4

Характер функції $f_i(k)$ визначається необхідним рівнем надійності роботи терміналу. У математичних позначеннях це буде виглядати наступним чином.

Нехай термінал має наступні відмовні стани $s_1, s_2, \dots, s_t$, тобто стани, в яких термінал може зберігати працездатність з певною пропускну здатністю. Вважаючи ймовірність безвідмовної роботи терміналу статично незалежної, можна визначити ймовірність попадання терміналу в певний стан $P(s_t)$. У результаті функція вигоди буде обчислюватися за такою формулою:

$$f_i(k) = C \cdot P(s_i) \cdot r_i.$$

Де: C_i - постійний коефіцієнт залежить від вартісної вигоди підключення і терміналу; $P(s_i)$ - ймовірність виходу з ладу всіх зв'язків до i рівня концентраторного перекриття для i терміналу; r_{ik} - нормувальні коефіцієнти для відповідної пропускної здатності.

Для визначення кожної ймовірності можна використовувати модель загибелі розмноження, оскільки стан терміналу змінюється послідовно. Перерахунок ймовірностей викладено в багатьох роботах по теорії ймовірності, тому дана робота не ставить перед собою метою їх обчислення. Крім того, конкретні значення визначаються конкретним випадком. Аналіз параметрів надійності всієї мережі в цілому докладно наведено в роботі [69], для докладних роз'яснень рекомендується звернутися до даного джерела. Підводячи підсумок, можна помітити, що функція вигоди матиме нелінійний монотонно спадаючий характер, представлений на рис. 4.4.

Вартість призначення терміналу і концентратора j (c_{ij}) - це вартість фізичного підключення терміналу до мережі. Питома вартість підключення терміналу до j -му концентратора (c_j) являє собою вартість одного порту концентратора для підключення терміналу.

З огляду на все перераховане вище можна записати модель мережі з множинним концентраторним перекриттям:

$$Z(x, y) = \sum_{i \in I} \sum_{k \in K_i} f_{ik} \sum_{j \in J} \lambda_{ik} x_{ijk} - \sum_{i \in I} \sum_{k \in K_i} \sum_{j \in J} c_{ij} x_{ijk} - \sum_{j \in J} c_j \sum_{i \in I} \sum_{k \in K_i} x_{ijk} - \sum_{j \in J} u_j y_j. \quad (4.1)$$

Перший доданок визначає вигоду від підключення терміналу на кожному з $k \in K_i$ рівні концентраторного перекриття. Необхідно відзначити, що коефіцієнт f_{ik} відіграє важливу роль в даному доданку. За його рахунок ми досягаємо опуклості або ввігнутості нашої функції. Тому потрібно задавати даний параметр виходячи з таких міркувань: по-перше, приріст коефіцієнта має бути негативним при збільшенні індексу k , оскільки, чим вище рівень концентраторного перекриття, тим більше є додаткових зв'язків. І при певному числі цих зв'язків настає насичення, при якому додаткові зв'язки стають не вигідними.

Другий доданок визначає витрати необхідні на підключення терміналів до концентраторів на кожному рівні концентраторного перекриття. Третє - відповідно на додаткове концентраторне обладнання. І четверте - на підключення концентратора до концентраторному дереву. При таких граничних умовах:

$$\sum_{i \in I} x_{ijk} \geq y_j, \quad \forall j \in J, \quad \forall k \in K_i, \quad (4.2)$$

$$\sum_{k \in K_i} x_{ijk} \leq y_j, \quad \forall j \in J, \quad \forall i \in I, \quad (4.3)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall j \in J, \quad \forall i \in I, \quad \forall k \in K_i, \quad (4.4)$$

$$y_j \in \{0, 1\} \quad \forall j \in J. \quad (4.5)$$

Граничні умови пояснювалися раніше, крім одного (4.2). Ця умова говорить про те, що для кожного концентратора призначений тільки один термінал в площині рівнів концентраторного перекриття K_i . Іншими словами не може бути одного і того ж призначення концентратор-термінал для двох різних рівнів концентраторного перекриття.

Дана модель з обчислювальної точки зору ускладнилася лише на додатковий цикл (причому величини набагато меншою, ніж розмірність задачі n) і додатковий параметр оптимізації β . У зв'язку з цим алгоритм для даної моделі не буде істотно відрізнятися від алгоритму запропонованого при оптимізації підключення терміналів без концентраторного перекриття. Так, наприклад, буде виглядати оптимізаційний Лагранжів:

$$L(x, y, \alpha, \beta) = \sum_{i \in I} \sum_{k \in K_i} \sum_{j \in J} (f_{ik} \lambda_{ik} - c_{ij} - c_j - \alpha_{jk} + \beta_{ij}) x_{ij} - \sum_{j \in J} \left(u_j - \sum_{k \in K_i} \alpha_{jk} + \sum_{i \in I} \beta_{ij} \right) y_j.$$

Тоді, вид його субградієнтів:

$$\nabla_x^{ijk} L(x, y, \alpha, \beta) = f_{ik} \lambda_{ik} - c_{ij} - c_j - \alpha_{jk} + \beta_{ij},$$

$$\nabla_y^j L(x, y, \alpha, \beta) = u_j - \sum_{k \in K_i} \alpha_{jk} + \sum_{i \in I} \beta_{ij},$$

$$\nabla_\alpha^{jk} L(x, y, \alpha, \beta) = y_j - \sum_{i \in I} x_{ijk},$$

$$\nabla_\beta^{ij} L(x, y, \alpha, \beta) = \sum_{k \in K_i} x_{ijk} - y_j.$$

Незважаючи на велику обчислювальну складність даної моделі в порівнянні з запропонованою раніше, ми все ж маємо справу з моделлю призначеної для синтезу мережі з множинним концентраторним перекриттям, що дає нам можливість вибирати необхідний ступінь живучості.

Алгоритм, не дивлячись на зміну самої моделі, ніяк не зміниться, оскільки вся процедура вирішення не залежить від правил обчислень.

Найважливішими показниками якості, які необхідно враховувати при проектуванні корпоративних комп'ютерних мереж, є затримки в доставці інформації від терміналів до центру x_0 , а також характеристики мережі по надійності.

Як правило, ці показники виступають в якості обмежень в задачах проектування, а основним критерієм виступає сумарна вартість мережі C_Σ або очікуваний дохід від її використання.

Для аналітичної оцінки величини середньої затримки в доставці пакетів по мережі від x_i до x_0 введемо наступні допущення [11].

- 1) Вхідні потоки від терміналів - пуассонівські з інтенсивністю λ_i , $i \in J$.
- 2) Буфера у вузлах зв'язку мають необмежену ємність.
- 3) Час обслуговування пакету в каналах зв'язку - випадкові величини, розподілені експоненціально з параметром μ_{rs} , де μ_{rs} - пропускна здатність каналу зв'язку (r, s) .
- 4) Виконується гіпотеза «незалежності» Л. Клейнрока - час обслуговування (передачі) одного пакету в різних каналах зв'язку (КС) - статично незалежні випадкові величини. Крім того будемо вважати, що вузол зв'язку, де встановлений концентратор, описується моделлю СМО М/М/п/1, де п - число вхідних потоків. У цьому випадку середня затримка у вузлі r описується таким співвідношенням:

$$\bar{T}_r = \frac{1}{\mu_r k_{pr} - \Lambda_r} \quad (4.6)$$

Де $\Lambda_r = \sum_{\forall s: (s,r) \in E} \lambda_{rs}$ - інтенсивність сумарного вхідного потоку в концентратор на вузлі r , $E = \{(r, s)\}$ - множина каналів зв'язку; k_{pr} - коефіцієнт готовності (ймовірність безвідмовної роботи) вузла x_r .

Визначимо при даних допущеннях середню затримку в доставці інформації від терміналу x_i до центра у вузлі x_0 . Позначимо через M_{i0} маршрут передачі інформації з x_i у x_0 ; λ_i - інтенсивність потоку від терміналу x_i , $i \in J$ (Мб/с) (см. рис. 4.5).

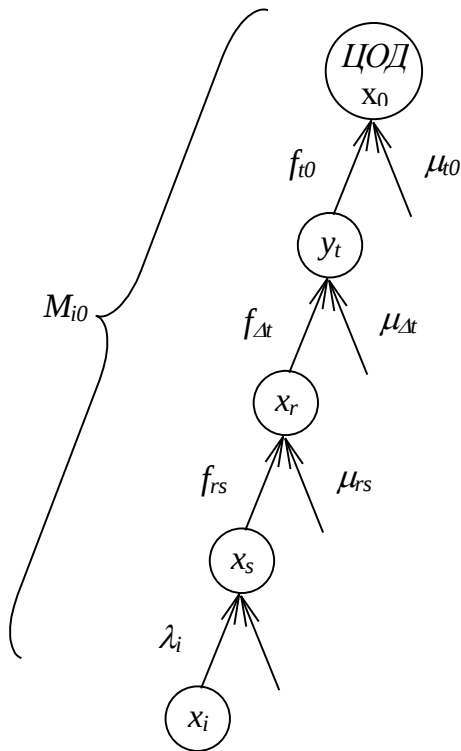


Рис. 4.5.

Тоді середня затримка в доставці інформації від x_i до ЦОД (сервера мережі) визначається співвідношенням:

$$T_i = \frac{1}{\lambda_i} \left(\sum_{(r,s) \in M_i} \frac{f_{rs}}{k_{prs} \mu_{rs} - f_{rs}} + \sum_{r \in M_i} \frac{\Lambda_r}{k_{pr} \mu_r - \Lambda_r} \right) \quad (4.7)$$

Де f_{rs} – сумарна величина потоку у ІС (r, s) , μ_{rs} – пропускна здатність КМ (r, s) , k_{prs} – показник надійності – коефіцієнт надійності КМ (r, s) .

При цьому виконуються наступні обмеження:

$\mu_{rs} \in D = \{d_n\}$ – заданий набір ПС каналів зв'язку (наприклад: $d_n = 9600$ б/с, $d_n = 19200$ б/с, $d_n = 28800$ б/с).

$\mu_r \in P = \{\mu_n\}$ – набір продуктивностей вузлів зв'язку (концентраторів);

$f_{rs} < \mu_{rs} k_{prs}$, для всіх каналів $(r, s) \in E$, $\Lambda_r < \mu_r k_{pr}$

При цьому глобальний потік в КМ (r, s) $f_{rs} = \sum_{i=1}^n f_{rs}^{(i)}$, де $f_{rs}^{(i)}$ – складова потоку від терміналу, який передається по КМ (r, s) .

Зауваження. Для мережі деревовидної структури $f_{rs}^{(i)} = \lambda_i$.

Розглянемо тепер показники мережі по надійності. Позначимо через p_{cvi} ймовірність зв'язності терміналу x_i з центром x_0 .

Будемо вважати ймовірність відмов КМ та вузлів зв'язку статично незалежними випадковими величинами та нехай p_{rs} – ймовірність справного стану КМ (r, s) , $p_{rs} = k_{prs}$ а $q_{rs} = 1 - p_{rs}$ – ймовірність відмови КМ (r, s) . Аналогічно $p_r = k_{pr}$ – ймовірність справного стану концентратора у вузлі r , а $q_r = 1 - p_r$ – ймовірність його відмови. Якщо термінал i зв'язан тільки одним маршрутом M_i з ЦОД, то

$$p_{cvi} = \prod_{r \in M_i} k_{pr} \cdot \prod_{r \in M_i} k_{prs} \quad (4.8)$$

Припустимо, що x_i зв'язан кількома маршрутами M_i^1, M_i^2 с ЦОД, і вони являються непересічними, по каналам, тобто $M_i^1 \cap M_i^2 = \emptyset$.

Тоді використовуючи логіко-ймовірносний метод (ЛІВМ) [4], легко отримати функцію працездатності мережі. Нехай інформація від x_i може передаватися по маршрутам $M_i^1, M_i^2, M_i^3, \dots, M_i^{(k)}$.

Тоді загальна p_{cvi} буде рівна ймовірності, що справний хоча б один з маршрутів M_i^r .

Якщо Q_{omk}^r – ймовірність відмови маршрута M_i^r , то

$$p_{cvi} = 1 - \prod_{r=1}^k Q_{omk}^{(r)} \quad (4.9)$$

Очевидно, величина

$$Q_{omk}^r = 1 - \prod_{(r,s) \in M^r} k_{prs} \cdot \prod_{r \in M^r} k_{pr} \quad (4.10)$$

Підставляючи (4.10) в (4.9), знайдемо ймовірність зв'язності для терміналу x_i , якщо він зв'язан k_i незалежними маршрутами з центром (k_i – величина концентраторного перекриття для x_i).

$$p_{cvi} = 1 - \prod_{r=1}^k \left(1 - \prod_{(r,s) \in M^r} k_{prs} \cdot \prod_{r \in M^r} k_{pr} \right) \quad (4.11)$$

У процесі проектування топології корпоративної мережі ми виділимо два класи задач:

- 1) задачі аналізу ймовірностно-тимчасових і надійносних характеристик мережі;
- 2) синтез структури корпоративної мережі з концентраторами при обмеженнях на ймовірностно-тимчасові і надійносні показники мережі.

Завдання аналізу часових і характеристик корпоративної мережі по надійності з концентраторами.

Постановка задачі: задана структура мережі у вигляді графа типу дерева $G = (X, E)$, де $X = \{x_i\}$, – множина терміналів мережі, де $i = 1, \dots, n$, y_j – множина місць розташування концентраторів, де $j \in J$, при цьому $Y \subset X$, набір пропускних здатностей КЗ (каналів зв'язку) $D = \{d_k\}$ і можливий набір продуктивностей концентраторів: $\Pi = \{d_r\}$, характеристики каналів зв'язку по надійності $\{k_{prs}\}$, $(r, s) \in E$ та вузлів зв'язку $\{k_{prs}\}$, $r \in E$. Необхідно знайти таке розподілення потоків по всіх КЗ $\{f_{rs}\}$, пропускні здатності всіх КЗ $\{\mu_{rs}\}$ і продуктивності концентраторів $\{\mu_r\}$, при яких сумарна вартість мережі буде мінімальною при обмеженнях на середню затримку в доставці інформації від кожного терміналу i - $T_{зadі}$. Математична модель цієї задачі:

$$\min(G) = \min \left(\sum_{(r,s) \in E} C_{rs}^{nep}(\mu_{rs}) + \sum_{r=1}^n C_r(\mu_r) \right) \rightarrow \min \quad (4.12)$$

За умов:

$$\bar{T}_c = \frac{1}{\Lambda_i} \left(\sum_{(r,s) \in M_i} \frac{f_{rs}^i}{k_p \mu_{r0} - f_{r0}} + \sum_{r \in M_i} \frac{\Lambda_r}{k_{p_r} \mu_r - \Lambda_r} \right) \leq T_{0зad} \quad (4.13)$$

$$\begin{cases} \mu_{rs} \in D = \{d_1, d_2, \dots, d_k\} \\ \mu_r \in \Pi \end{cases} \quad (4.14)$$

Та обмеженнях на продуктивність концентраторів на вузлі:

$$k_{p_r} \mu_r > \Lambda_r = \sum_{\forall s: (s,r) \in E} f_{rs} \quad (4.15)$$

Де $C_{rs}(\mu_{rs})$ – вартість каналу зв'язку (r, s) довжиною l_{rs} та ПС μ_{rs} ; $C_r(\mu_r)$ – вартість концентратора у вузлі x_r продуктивністю μ_r . Задача (4.12) – (4.15) відноситься до класу нелінійних задач дискретного програмування. Для її розв'язку випадку безперервних величин ПС $\{\mu_{rs}\}$ та $\{\mu_r\}$ можна застосувати метод множників Лагранжа. Відзначимо, що функції (4.13) за змінними $\{\mu_{rs}\}$ и $\{\mu_r\}$ випуклі, тобто

$$\frac{\partial^2 T_i(\mu_{rs}, \mu_r)}{\partial \mu_{rs}^2} > 0$$

$$\frac{\partial^2 T_i(\mu_{rs}, \mu_r)}{\partial \mu_r^2} > 0 \quad (4.15)$$

А, отже, обмеження (4.13) визначає випуклу область.

Припустимо, що функція збійності $C_{rs}(\mu_{rs})$ та $C_r(\mu_r)$ – випуклі або квазівипуклі за змінними μ_{rs} та μ_r . Тоді задача (4.12) – (4.15) представляє собою задачу випуклого програмування.

Побудуємо функцію Лагранжа

$$\begin{aligned} L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\}) &= \sum_{(r,s) \in E} C_{rs}(\mu_{rs}) + \sum_{r=1}^n C_r(\mu_r) + \sum_{i=1}^m \alpha_i (\bar{T}_i - T_{zadi}) = \\ &= \sum_{(r,s) \in E} C_{rs}(\mu_{rs}) + \sum_{r=1}^n C_r(\mu_r) + \\ &+ \sum_{i=1}^m \frac{\alpha_i}{\Lambda_i} \left(\sum_{(r,s) \in M_i} \frac{f_{rs}^i}{k_{p_{rs}} \mu_{rs} - f_{rs}^i} + \sum_{r \in M_i} \frac{\Lambda_r}{k_p \mu_r - \Lambda_r} - T_{zadi} \right) \end{aligned} \quad (4.16)$$

Де α_i – множники Лагранжа. Застосуємо теорему Куна-Таккера до даної задачі. Відповідні умови оптимальності наступні:

$$\begin{cases} \frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \mu_{rs}} \geq 0, & \forall (r,s) \in E \\ \frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \mu_r} \geq 0, & r = 1, 2, \dots, n \end{cases} \quad (4.17)$$

$$\frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \alpha_i} = \bar{T}_i - T_{zadi} \leq 0, \quad i = 1, 2, \dots, m \quad (4.18)$$

Та умови доповнючої нежорсткості:

$$\frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \mu_{rs}} \cdot \mu_{rs} = 0, \quad \forall (r,s) \in E \quad (4.19)$$

$$\frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \mu_r} \cdot \mu_r = 0, \quad r = 1, 2, \dots, n \quad (4.20)$$

$$\frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \alpha_i} \cdot \alpha_i = 0, \quad i = 1, 2, \dots, m \quad (4.21)$$

Але через специфіку даної задачі $\mu_{rs} \neq 0, \forall(r, s)$ и $\mu_r \neq 0, \forall r$, то очевидно виходячи з (4.19) та (4.20) відповідні умови оптимальності спрощуються до виду:

$$\frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \mu_{rs}} = 0, \quad \forall(r, s) \in E$$

$$\frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \mu_r} = 0, \quad r = 1, 2, \dots, n$$

$$\frac{\partial L(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})}{\partial \alpha_i} = 0, \quad i = 1, 2, \dots, m$$

Для знаходження шуканих $\{\mu_{rs}\}$ та $\{\mu_r\}$, а також $\{\alpha_i\}$ необхідно розв'язати нелінійну систему (4.17) – (4.18). Враховуючи, що шукана точка $(\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}, \{\alpha_i\})$, являється сідловою точкою функції Лагранжа, в якій:

$$L(\mu_{rs}^0, \mu_r^0, \alpha_i^0) = \min_{\{\mu_{rs}\}, \{\mu_r\}} \left(\max_{\{\alpha_i\}} L(\mu_{rs}, \mu_r, \alpha_i) \right)$$

То для знаходження сідлової точки можна запропонувати наступний рекурентний алгоритм $n + 1$ ітерацій та кожної i точки, що базується на методі градієнта:

$$\mu_{rs}^{(n+1)} = \mu_{rs}^{(n)} - \gamma_1^{(n)} \frac{\partial L(\mu_{rs}, \mu_r, \alpha_i)}{\partial \mu_{rs}} = \mu_{rs}^{(n)} + \gamma_1^{(n)} \frac{f_{rs}^i \cdot k_{p_{rs}}}{(\mu_{rs}^{(n)} - f_{rs}^i)^2} \quad (4.22)$$

$$\mu_r^{(n+1)} = \mu_r^{(n)} - \gamma_2^{(n)} \frac{\partial L(\mu_{rs}, \mu_r, \alpha_i)}{\partial \mu_r} = \mu_r^{(n)} + \gamma_2^{(n)} \frac{\Lambda_r^i \cdot k_{p_r}}{(\mu_r^{(n)} - \Lambda_r^i)^2} \quad (4.23)$$

I, нарешті:

$$\alpha_i^{(n+1)} = \alpha_i^{(n)} - \gamma_3^{(n)} \frac{\partial L(\mu_{rs}, \mu_r, \alpha_i)}{\partial \alpha_i} = \alpha_i^{(n)} - \gamma_3^{(n)} (T_i(\mu_{rs}, \mu_r) - T_{zadi})$$

(4.24)

Де γ_1 , γ_2 и γ_3 - розмір кроку.

Для кутовий збіжності алгоритму необхідно і достатньо, щоб:

$$\begin{cases} \gamma_t^{(n)} > 0 \\ \gamma_t^{(n)} \rightarrow 0, \quad n \rightarrow \infty \end{cases}, \quad t = 1, 2, 3$$

І, крім того:

$$\sum_{i=1}^n \gamma_t^{(i)} \rightarrow \infty, \quad t = 1, 2, 3$$

У випадку, коли змінні ПС каналів зв'язку $\{\mu_{rs}\}$ та продуктивності концентраторів $\{\mu_r\}$ являються дискретними величинами (а це саме той випадок, який становить практичний інтерес), для вирішення завдання (4.12) - (4.15) необхідно застосувати один з методів дискретної оптимізації, наприклад гілок і меж або послідовного аналізу та відсіву варіантів (ПАВ), запропоновані в [70] .

Тут найбільш переважним виявляється метод ПАВ, основне достоїнство полягає в тому, що збільшення числа обмежень (4.13) не ускладнює завдання, а навпаки покращує відсів.

Опис алгоритму ПАВ.

Метод ПАВ базується на двох процедурах відсіва: по обмеженню W_1 і по критерію W_2 .

Процедура W_1 .

Спочатку задається безлічч варіантів по кожній із змінних $\mu_{rs} : M_{rs}$ та $\mu_r : M_r$. Де:

$$\begin{aligned} M_{rs} &= \{\mu_{rs}^{\min}, \mu_{rs}^{(1)}, \mu_{rs}^{(2)}, \mu_{rs}^{(3)}, \dots, \mu_{rs}^{\max}\}, & \mu_{rs} &\in D \\ M_r &= \{\mu_r^{\min}, \mu_r^{(1)}, \mu_r^{(2)}, \mu_r^{(3)}, \dots, \mu_r^{\max}\}, & \mu_r &\in \Pi \end{aligned}$$

Процедура відсіву для змінної μ_{rs} по обмеженню i виглядає так:

$$\frac{1}{\Lambda_i} \frac{f_{r_i s_i}^i}{k_p \mu_{r_i s_i} - f_{r_i s_i}^i} > T_{zadi} - \frac{1}{\Lambda_i} \left(\sum_{\forall (r,s) \neq (r_i, s_i)} \frac{f_{rs}^i}{k_p \mu_{rs}^{\max} - f_{rs}^i} + \sum_{r \in M_i} \frac{\Lambda_r}{k_p \mu_r^{\max} - \Lambda_r} \right)$$

(4.25)

Згідно (4.25) відсіваються усі нижні значення μ_{rs} , які менше максимального значення μ_{rs} з якого починає виконуватися (4.25). Процедуру відсіву змінних μ_{rs} повторюємо для всіх обмежень.

Позначимо через $M_{rs}^{(1)} \in M_{rs}$ скорочену підмножину варіантів після застосування W_1 . Аналогічну процедуру відсіву повторюємо для всіх КЗ та концентраторів.

Далі переходимо до процедури W_2 .

Процедура W_2 виконує відсів верхніх значень змінних $\{\mu_{rs}\}$ та $\{\mu_r\}$ за величиною критерію C_Σ .

Процедура W_2 .

Задається значеннями порогу відсіва:

$$C_1^* = \frac{C_\Sigma^{\min} + C_\Sigma^{\max}}{2} = \frac{\sum_{(r,s) \in E} C(\mu_{rs}^{\min}) + \sum_{r=1}^n C(\mu_r^{\min}) + \sum_{(r,s) \in E} C(\mu_{rs}^{\max}) + \sum_{r=1}^n C(\mu_r^{\max})}{2}$$

Відсів верхніх значень для змінних μ_{rs} для кожного КЗ виконується за виразом:

$$C_{r_i s_i}(\mu_{r_i s_i}) > C_1^* - \left(\sum_{(r,s) \neq (r_i, s_i)} C(\mu_{rs}^{\min}) + \sum_{r=1}^n C(\mu_r^{\min}) \right) \quad (4.26)$$

При цьому відсіваються усі значення μ_{rs} , які більше першого значення μ_{rs} починаючи з якого буде виконуватися (4.26).

Позначимо через $M_{rs}^{(2)} \in M_{rs}^{(1)}$ скорочену підмножину варіантів після застосування W_2 . При цьому можливий варіант коли $M_{rs}^{(2)} = M_{rs}^{(1)}$, тобто коли немає слідів ніякого відсіву. Тоді необхідно повторити процедуру W_2 , але вже для іншого порогу:

$$C_2^* = \frac{C_2 + C_\Sigma^{\max}}{2}$$

Більш докладно збіжність даного методу обговорюється в роботі [2].

4.5. Алгоритм насиченого перетину

Одним з алгоритмів, що представляє собою численну когорту алгоритмів оптимізації структури мережі, заснованих на методі «гілок і границь» є метод насиченого перетину. Не секрет, що даний алгоритм вважається найбільш кращим в порівнянні з іншими. Що ж стосується сімейства генетичних алгоритмів оптимізації, то дане питання виходить за рамки розгляду. Оскільки, дані алгоритми неможливо порівняти з запропонованим, так як належать до іншого класу. Крім того,

використання нейронних мереж припускає наявність досить тривалого процесу навчання, який не можна віднести до процесу планування структури мережі, але який є найбільш важливою частиною обчислювального процесу.

Алгоритм насиченого перетину є найбільш близьким до запропонованого, оскільки орієнтується на оптимізацію структури мережі з множинними зв'язками між терміналами і концентраторами, або іншими словами - множинним концентраторним перекриттям. (Звичайно ж, це не означає, що ми оптимізуємо тільки мережу зіркоподібною топологією, що використовує пристрій концентратор).

Ідею алгоритму насиченого перетину можна представити таким чином. На рис. 4.5 представлена типова структура підключення терміналів до концентраторів.

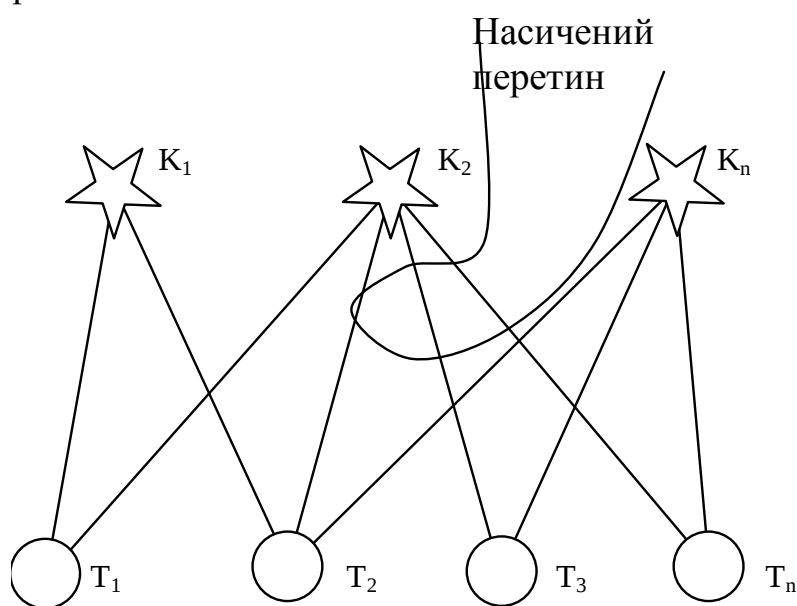


Рис.4.5.

Найбільш життєво важливі елементи мають продубльовані зв'язки, для підвищення надійності всієї мережі в цілому. З точки зору вартості така структура являє собою занадто високу надійність, тобто така надмірність занадто дорого нам обходиться. У цьому випадку мається така безліч зв'язків, видалення яких дозволить домогтися зниження вартості мережі при незначній зміні ступеня надійності. Таку безліч можна також замінити еквівалентною безліччю зв'язків.

Єдиним мінусом даного алгоритму є те, що він вимагає попередньої побудови структури мережі для її подальшої оптимізації.

При оцінці даного алгоритму можна слідувати таким міркуванням.

Для попередньої побудови структури мережі необхідно переглянути зв'язки для кожного терміналу і на кожному рівні концентраторного перекриття для того, щоб вибрати концентратор, до якого необхідно здійснити підключення. Така операція потребує:

$$C_B = I \cdot K \cdot J$$

елементарних операцій порівняння. Де I - кількість терміналів, J - кількість концентраторів і K - кількість допустимих рівнів концентраторного перекриття.

Потім сама операція оптимізації отриманої структури буде мати наступну складність:

$$C_O = I \cdot \gamma \cdot C_C.$$

Де γ - величина, що відображає кількість спроб видалення зв'язку між терміналом та концентратором. Кількість таких спроб буде коливатися від 1 (у разі якщо зв'язок з максимальною вартістю не можна видалити, що означає, що не можна продовжити процес видалення зв'язків для даного терміналу), до величини K . І, нарешті, C_C - складність обчислення оптимізаційного функціоналу:

$$C_C = I \cdot J \cdot K.$$

Тепер можна визначити сумарну складність обчислювального процесу оптимізації структури мережі за допомогою алгоритму насиченого перетину:

$$C_{NS} = I \cdot J \cdot K \cdot (1 + \gamma \cdot I).$$

Тут C_{NS} підраховує кількість елементарних операцій додавання та віднімання.

4.5. Порівняння алгоритмів насиченого перетину і релаксації

Лагранжа

Для порівняння алгоритмів необхідно визначити складність обчислювального процесу побудови мережі за допомогою методу релаксації Лагранжа. Даний алгоритм досить обширно представлений раніше і немає необхідності описувати його знову. Тому відразу ж перейдемо до виразу:

$$C_L = I \cdot K \cdot (\eta \cdot J).$$

Тут η - представляє кількість ітерацій. Це число залежить від початкових параметрів і коливається від 450 до 20 ітерацій. Найгірший випадок був отриманий при вхідних даних, що визначали оптимізаційний функціонал з маленьким приростом функції в кожній точці. Іншими словами при сильно вираженій пологості функціоналу ми отримаємо

погану збіжність процесу обчислень. Ці цифри були отримані в результаті моделювання. Найгірший варіант був отриманий при приблизно однаковій вигоді від підключення двох і більше терміналів до одного концентратора. Незважаючи на те, що такий варіант зустрічається досить рідко, слід зауважити, що в таких випадках алгоритм може вести себе непередбачувано. Тобто може видавати невірні рішення.

При порівнянні виразів C_{NS} і C_L можна помітити, що при невеликих величинах K алгоритм насиченого перетину буде працювати швидше, так як величина γ буде коливатися від 1 до K , а величина η не залежить від розмірності задачі і буде коливатися від 20 до 450. Після проведення ряду експериментів була отримана середня величина η , при генеруванні вхідних параметрів за допомогою стандартного генератора випадкових чисел (звичайно ж при дотриманні умов, що функціонал повинен мати приблизно таку форму як показано на рис. 4.6).

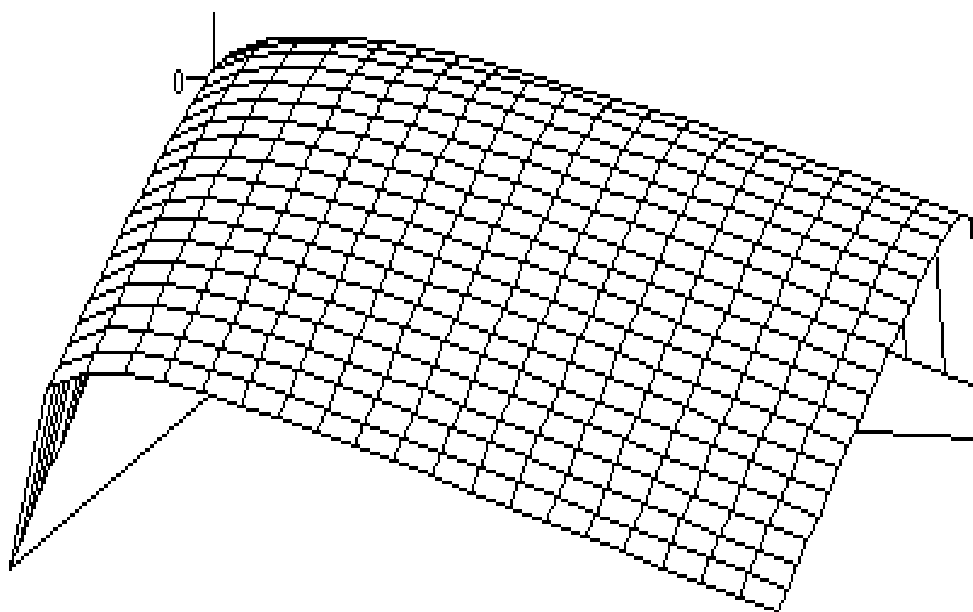


Рис.4.6.

Ця умова буде виконуватися, якщо вигода від підключення терміналу буде змінюватися по параметру K як нелінійна функція, що має явно виражену опуклість (наприклад, експонента). Так от, усереднене значення

кількості ітерацій η рівне 87, протягом усього експерименту. Тепер припустимо, що в результаті застосування генератора випадкових чисел з рівномірним законом розподілу значення γ рівне $K/2$. Тоді для того, що б з'ясували на якому значенні розмірності задачі час виконання алгоритму релаксації Лагранжа стане рівним часу виконання алгоритму насиченого перетину необхідно розв'язати рівняння:

$$\frac{K}{2} \cdot I + 1 = \eta.$$

Так як в лівій частині у нас є два незалежних один від одного параметра, то ми маємо нескінченну безліч розв'язків. Що б спростити собі завдання можна параметр K прив'язати до I без втрат в точності визначення. Нехай величина K дорівнює половині величини I . Тоді підставивши це значення в вищевказане рівняння отримаємо:

$$\frac{I^2}{2} + 2 = 2 \cdot \eta.$$

Або після математичних перетворень:

$$I = \sqrt{4 \cdot (\eta - 1)}.$$

Тепер, якщо ми підставимо відому величину кількості ітерацій, то отримаємо значення:

$$I = 18,5746.$$

Після проведення ряду експериментів були отримані наступні графіки, що підтверджують правильність напрямку даних припущень. Так згідно рис. 4.7 величина I дорівнює значенню 19, що з похибкою 4% відповідає висунутому припущенню.

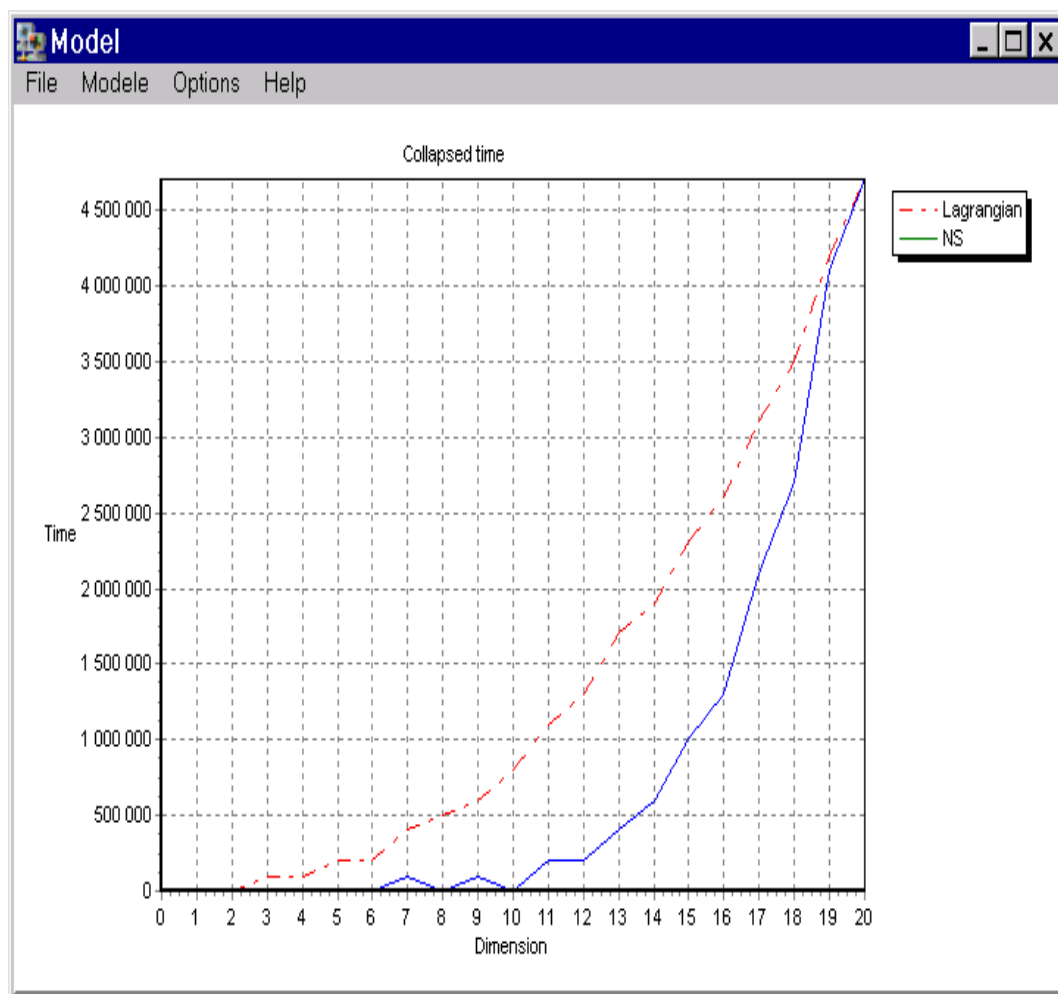


Рис. 4.7.

Характер обчислень на більшій області значень розмірностей задачі можна простежити на рис. 4.7.

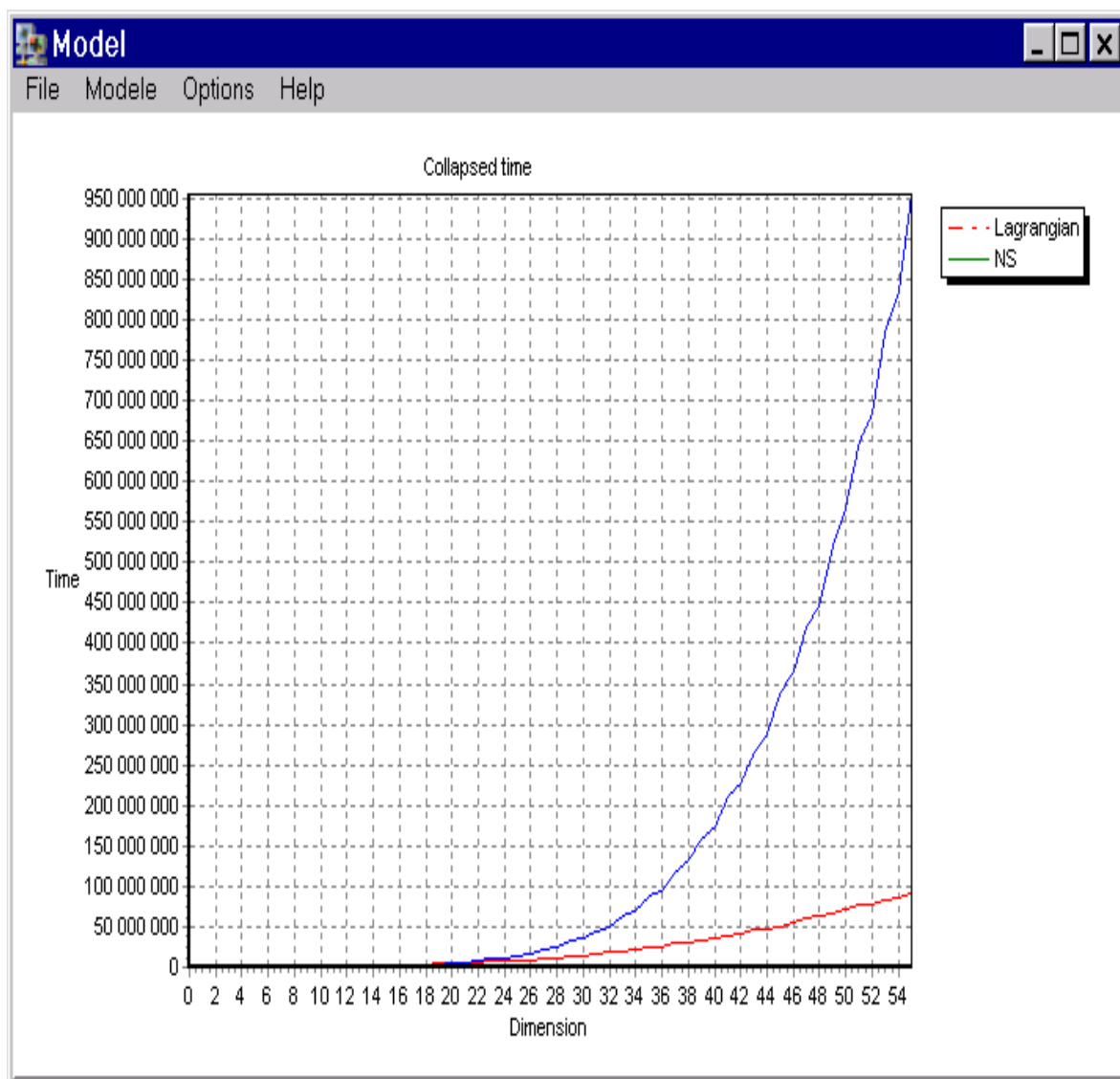


Рис. 4.8.

Як видно з рис. 4.8, характер обчислень за допомогою алгоритму релаксації Лагранжа, порівняно з характером обчислень алгоритму насиченого перетину має майже лінійний характер.

В цілому при проведенні моделювання при використанні різних вхідних параметрів згенерованих випадковим чином (звичайно ж, з урахуванням обмежень, що накладаються на область допустимих значень), були отримані результати представлені в додатку В. Як видно з графіків, тимчасові витрати обчислень методом релаксації Лагранжа більші ніж витрати на обчислення методом насиченого перетину на невеликих розмірностях задачі. Але ситуація істотно змінюється при великих (більше 20) розмірностях.

Виходячи з вищесказаного можна зробити висновок, що при невеликій кількості підключених терміналів застосування запропонованого методу недоцільно.

Але при великих розмірностях завдання він є більш ефективним засобом синтезу обчислювальної мережі.

При вирішенні задачі оптимізації одержуване рішення знаходиться близько до оптимального. При коректно заданих вхідних параметрах ми отримуємо однакові рішення як у випадку застосування методу насиченого перетину, так і у випадку алгоритму релаксації Лагранжа. Нижче наводиться приклад, що ілюструє дане твердження. Нехай кількість точок місцезнаходження концентраторів обмежується $J = 4$, а кількість точок місцезнаходження терміналів $I = 4$, при цьому кількість можливих або допустимих рівнів концентраторного перекриття $K = 4$. І нехай вхідні параметри мають такі значення:

Питома чисельна характеристика «вигоди» підключення

$f_{11} = 10$	$f_{21} = 5$	$f_{31} = 7$	$f_{41} = 15$
$f_{12} = 9$	$f_{22} = 5$	$f_{32} = 6$	$f_{42} = 14$
$f_{13} = 6$	$f_{23} = 4$	$f_{33} = 5$	$f_{43} = 4$
$f_{14} = 2$	$f_{24} = 3$	$f_{34} = 2$	$f_{44} = 2$

Інтенсивність потоку

$\lambda_{11} = 5$	$\lambda_{21} = 6$	$\lambda_{31} = 4$	$\lambda_{41} = 8$
$\lambda_{12} = 5$	$\lambda_{22} = 3$	$\lambda_{32} = 2$	$\lambda_{42} = 4$
$\lambda_{13} = 3$	$\lambda_{23} = 2$	$\lambda_{33} = 1$	$\lambda_{43} = 3$
$\lambda_{14} = 1$	$\lambda_{24} = 1$	$\lambda_{34} = 1$	$\lambda_{44} = 1$

Вартість призначення

$c_{11} = 2$	$c_{12} = 11$	$c_{13} = 23$	$c_{14} = 45$
$c_{21} = 9$	$c_{22} = 2$	$c_{23} = 12$	$c_{24} = 32$
$c_{31} = 22$	$c_{32} = 16$	$c_{33} = 3$	$c_{34} = 29$
$c_{41} = 51$	$c_{42} = 39$	$c_{43} = 17$	$c_{44} = 5$

Питома вартість підключення

$c_1 = 5$	$c_2 = 4$	$c_3 = 3$	$c_4 = 6$
-----------	-----------	-----------	-----------

Вартість місцезнаходження концентратора

$v_1 = 8$	$v_2 = 7$	$v_3 = 6$	$v_4 = 9$
-----------	-----------	-----------	-----------

В результаті моделювання були отримані наступні результати.
За допомогою алгоритму релаксації Лагранжа:

Точки підключення

$x_{111} = 1$	$x_{221} = 1$	$x_{331} = 1$	$x_{441} = 1$
$x_{122} = 1$			$x_{432} = 1$

Точки місцерозташування концентраторів

$y_1 = 1$	$y_2 = 1$	$y_3 = 1$	$y_4 = 1$
-----------	-----------	-----------	-----------

Та для алгоритму насиченого перетину:

Точки підключення

$x_{111} = 1$	$x_{221} = 1$	$x_{331} = 1$	$x_{441} = 1$
$x_{122} = 1$			$x_{432} = 1$

Точки місцерозташування концентраторів

$y_1 = 1$	$y_2 = 1$	$y_3 = 1$	$y_4 = 1$
-----------	-----------	-----------	-----------

Як видно з представлених результатів отримане рішення ідентично для обох алгоритмів, що доводить припущення про те, що запропонований алгоритм видає рішення близькі до оптимального.

Розділ 4. Оптимізації інформаційних потоків в комп'ютерних мережах

4.2. Методи маршрутизації інформації в комп'ютерних мережах.

Під *маршрутизацією* у мережах передачі даних розуміють процес визначення (вибору) шляху проходження інформації від джерела до адресата. Головною метою маршрутизації є забезпечення оптимального шляху проходження інформації — її мінімально можливої затримки і максимальної пропускної здатності мережі. Крім того, має гарантуватися достатній захист і надійність передачі інформації.

Маршрутизація є однією з основних функцій мережевого рівня і загалом зводиться до вибору вузлом комутації шляху подальшої передачі інформації, яка надійшла на його вхід. Просте, на перший погляд, завдання — вибір оптимального маршруту — досить складна проблема, що не має однозначного вирішення для мереж з різною топологією, обсягом і характером потоку даних. Складність вирішення цього завдання зумовлена низкою причин. По-перше, маршрутизація, звичайно, потребує координації роботи всіх вузлів мережі передачі даних. По-друге, система маршрутизації має нормально функціонувати у разі виходу з ладу окремих вузлів і ліній зв'язку. По-третє, система повинна враховувати перевантаження окремих ділянок мережі передачі даних і змінювати маршрути проходження повідомлень.

Слід зазначити, що основні принципи маршрутизації є спільними для способів комутації всіх видів, при цьому найбільшою різноманітністю способів маршрутизації (рис. 8.1) характеризуються мережі комутації пакетів, щодо яких і розглядається це питання.

Розрізняють централізовані і децентралізовані (розподілені) способи маршрутизації. Централізована маршрутизація здійснюється одним центром керування (менеджером мережі), який визначає напрямки руху пакетів по мережі передачі даних. Вузли комутації даної мережі приймають мінімальну участь у маршрутизації і є простими за структурою. Зі збільшенням кількості вузлів зростає складність організації централізованого керування мережею передачі даних. Істотним недоліком централізованого керування є пряма залежність якості маршрутизації від надійності її менеджера. При збільшенні складності менеджера якість маршрутизації має тенденцію до зниження. Крім того, менеджер мережі повинен мати оперативну інформацію про стан мережі, тому що вихід з ладу вузла або його перевантаження може спричинити втрату працездатності всієї мережі.

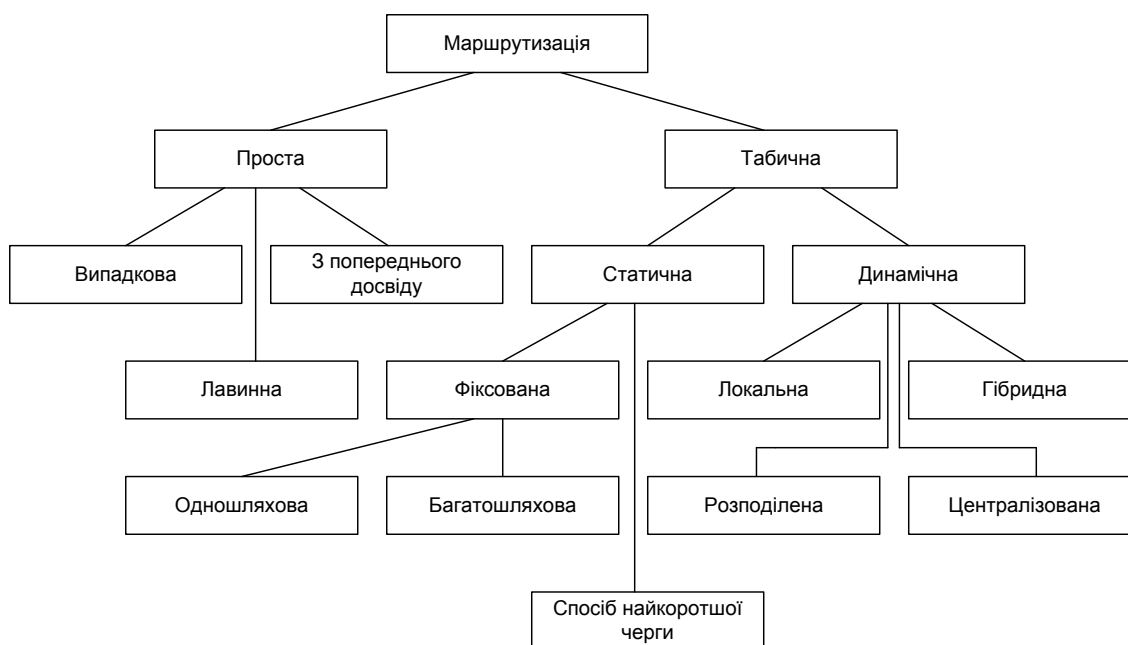


Рис. 8.1. Способи маршрутизації в мережах комутації пакетів

Під час *розподіленого керування* кожен вузол самостійно, на основі керуючої інформації, що зберігається у ньому, визначає напрямки передачі пакетів. Це підвищує складність вузлів комутації, проте система має більш високу живучість, оскільки вихід з ладу будь-якого вузла комутації не спричиняє втрату працездатності всієї мережі.

Про централізовану і розподілену маршрутизацію розкажується потім, не систематична вставка інформації (Перенести їх в розділ динамічної маршрутизації).

Існує два типи маршрутизації: проста і таблична. *Проста маршрутизація* реалізується без урахування топології і завантаження мережі передачі даних і здебільшого має низьку ефективність. У разі *табличної маршрутизації* у кожному вузлі комутації формується

спеціальна таблиця маршрутів, що вказує, яким шляхом має передаватися пакет із заданою адресою, щоб у найкоротший термін досягти одержувача.

Проста маршрутизація, у свою чергу, поділяється на випадкову й лавинну. При *випадковій* маршрутизації пакет передається з вузла у випадково обраному напрямку, крім напрямку, яким він надійшов до вузла. Теоретично доведено, що пакет через певний проміжок часу досягне адресата. Метод характеризується значним часом доставки пакетів і неефективним використанням мережі. Незважаючи на це, різноманітні модифікації випадкової маршрутизації застосовуються у мережах з низькою інтенсивністю потоків для забезпечення сталої роботи мережі під час виходу з ладу окремих її компонентів. Можна запропонувати низку заходів щодо збільшення ефективності такого методу маршрутизації, наприклад, при повторному проходженні пакета через вузол змінювати напрямок його подальшої передачі.

В основі *лавинної маршрутизації* лежить ефект розмноження пакетів, за якого вузол, отримавши пакет, генерує ідентичні пакети і передає їх у всіх напрямках, крім того, яким надійшов пакет (рис. 8.2).

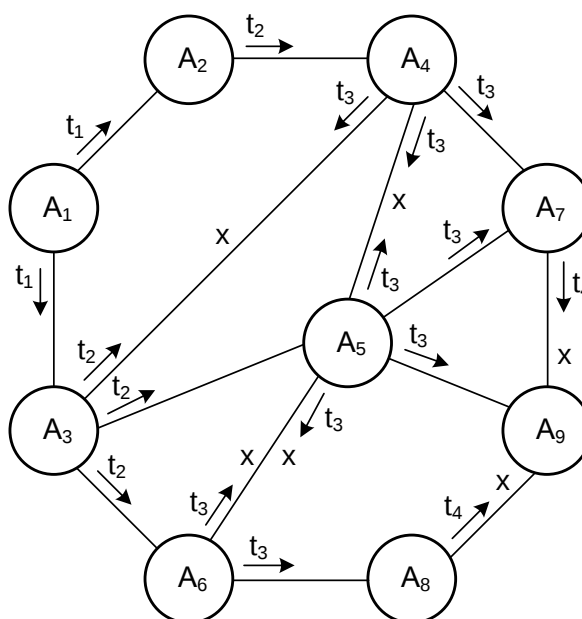


Рис. 8.2. Лавинна маршрутизація: t_i – напрямок передачі пакета в момент t_i ; x – знищення пакета на вході вузла комутації

Копії пакета лавиноподібно поширюються мережею. Перевагою методу є забезпечення мінімальної затримки передачі пакетів, оскільки використовуються всі шляхи через мережу, в тому числі й найкоротший, яким і прийде перший пакет. Для розглянутого випадку це шлях через вершини $A_1 \Rightarrow A_3 \Rightarrow A_5 \Rightarrow A_9$. Водночас, якщо кількість зв'язків між вузлами є великою, сильно проявляється ефект розмноження пакетів. Так на момент часу t_3 в аналізованому фрагменті мережі наявні дев'ять копій пакета, що позначається на пропускній здатності мережі. Вплив ефекту

розмноження пакетів можна зменшити додаванням певних засобів обліку проходження пакетів через вузли комутації. Наприклад, кожен вузол може розпізнавати повторне отримання копії раніше пакета і вилучати її. Таким чином, копії пакетів поступово видаляються з мережі. На момент часу t_4 залишаються тільки дві копії пакетів, які, у свою чергу, знищуються на вході дев'ятого вузла. Цей процес називається «виродженням» пакетів і дає можливість істотно підвищити пропускну здатність мережі передачі даних.

Подальшим розвитком простої маршрутизації слід вважати *маршрутизацію з попереднього досвіду*, при якій забезпечується коригування попередньо вибраних випадкових маршрутів. З цією метою у пакети додаються лічильники пройдених вузлів, відповідно до вмісту яких формується адреса наступного вузла на шляху проходження пакета до одержувача. Отже, на початковому етапі маршрутизації шлях проходження пакетів може визначатися випадково або способом лавинного заповнення пакетів, а потім, під час проходження наступних пакетів, шлях їх коригується. Після проходження першого пакета певним маршрутом у кожному вузлі комутації зберігається інформація про адресу відправника, одержувача, попереднього вузла і кількість пройдених вузлів. У разі надходження пакета з такими самими значеннями адрес відправника і одержувача, але з меншим значенням лічильника пройдених вузлів, здійснюється коригування маршруту у вузлах комутації. Припустимо, що для ділянки мережі (рис. 8.3) спочатку був сформований шлях $A_0 \Rightarrow A_1 \Rightarrow A_2 \Rightarrow A_3 \Rightarrow A_4 \Rightarrow A_K$, якому відповідають такі значення маршрутів у вузлах: $A_2 = \{A_K, A_0, A_1, A_3, 2\}$; $A_3 = \{A_K, A_0, A_2, A_4, 3\}$ і $A_4 = \{A_K, A_0, A_3, A_K, 4\}$, де на першому місці стоїть адреса одержувача, на другому — адреса відправника, на третьому — адреса попереднього вузла, на четвертому — адреса наступного вузла і на п'ятому — кількість попередніх вузлів.

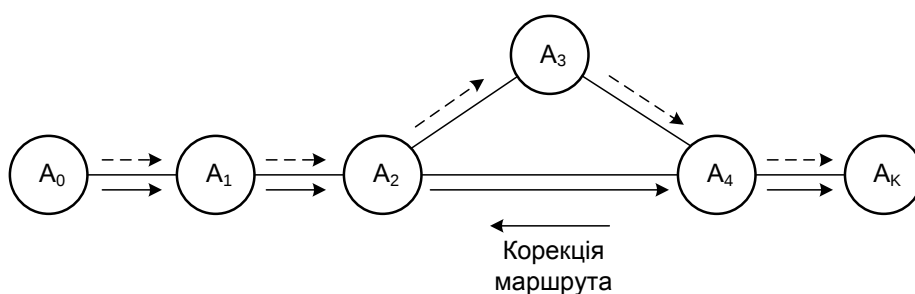


Рис. 8.3. Маршрутизація з попереднього досвіду:

- - - першочерговий маршрут;
- маршрут після корекції

За появи у вузлі A_4 пакета, що прийшов з вузла A_2 , значення лічильника пройдених вузлів якого дорівнює трьом, здійснюється коригування маршруту у вузлах A_2 і A_4 на значення: $A_2 = \{A_K, A_0, A_1, A_4, 2\}$ і

$A_4 = \{A_k, A_0, A_2, A_5, 3\}$. Унаслідок цього формується новий, коротший шлях: $A_0 \Rightarrow A_1 \Rightarrow A_2 \Rightarrow A_4 \Rightarrow A_k$, відповідно до якого пакети, що рухаються у напрямку A_k , відразу направлятимуться з вузла A_2 у вузол A_4 . Отже, можна говорити про елементи адаптації, проте цей процес проходить повільно і не завжди є ефективним.

Табличні методи маршрутизації, залежно від моменту формування таблиць маршрутів, поділяють на статичні й динамічні. При *статичній маршрутизації* таблиці маршрутів формуються під час генерації мережі і після цього, як правило, не змінюються. І тільки якщо змінюється конфігурація мережі, наприклад, у разі виходу якогось вузла з ладу, здійснюється коригування маршрутів.

До статичної належать маршрутизація фіксована і маршрутизація способом найкоротшої черги. У разі фіксованої маршрутизації для будь-якої пари абонентських систем установлюється одиничний або груповий канал передачі даних. У першому випадку йдеться про одношляхову маршрутизацію, тому що існує тільки один маршрут проходження пакетів від відправника до одержувача. Це найпростіший спосіб маршрутизації, проте він не враховує можливі аварійні ситуації і реальне завантаження окремих каналів, що може призвести до перевантаження окремих ділянок мережі за недовантаження її в цілому. Для вирівнювання навантаження на основних (магістральних) каналах передачі даних використовують багатошляхову маршрутизацію, при якій між суміжними вузлами комутації утворюється група віртуальних каналів, кожен з яких може призначатися тому чи іншому шляху проходження пакетів. Такий підхід використовується, зокрема у мережі SNA фірми IBM.

Маршрутизація способом найкоротшої черги передбачає наявність для кожного вузла комутації таблиці маршрутів із зазначенням кількох варіантів напрямку прямування пакетів, при цьому вибір маршруту здійснюється випадково. Оскільки цей спосіб характеризується відносно низькою ефективністю, то у такому варіанті він використовується доволі рідко. Для підвищення ефективності цього способу маршрутизації встановлюють пріоритети напрямків передачі даних. Потім, вибираючи канал передачі, вузол комутації переглядає у порядку зменшення пріоритету перелік допустимих маршрутів передачі і вибирає перший вільний канал, який забезпечує найоптимальніший шлях проходження пакету з мінімальною затримкою його у проміжних вузлах. Завдяки відносній простоті та достатній ефективності спосіб часто використовується у мережах комутації пакетів, зокрема у мережах з низькою надійністю комутаційних систем.

Найбільш ефективними, але і, мабуть, найскладнішими, є способи динамічної (адаптивної) маршрутизації. При динамічній маршрутизації вміст таблиць маршрутів змінюється залежно від стану і завантаження каналів передачі даних і вузлів комутації. Для адаптації до зміни навантаження кожному вузлу комутації надається певна інформація про

стан мережі передачі даних і, насамперед, про її топологію, інтенсивність потоків даних і затримки (черги) у вузлах комутації. Ця інформація відстежується (збирається) спеціальними керуючими пакетами, якими обмінюються вузли комутації. Якість маршрутизації значною мірою залежить від оперативності відновлення керуючої інформації. Загалом, найбільш оптимальна маршрутизація досягається за наявності інформації про миттєвий стан мережі та її завантаження. Проте це найчастіше призводить до значного збільшення потоку керуючих пакетів у мережі передачі даних і до зниження її ефективності. Динамічна маршрутизація є досить складним процесом, під час якого виконуються такі дії:

формування маршрутів, яке здійснюється за допомогою алгоритмів маршрутизації шляхом упорядкування у кожному вузлі комутації таблиць маршрутів пакетів;

реалізація маршрутів, тобто керування пакетами під час проходження їх підмережею зв'язку до місця призначення за допомогою спеціальних протоколів мережевого рівня;

контроль стану мережі, у тому числі аналіз топології мережі, структури потоків і затримок у вузлах комутації;

передача інформації про стан мережі, яку використовують для коригування таблиць маршрутів;

коригування маршрутів.

Залежно від обраної стратегії коригування маршрутів розрізняють централізовану, розподілену, локальну і гібридну маршрутизації.

У разі централізованої адаптивної маршрутизації кожен вузол мережі готує і у певний момент передає менеджерів мережі інформацію про своє завантаження. Відповідно до цієї інформації менеджер складає глобальну картину стану мережі, за якою визначаються оптимальні маршрути проходження пакетів. Основним критерієм оптимальності маршруту є час затримки передачі пакетів. Обчисливши оптимальні маршрути, менеджер для кожного вузла комутації формує таблиці маршрутів, які потім розсилаються у відповідні вузли мережі передачі даних.

За способом збирання інформації про стан мережі і розсилання керуючих директив процес маршрутизації може бути *синхронним* або *асинхронним*. У першому випадку збирається інформація і надсилаються керуючі директиви через регулярні проміжки часу, а у другому — ця процедура здійснюється тільки при істотних змінах мережі передачі даних. Здебільшого за синхронного режиму обмін службовою інформацією є інтенсивнішим, а за асинхронного — необхідний постійний контроль за станом мережі. У будь-якому разі на менеджері мережі лежить основне навантаження щодо формування маршрутів, яке різко зростає зі збільшенням кількості вузлів мережі передачі даних. Як уже зазначалося, загальним недоліком централізованих методів маршрутизації є цілковита

залежність функціонування мережі від її менеджера, що стає небезпечним зі збільшенням навантаження на нього. Крім цього, затримки, зумовлені обміном і обробкою великого обсягу керуючої інформації, знижують ефективність керування мережею, особливо у разі швидкої зміни потоків даних.

Цих недоліків позбавлені методи розподіленого керування маршрутизацією, які застосовуються у сучасних глобальних комп'ютерних мережах.

При розподіленій адаптивній маршрутизації кожен вузол комутації сам формує свою таблицю маршрутів, використовуючи для цього інформацію, яку він отримує від вузлів, що розміщуються на можливих шляхах до одержувача. Вузли обмінюються інформацією про свій стан, часові затримки і черги пакетів. Під час вибору маршрутів враховується час, потрібний для одержання позитивних підтверджень на попередні пакети. Отже, будь-яке істотне відхилення від стабільного стану відразу ж передається суміжним вузлам для коригування їхніх таблиць маршрутів.

Одним із найпростіших варіантів розподіленої динамічної маршрутизації є локальна адаптивна маршрутизація, при якій вузол комутації практично сам вибирає маршрути передачі пакетів, не одержуючи інформації від інших вузлів. Таблиці маршрутів завантажуються централізованим способом заздалегідь. Надалі маршрут вибирається згідно з відомостями про довжину вихідних черг топологією мережі передачі даних. Пакет направляється найкоротшим шляхом з урахуванням мінімальної довжини вихідної черги.

Локальна адаптивна маршрутизація забезпечує високу гнучкість роботи мережі передачі даних, швидкий і ефективний спосіб вирішення проблеми обходу несправних або перевантажених вузлів. Водночас вона характеризується складністю програми формування та обробки таблиць маршрутів, можливістю «автоколивання» і втрати пакетів під час зміни таблиць маршрутів.

Ефективнішим методом маршрутизації можна вважати гібридну маршрутизацію, яка поєднує позитивні властивості локальної і централізованої маршрутизації. Прикладом є «дельта-маршрутизація», за якої менеджер з деяким запізненням стежить за глобальною ситуацією у мережі, тоді як вузлам надана певна свобода дій з тим, щоб вони могли швидко реагувати на локальні коливання навантаження мережі та зміни стану її окремих компонентів.

Різноманітність у способах маршрутизації пояснюється відсутністю універсального способу, оптимального для різних прикладних програм і характеристик мережі (рівня потоку даних, надійності передачі, часу встановлення наскрізного (через мережу) з'єднання, швидкості передачі блоків даних тощо).

4.3. Алгоритм Дейкстри визначення найкоротшого шляху.

В основу алгоритму Дейкстри покладено метод «найшвидшого спуску», що дає можливість на основі переліку вузлів мережі, взаємозв'язку між ними і довжини каналів зв'язку віднайти найкоротші шляхи від джерела інформації до всіх інших вузлів. Розглянемо роботу алгоритму на прикладі мережі, зображеної на рис. 8.4.

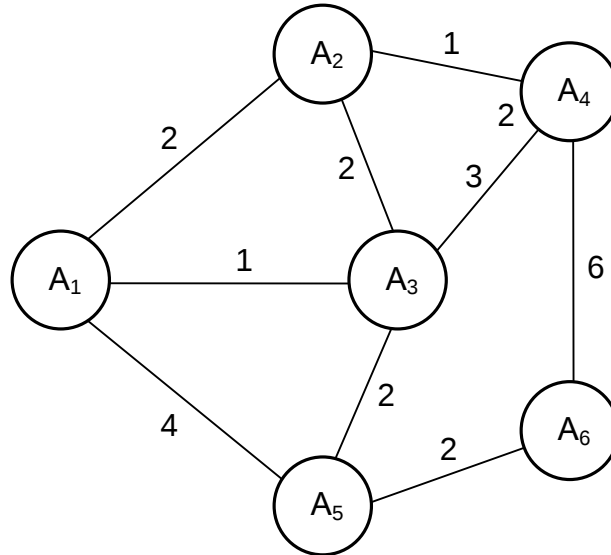


Рис. 8.4. Приклад мережі передачі даних

Таблиця 8.1. Таблиця маршрутів алгоритму Дейкстри

Крок ітерації	Множина вершин	Шлях				
		$D_{(1,2)}$	$D_{(1,3)}$	$D_{(1,4)}$	$D_{(1,5)}$	$D_{(1,6)}$
1	$\{A_1\}$	$L_{1,2}=2$	$L_{1,3}=1$	-	$L_{1,5}=4$	-
2	$\{A_1, A_3\}$	$L_{1,2}=2$	$L_{1,3}=1$	$(L_{1,3}+L_{3,4})=4$	$(L_{1,3}+L_{3,5})=3$	-
3	$\{A_1, A_3, A_5\}$	$L_{1,2}=2$	$L_{1,3}=1$	$(L_{1,3}+L_{3,4})=4$	$(L_{1,3}+L_{3,5})=3$	$(L_{1,3}+L_{3,5}+L_{5,6})=5$
4	$\{A_1, A_3, A_5, A_2\}$	$L_{1,2}=2$	$L_{1,3}=1$	$(L_{1,3}+L_{3,4})=3$	$(L_{1,3}+L_{3,5})=3$	$(L_{1,3}+L_{3,5}+L_{5,6})=5$
5	$\{A_1, A_3, A_5, A_2, A_4\}$	$L_{1,2}=2$	$L_{1,3}=1$	$(L_{1,3}+L_{3,4})=3$	$(L_{1,3}+L_{3,5})=3$	$(L_{1,3}+L_{3,5}+L_{5,6})=5$
6	$\{A_1, A_3, A_5, A_2, A_4, A_6\}$	$L_{1,2}=2$	$L_{1,3}=1$	$(L_{1,3}+L_{3,4})=3$	$(L_{1,3}+L_{3,5})=3$	$(L_{1,3}+L_{3,5}+L_{5,6})=5$

Побудова найкоротших шляхів здійснюється поетапно: починаючи з вузла A_1 і до всіх інших вузлів. Процес є ітераційним і закінчується після того, як охоплено останній вузол мережі. На першому етапі обчислюються довжини ($D_{1,i}$) всіх шляхів, що ведуть з першої вершини до решти вершин, пов'язаних з нею (у нашому випадку це множина вершин $A = \{A_2, A_3, A_5\}$), для яких довжини шляхів збігаються з довжинами дуг: $L_{1,2}=2$; $L_{1,3} = 1$; $L_{1,5} = 4$. Відповідно до значень формується таблиця маршрутів (табл. 8.1), перший стовпчик якої вказує на крок ітерації, другий — на кількість вершин, для яких формуються шляхи, а інші — на шлях і його довжину.

З-поміж доступних шляхів вибирається мінімальний (у нашому прикладі це шлях з першої вершини у третю ($D_{1,3}$)). Далі обчислюються шляхи, що ведуть з вершини A_1 у всі вершини, суміжні з вершиною A_3 . Це здійснюється додаванням до значення шляху ($D_{1,3}$) довжини відповідної дуги. Одержані значення шляхів вносяться у таблицю маршрутів. Якщо в якусь із вершин шлях уже раніше визначався, то фіксується мінімальне значення шляху. Так, наприклад, після першого кроку довжина шляху $D_{1,5} = L_{1,5} = 4$, а після другого кроку формується нове значення шляху $D_{1,5}$, $(L_{1,3}+L_{3,5}) = 3$, яке і вноситься у таблицю маршрутів. Загалом, правило відновлення маршрутів визначається умовою згідно з $D_{j,i} = (\min[D_{j,i}, D_{j,k}+L_{k,i}])$, де $D_{j,i}$ — довжина маршруту з вихідної вершини у розрахункову; $D_{j,k}$ — довжина шляху з вихідної вершини у поточну; а $L_{k,i}$ — довжина дуги між поточною і розрахунковою вершинами.

Унаслідок третього кроку ітерації формується новий маршрут $D_{1,6}$. На наступних етапах ітерації здійснюється подальше коригування маршрутів доти, поки не будуть розглянуті всі вершини графа зв'язків. Аналогічно обчислюються маршрути і для інших вузлів мережі передачі даних.

4.4. Алгоритм Форда - Фалькерсона визначення найкоротшого шляху.

Алгоритм Форда— Фалкерсона також складається з двох кроків: задання початкових умов і розрахунок найкоротших відстаней. Формування маршрутів, порівняно з алгоритмом Дейкстри, здійснюється у зворотному порядку — від вузла одержувача до всіх інших вузлів. Алгоритм закінчує свою роботу, коли для всіх вузлів фіксується відстань до вузла одержувача і на найкоротшому шляху в напрямку одержувача позначаються наступні вузли. Внаслідок цього для кожного i -го вузла обчислюється значення $(k, D_{j,i})$, де k — номер наступного вузла від поточної (i -ої) вершини у напрямку кінцевого вузла (A_j). На початковому (першому) етапі вибирається вузол призначення A_j , для якого встановлюється значення $D_{i,j} = 0$ і позначаються (- , -) всі інші вузли. На другому і наступних етапах, відповідно до умови $D_{j,i} = (\min[D_{j,i}, D_{j,k}+L_{k,i}])$, обчислюються та коригуються маршрути для кожної i -ої вершини. Вибір мінімального шляху здійснюється в усіх напрямках (ребрах), що ведуть з вершини, для якої на даний момент розраховується маршрут.

Розглянемо роботу алгоритму на прикладі мережі, зображеної на рис. 8.4. Вузлом призначення вибираємо перший вузол, $D_{1,1} = 0$, всі інші вузли одержують позначки (. , -). Одержані значення вносяться у таблицю маршрутів (табл. 8.2).

На другому кроці обчислюються значення для другого (1,2), третього (1,1) та п'ятого (1,4) вузлів. На наступному етапі для четвертого вузла можуть бути визначені два шляхи з трьох можливих: через другий і третій вузли. Довжина шляху через другий вузол $(D_{1,2} + L_{2,4}) = (2+1)$ дорівнює трьом, а через третій $(D_{1,3} + L_{3,4})$ — чотирьом, отже, для аналізованого вузла формується шлях через другий вузол, що визначається позначкою (2,3). Для п'ятого вузла з двох доступних шляхів вибирається шлях через третю вершину і формується позначка (3,3). Відповідно, для шостої вершини з двох шляхів вибирається мінімальний шлях через п'яту вершину — формується мітка (5,5). На третьому кроці прораховуються інші шляхи, що стали доступними, проте у нашому прикладі вони не призводять до змін у таблиці маршрутів.

Таблиця 8.2. Таблиця маршрутів алгоритму Форда—Фалкерсона

Крок ітерації	Мітки вузлів				
	2	3	4	5	6
1	(- , -)	(- , -)	(- , -)	(. , -)	(. , -)
2	(1,2)	(1,1)	(- , -)	(1,4)	(- , -)
3	(1,2)	(1,1)	(2,3)	(3,3)	(5,5)

Алгоритми Дейкстри і Форда—Фалкерсона стали вихідною точкою для створення численних сучасних алгоритмів маршрутизації.

Розділ 5. Стохастичні моделі комп'ютерних мереж.

5.1. Введення в теорію черг.

Розробка аналітичної моделі на основі теорії черг полягає у використанні аналітичної моделі, що представляє собою набір рівнянь, які можуть бути вирішені для отримання необхідних параметрів (часу відгуку, пропускнуєї спроможності і т. д.).

Аналітичні моделі, засновані на теорії черг, забезпечують досить хорошу відповідність з реальністю в таких областях, як комп'ютери, операційні системи та мережі.

2. Моделі черг

Існує багато різних моделей черг, нижче представлені ті, що використовуються найчастіше:

1. Черга до одного сервера
2. Черга до декількох серверів
3. Черги з пріоритетами
4. Мережі черг

2.1.1 Характеристики моделі

Перш ніж виводити будь-які аналітичні рівняння для моделі черг, слід вибрати певні ключові характеристики моделі. Нижче наводяться типові характеристики, як правило, застосовуються в контексті передачі даних.

- **Сукупність запитів (item population).** Передбачається, що запити надходять від джерела нескінченної сукупності. Результат цього допущення в тому, що швидкість надходження запитів у систему не змінюється.
- **Розмір черги (queue size).** Передбачається нескінченний розмір черги. На практиці всяка чергу кінцева, але в багатьох випадках це не робить істотного впливу на аналіз.
- **Дисципліна диспетчеризації (dispatching discipline).** Коли в черзі міститься більше одного запиту, повинен бути механізм вибору із черги наступного запиту для обробки сервером. Найпростішими методами диспетчеризації є FIFO (First in First Out – першим прибув, першим обслужений) і LIFO (Last In First Out – останнім прибув, першим обслужений). Загальний підхід полягає у використанні дисципліни диспетчеризації, заснованої на відносних пріоритетах.

2.2.1. Основні співвідношення теорії черг

Таблиця 2.2.1.1 Деякі основні співвідношення теорії черг

Загальні	Один сервер	Декілька серверів
$r = \lambda \cdot T_r$ – формула Літтла	$\rho = \lambda \cdot T_s$	$\rho = \frac{\lambda \cdot T_s}{N}$
$w = \lambda \cdot T_w$ – формула Літтла	$r = w + \rho$	$u = \lambda \cdot T_s = \rho \cdot N$
$T_r = T_w + T_s$		$r = w + N \rho$

де

- λ – швидкість надходження, тобто середня кількість поступаючих за секунду запитів;
- r – середня кількість запитів в системі, що очікують і обслуговуються;
- ρ – середня кількість обслуговуваних запитів для одного сервера;

- w – середня кількість запитів, які очікують обслуговування;
- T_r – середній час, який запит проводить в системі;
- T_s – середній час обслуговування кожного запиту; в цей час не входить час очікування в черзі;
- T_w – середній час очікування (включаючи запити з нульовим часом очікування);
- N – кількість серверів;
- u – інтенсивність трафіку;
- N_p – середнє число обслуговуваних запитів для N серверів;

2.2.2 Допущення

Вхідна інформація для черги:

- швидкість надходження запитів;
- час обслуговування;
- кількість серверів.

Вихідна інформація для черги:

- кількість запитів, що чекають;
- час чекання;
- кількість запитів у черзі;
- час знаходження запиту в системі.

Для позначення основних припущень, прийнятих при моделюванні черг, була розроблена так звана нотація Кендалла (Kendall's notation), яка має вид $X/Y/N$, де X означає розподіл інтервалів часу між надходженнями запитів, Y – розподіл часу обслуговування, N – кількість серверів. Розподіли, що зустрічаються найбільш часто позначаються наступним чином:

- G – довільний розподіл інтервалів часу обслуговування запитів або інтервалів часу між надходженнями запитів;
- GI – довільний розподіл інтервалів часу між надходженнями запитів з обмеженням, що полягає в незалежності цих інтервалів;
- M – відємний експоненційний розподіл;
- D – детерміноване надходження запитів, або обслуговування фіксованої довжини.

Запис $M/M/1$ означає модель з одним сервером, в якій кількість поступаючих запитів розподілено по Пуассону (інтервали часу між надходженнями розподілені експоненціально), і з експонентним розподілом інтервалів часу обслуговування.

2.1. Черга до одного сервера

Центральний елемент системи являє собою сервер, на який надходять запити на обслуговування. Якщо сервер вільний, то прийнятий запит обробляється негайно, в іншому випадку він поміщається в чергу. Коли сервер завершує обробку запиту, а в черзі є необроблені запити, один з них негайно вибирається сервером.

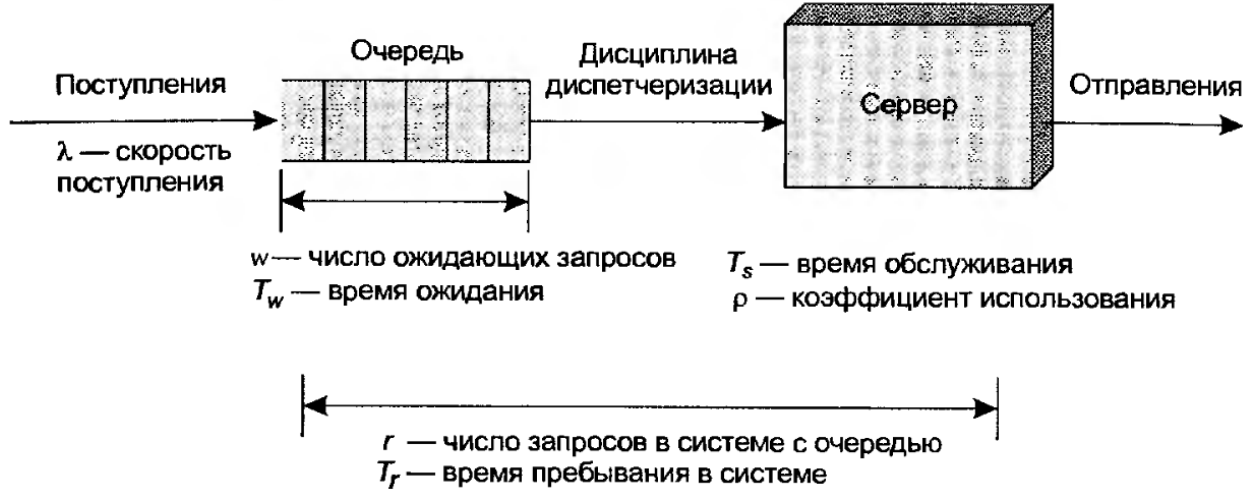


Рис. 2.1.1. Структура і параметри системи черг для черги з одним сервером. При $\rho = 1$ наступає насичення, швидкість на виході сервера залишається постійною незалежно від швидкості на вході. Теоретичний максимум вхідної швидкості до насичення: $\lambda_{max} = \frac{1}{T_s}$.

Формули для довільного розподілу часу обслуговування (M/G/1):

$$A = \frac{1}{2} \left[1 + \left(\frac{\sigma_{T_s}}{T_s} \right)^2 \right]; \quad r = \rho + \frac{\rho^2 A}{1-\rho}; \quad w = \frac{\rho^2 A}{1-\rho};$$

$$T_r = T_s + \frac{\rho T_s A}{1-\rho}; \quad T_w = \frac{\rho T_s A}{1-\rho}.$$

Де A — коефіцієнт масштабування, r — число запитів в системі з чергою, w — число чекаючих запитів, ρ — коефіцієнт користування, T_r — час перебування в системі, T_w — час чекання, T_s — час обслуговування.

Формули для експоненційного розподілу часу обслуговування (M/M/1):

$$r = \frac{\rho}{1-\rho}; \quad w = \frac{\rho^2}{1-\rho};$$

$$T_r = \frac{T_s}{1-\rho}; \quad T_w = \frac{\rho T_s}{1-\rho};$$

$$\sigma_r = \frac{\sqrt{\rho}}{1-\rho}; \quad \sigma_{T_r} = \frac{T_s}{1-\rho};$$

$$\Pr[R \leq N] = (1-\rho)\rho^N;$$

$$\Pr[R \leq N] = \sum_{i=0}^N (1-\rho)\rho^i;$$

$$\Pr[T_R \leq T] = 1 - e^{-(1-\rho)t/T_s};$$

$$m_{T_r}(y) = T_r \cdot \ln\left(\frac{100}{100-y}\right);$$

$$m_{T_w}(y) = \frac{T_w}{\rho} \cdot \ln\left(\frac{100\rho}{100-y}\right).$$

Де r — число запитів в системі, w — число чекаючих запитів, ρ — коефіцієнт використання, T_r — час перебування в системі, T_w — час чекання, T_s — час обслуговування, σ_r — середньоквадратичне відхилення r , σ_{T_r} —

середньоквадратичне відхилення T_r , $m_x(y)$ – y -й процентиль; значення, нижче якого величина x зустрічається з частотою y .

Формули для постійного часу обслуговування (M/D/1):

$$r = \frac{\rho^2}{2(1-\rho)} + \rho;$$

$$T_w = \frac{\rho T_s}{2(1-\rho)};$$

$$w = \frac{\rho^2}{2(1-\rho)};$$

$$\sigma_r = \frac{1}{1-\rho} \sqrt{\rho - \frac{3\rho^2}{2} + \frac{5\rho^3}{6} - \frac{\rho^4}{12}};$$

$$T_r = \frac{T_s(2-\rho)}{2(1-\rho)};$$

$$\sigma_{T_r} = \frac{T_s}{1-\rho} \sqrt{\frac{\rho}{3} - \frac{\rho^2}{12}}.$$

Де r – число запитів в системі, w – число чекаючих запитів, ρ – коефіцієнт використання, T_r – час перебування в системі, T_w – час очікування, T_s – час обслуговування, σ_r – середньоквадратичне відхилення r , σ_{T_r} – середньоквадратичне відхилення T_r .

2.2. Черга до декількох серверів

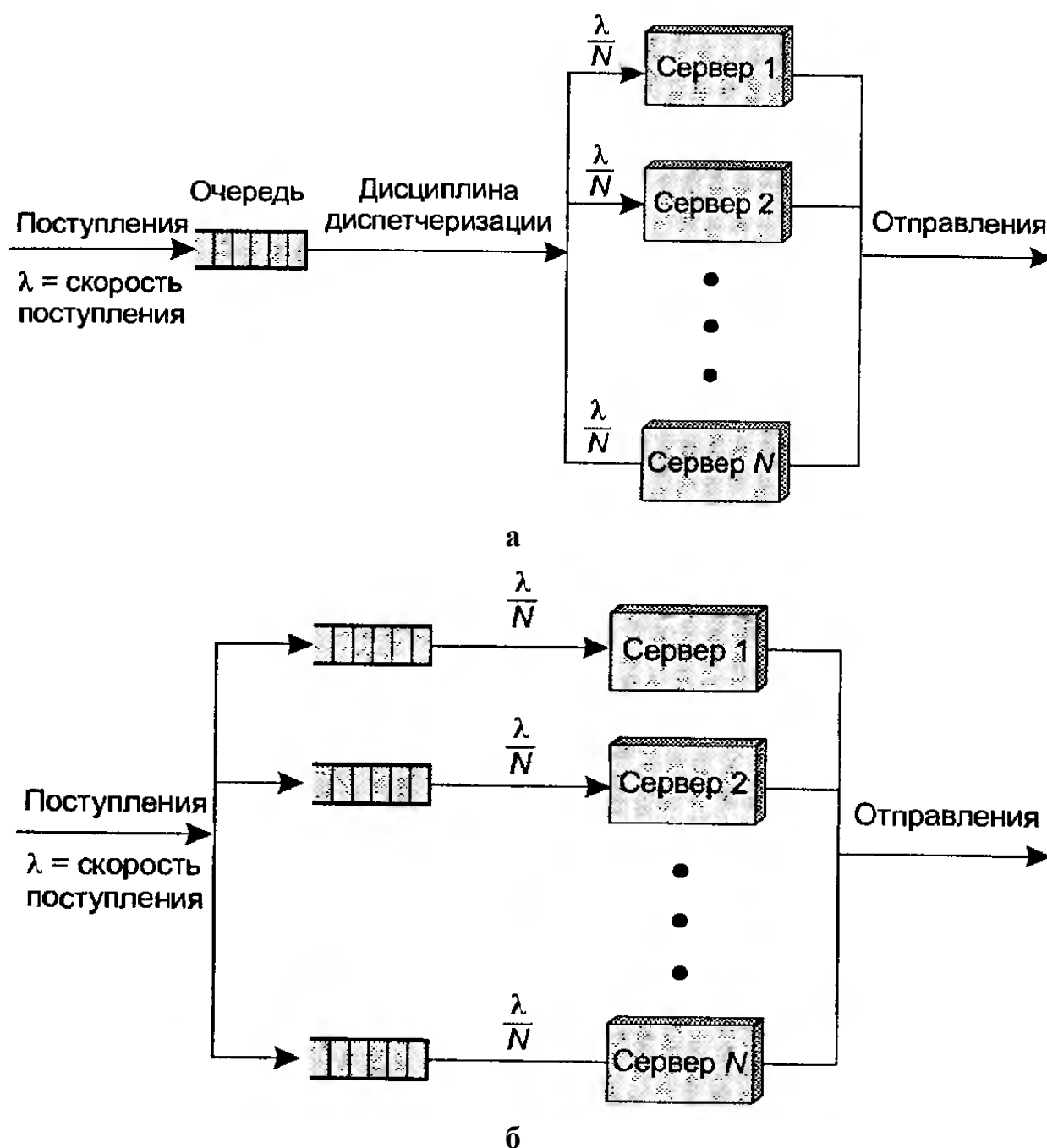


Рис. 2.2.1 Порівняння моделей однієї черги: а - до декількох серверів, б - до кожного сервера.

У разі N ідентичних серверів ρ являє собою коефіцієнт використання кожного сервера, а $N\rho$ - коефіцієнт використання системи в цілому. Цей термін часто називають *інтенсивністю трафіка* (intensity traffic) μ . Теоретичний максимум коефіцієнта використання становить $N \cdot 100\%$, а теоретичний максимум для вхідної швидкості дорівнює $\lambda_{max} = \frac{N}{T_s}$.

Формули для постійного часу обслуговування (M/D/N):

C - функція Ерланга означає ймовірність того, що в даний момент часу зайняті всі сервери - насичення.

$$C(N, \rho) = \frac{1 - K(N, \rho)}{1 - \rho K(N, \rho)} - \text{функція Ерланга};$$

$$K = \frac{\sum_{l=0}^{N-1} \frac{(N\rho)^l}{l!}}{\sum_{l=0}^N \frac{(N\rho)^l}{l!}} - \text{функція відношення Пуассона};$$

$$C = \frac{1 - K}{1 - \rho K} - \text{функція Ерланга};$$

$$r = C \frac{\rho}{1 - \rho} + N\rho; w = C \frac{\rho}{1 - \rho};$$

$$\sigma_{T_q} = \frac{T_s}{N(1 - \rho)} \sqrt{C(2 - C) + N^2(1 - \rho)^2};$$

$$T_r = \frac{C}{N} \frac{T_s}{1 - \rho} + N\rho; T_w = \frac{C}{N} \frac{T_s}{1 - \rho};$$

$$\sigma_{T_q} = \frac{1}{1 - \rho} \sqrt{C\rho(1 - \rho) - C\rho};$$

$$\Pr[T_w > t] = C e^{-N(1 - \rho)t/T_s};$$

$$m_{T_w}(r) = \frac{T_s}{N(1 - \rho)} \ln\left(\frac{100C}{100 - r}\right); T_d =$$

$$\frac{T_s}{N(1 - \rho)}.$$

Де r – число запитів в системі, w – число чекаючих запитів, ρ – коефіцієнт використання, T_r – час перебування в системі, T_w – час очікування, T_s – час обслуговування, T_d – середній час очікування (виключаючи запити з нульовим часом очікування), N – кількість серверів, σ_{T_s} – середньоквадратичне відхилення T_s , $m_{T_w}(r)$ – r -й перцентиль; значення, нижче якого величина T_w зустрічається з частотою r .

2.5 Черги з пріоритетами

У мережах і в операційних системах у багатьох випадках бажано використовувати пріоритети. Пріоритети можуть призначатися по-різному, наприклад, на основі типу трафіку. Нижче перераховані формули для черг з одним сервером, застосовні при наявності двох класів пріоритетів з різним часом обслуговування для кожного класу. Ці результати неважко узагальнити для будь-якого числа класів пріоритетів. Для перерахованих формул мають місце наступні допущення:

- частота надходження запитів розподілена по Пуассону;
- запити з пріоритетом 1 обслуговуються перш запитів з пріоритетом 2;
- для запитів з рівним пріоритетом застосовується дисципліна диспетчеризації FIFO (First in First Out – першим прибув, першим обслужений);
- обслуговування запиту не переривається;
- запити не викидаються з черги.

Отже, загальні формули:

$$\begin{aligned} \lambda &= \lambda_1 + \lambda_2; & \rho &= \rho_1 + \rho_2; \\ \rho_1 &= \lambda_1 T_{s1}; & T_s &= \frac{\lambda_1}{\lambda} T_{s1} + \frac{\lambda_2}{\lambda} T_{s2}; \\ \rho_2 &= \lambda_2 T_{s2}; & T_r &= \frac{\lambda_1}{\lambda} T_{r1} + \frac{\lambda_2}{\lambda} T_{r2}; \end{aligned}$$

Де λ – загальна швидкість надходження, λ_1 – швидкість надходження 1-го класу трафіку, λ_2 – швидкість надходження 2-го класу трафіку, ρ_1 – коефіцієнт використання 1-го класу пріоритету, ρ_2 – коефіцієнт використання 2-го класу пріоритету, ρ – загальний коефіцієнт використання, T_{r1} – час перебування в системі пакетів класу 1, T_{r2} – час перебування в системі пакетів класу 2, T_r – Загальний час перебування в системі, T_{s1} – час обслуговування пакетів класу 1, T_{s2} – час обслуговування пакетів класу 2, T_s – загальний час обслуговування.

Тепер формули для випадку, коли час обслуговування розподілено експоненціально:

$$w_1 = \frac{\rho_1(T_{s1} + \rho_2 T_{s2})}{T_{s1}(1-\rho_1)}; \quad T_{r1} = T_{s1} + \frac{\rho_1 T_{r1} + \rho_2 T_{r2}}{1-\rho_1};$$

$$w_2 = w_1 \frac{\lambda_2}{\lambda_1(1-\rho)}; \quad T_{r2} = T_{s2} + \frac{T_{q1} + T_{s1}}{1-\rho}.$$

Де w_1 – число чекаючих запитів 1-го класу пріоритету, w_2 – число чекаючих запитів 2-го класу пріоритету, w – загальне число чекаючих запитів.

2.6 Мережі черг

Часто аналізована система складається з декількох з'єднаних один з одним черг. Цю ситуацію ілюструє рис. 2.6.1, де поряд з вузлами показані черги, а що з'єднують їх лінії представляють потоки даних. У порівнянні з вже розглянутими випадками подібна мережа виявляється складніше з двох причин:

- Має місце поділ і об'єднання трафіку, як, наприклад, відповідно, у вузлах 1 і 5 на малюнку.
- Існують ланцюжки черг, наприклад ланцюжок, утворена вузлами 3 і 4 на малюнку.

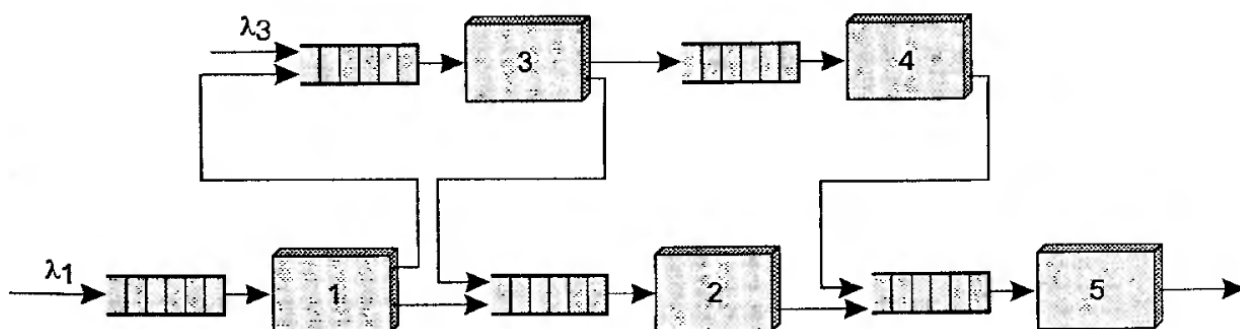


Рис. 2.6.1 Приклад мережі черг

Загального методу аналізу черг, що містять вищезазначені елементи, немає. Однак якщо трафік підпорядковується розподілу Пуассона, а час обслуговування розподілено експоненціально, існує точне і просте рішення.

2.6.1 Розділення і об'єднання потоків даних

Припустимо, що трафік прибуває в чергу з середньою швидкістю X і що є два шляхи, A і B , за якими пакети можуть вирушати далі, тобто має Місце розділення потоків (рис. 2.6.1.1, а). Коли запит обслужений і покидає чергу, він робить це по шляху A з ймовірністю P і по дорозі B з ймовірністю $(1-P)$. У загальному випадку розподіл потоків A і B буде відрізнятися від розподілу вхідного потоку. Однак якщо вхідний потік підпорядковується розподілу

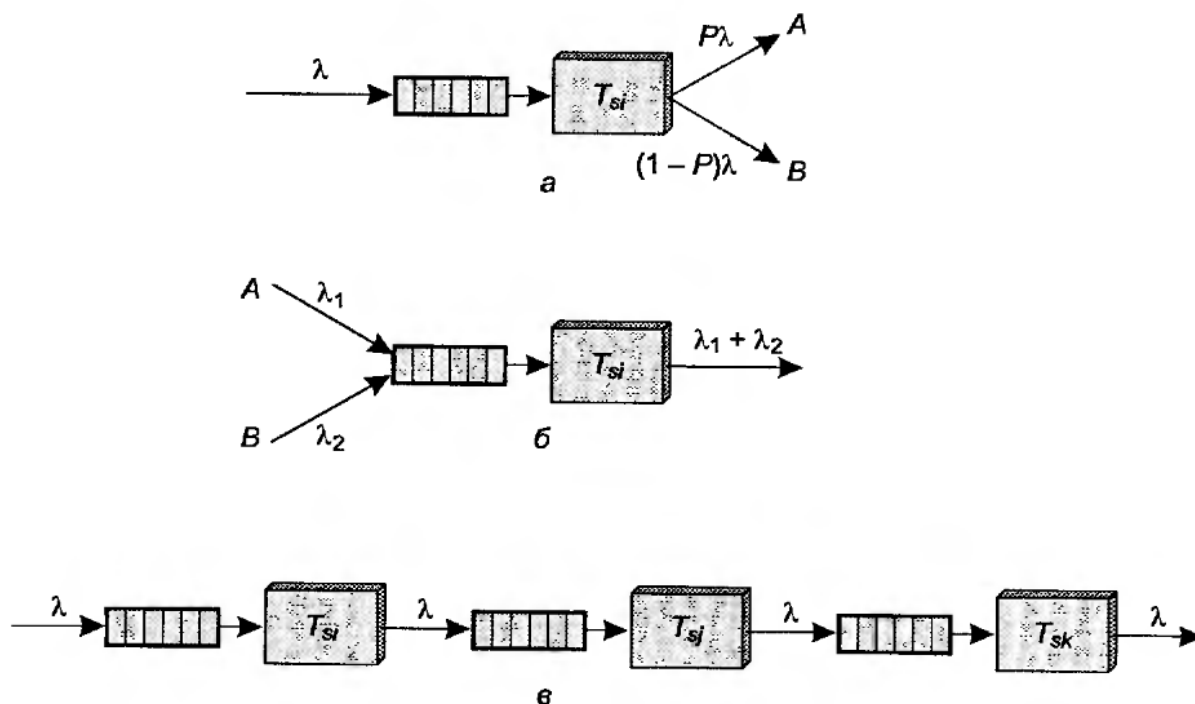


Рис. 2.6.1.1. Елементи мереж черг

Схожа ситуація виникає при об'єднанні потоків (рис. 2.6.1.1, б). Якщо об'єднуються два потоки, що підкоряються розподілу Пуассона, з середніми частотами λ_1 і λ_2 , виходить у результаті потік також підпорядковується розподілу Пуассона з середньою частотою, рівній $\lambda_1 + \lambda_2$.

Наведені вище результати можна узагальнити для будь-якої кількості об'єднуваних або поділюваних потоків.

2.6.2 Ланцюжки черг

На рис. 2.6.1.1, в показаний приклад ланцюжка черг до одного сервера кожна. Вхід кожної черги, крім першої, є виходом попередньої черги. Припустимо, що на вході першої черги потік підпорядковується розподілу Пуассона. У цьому випадку, якщо час обслуговування кожної черги підпорядковується експоненціальним розподілом, а довжина черг не обмежена, на виході кожної черги також буде потік, що підкоряється розподілу Пуассона і статистично ідентичний вхідному. Коли цей потік подається на вхід наступної черги, затримки у другій черзі будуть такими ж, як якщо б вихідний потік минув першу чергу і прямував прямо в другу

чергу. Таким чином, черги є незалежними, і їх можна аналізувати окремо. Тому середня сумарна затримка для системи ланцюжків черг дорівнює сумі середніх затримок кожної черги.

Цей результат можна розширити до випадку, в якому окремі або всі вузли ланцюжка являють собою черги до декількох серверів.

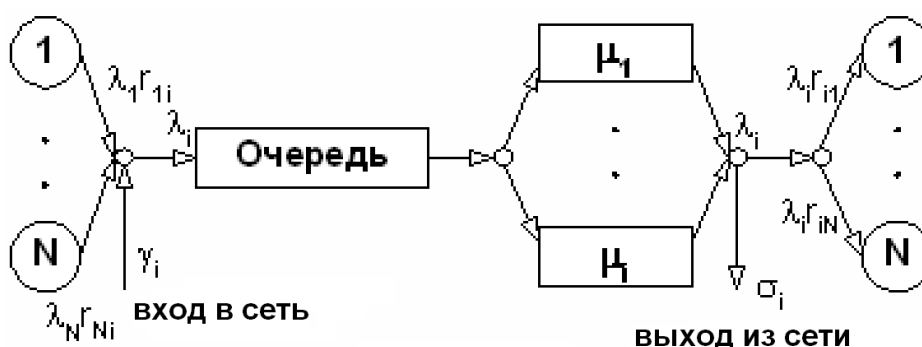
2.7 Теорема Джексона

Для аналізу мережі черг може використовуватися теорема Джексона (Jackson). Ця теорема заснована на трьох припущеннях:

- Мережа черг складається з m вузлів, кожен з яких надає незалежне обслуговування з експоненціально розподіленим часом.
- Запити надходять в систему зовні на будь-який з вузлів з частотою, розподіленої по Пуассону.
- Після обслуговування на вузлі запит негайно з деякою фіксованою ймовірністю надходить на інший вузол або покидає систему.

Теорема Джексона стверджує, що в подібній мережі черг кожен вузол являє собою незалежну чергу з розподіленням по Пуассону вхідним потоком, детермінованим відповідно до принципів поділу, об'єднання і ланцюжків черг. Таким чином, кожен вузол може аналізуватися окремо від інших за допомогою схем $M/M/1$ і $M/M/N$, а результати можуть комбінуватися з використанням звичайних статистичних методів. Середні значення часу затримки на вузлах можна складати, але нічого не можна сказати про моменти більш високого порядку часу затримки (наприклад, про середньоквадратичних відхиленнях).

Структурну схему вузла можна представити у вигляді, показаному на малюнку



де:

r_{ij} - ймовірність того, що після обслуговування в-тому вузлі вимога надійде в вузол j ;

γ_i - інтенсивність зовнішнього потоку вимог;

λ_i - повна інтенсивність потоку вимог в-тому вузлі.

2.8 Аналіз механізмів управління потоком за допомогою вікна

Механізми управління потоком завжди потрібні для гарантії від можливих стохастичних флуктуацій навантаження, які можуть тимчасово вичерпати мережеві ресурси (накопичувачі у вузлах і канали передачі) і викликати розвиток перевантажень (скупченості). Перевантаження проявляється у двох відношеннях: в мережі помітно зростають затримки, а продуктивність, яка вимірюється числом пакетів, що доставляються за призначенням в одиницю часу, може почати знижуватися з ростом надходить навантаження. Якщо надходить навантаження досить висока, може навіть виникнути тупикова ситуація, коли всі накопичувачі виявляються переповнені, надходження навантаження припиняється, і продуктивність падає до нуля Рис 2.8.1.

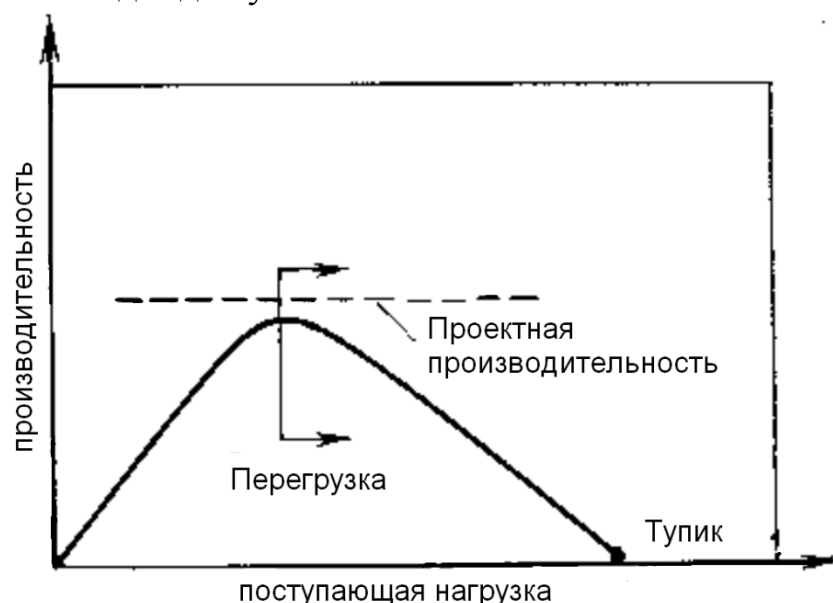


Рис 2.8.1. Виникнення перевантаження в мережі
 Передбачається, що механізми управління вікном, якщо вони працюють правильно, не приводять до виникнення тупиків.

2.8.1 Модель віртуального каналу

Розглянемо віртуальний канал (ВК), що проходить на шляху від джерела до одержувача по мережі з комутацією пакетів M вузлів з накопиченням і відтворенням інформації. Типовий приклад з трьома віртуальними каналами показаний на Рис 2.8.1.1. Кожен ВК може бути змодельований послідовністю з M систем обслуговування з очікуванням Рис 2.8.1.2.

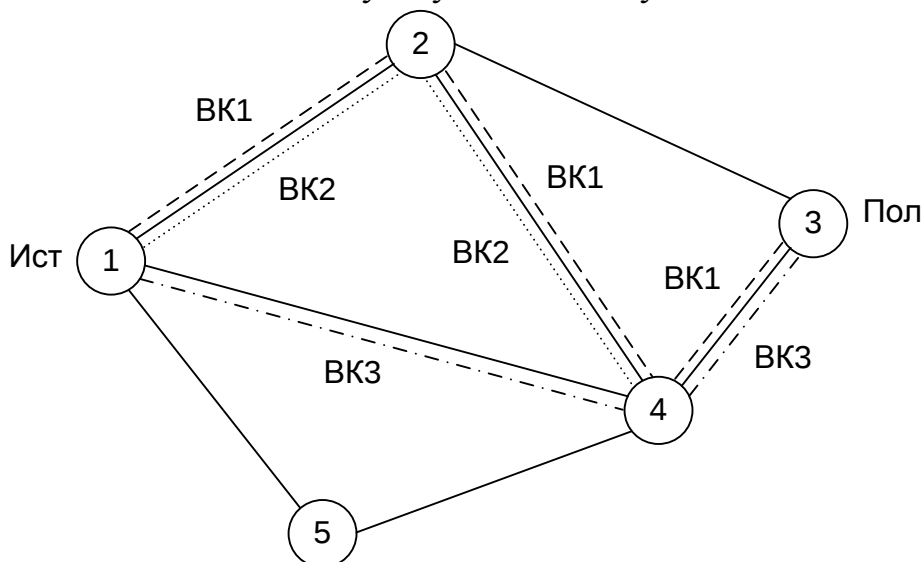


Рис 2.8.1.1. Віртуальні канали в мережі

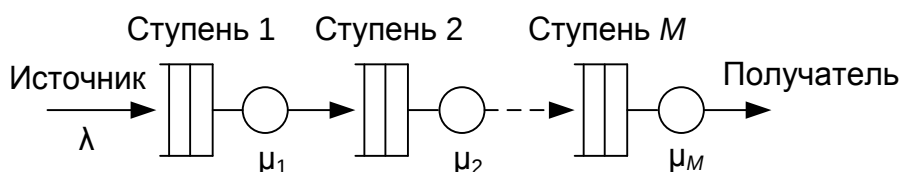


Рис 2.8.1.2. Модель масового обслуговування для ВК

Модель окремого ВК на Рис 2.8.1.2. при деяких допущеннях фактично стає каскадом незалежних систем обслуговування $M/M/1$. При такому припущенні модель системи обслуговування виявляється окремим випадком розімкнутої мережі масового обслуговування з рішенням у формі добутку. Термін «форма добутку», означає, що ймовірність стану складовою мережі масового обслуговування може бути виписана у вигляді добутку ймовірностей стану кожної системи. Отже, окремі системи виявляються дійовими незалежно.

2.8.2 Модель ковзаючого вікна

При механізмі управління за допомогою ковзного вікна кожен пакет при вступі за призначенням підтверджується окремо. Поступаючи назад у джерело, підтвердження зрушує вікно на одиницю, дозволяючи увійти в мережу іншого пакету, якщо всі пакети у вікні попередньо передані.

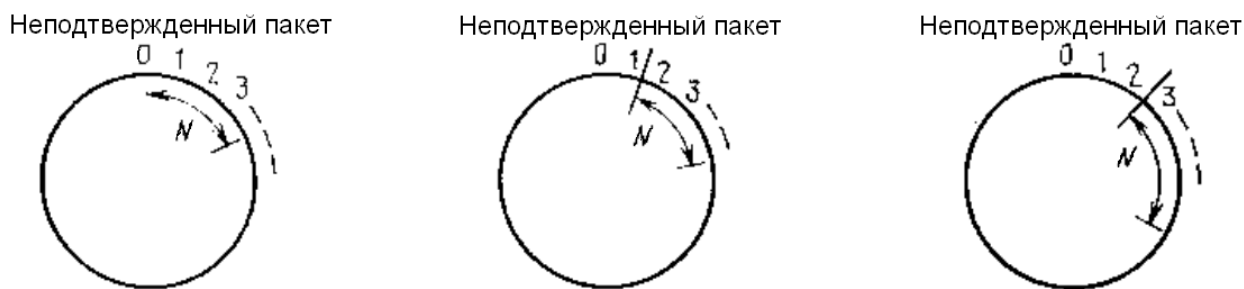


Рис 2.8.2.1. Управління за допомогою ковзного вікна: (а) - початковий стан, (б) - пакет підтверджений, (в) - наступний пакет підтверджений. При припущенні про вищу пріоритетність для підтверджуючих пакетів ми нехтуємо затримкою при поверненні підтверджень з боку одержувача назад по ВК до джерела. Це дає можливість моделювання управління за допомогою ковзного вікна, що накладається на ВК, за допомогою моделі замкненої системи (Рис 2.8.2.2)

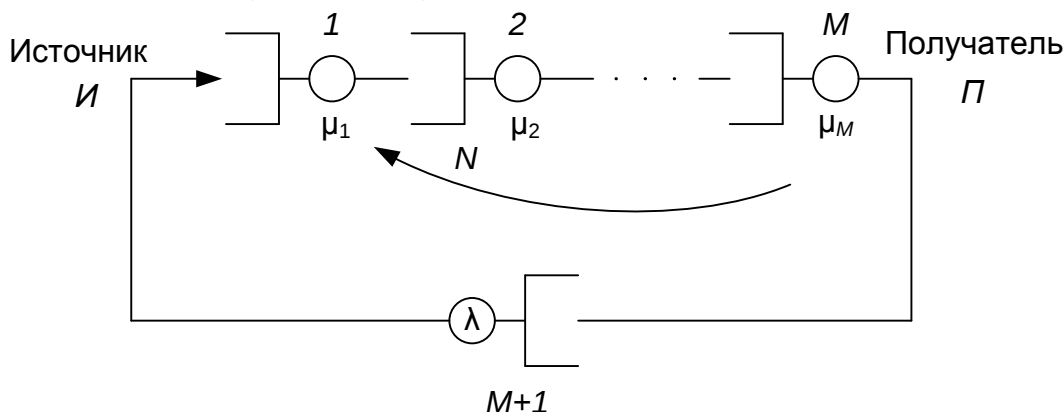


Рис 2.8.2.2. Модель управління за допомогою ковзного вікна

Теорема Нортона: У мережі з рішенням у вигляді твору (зокрема, у розглянутій-ступенів моделі ВК з показовим часом обслуговування) будь-яка підмережа може бути замінена складовою системою обслуговування з інтенсивністю обслуговування, залежною від стану. Інша частина мережі залишається в точності з такими ж статичними характеристиками.

В якості прикладу розглянемо замкнену мережу масового обслуговування Рис 2.8.2.2. На Рис 2.8.2.3, а показана замкнута мережа масового обслуговування з однією системою обслуговування СО, винесеною за її межі. Теорема Нортона встановлює, що окрема залежна від стану система обслуговування, що входить в мережу, може бути виділена шляхом короткого замикання точок А і В, як показано на Рис. 2.8.2.3, б, дозволяючи n пакетам (клієнтам) циркулювати по знову утвореній замкнутій мережі. Результуюча продуктивність (для «короткозамкненої схеми») $u(n)$ пакетів / с обчислюється, як показано на малюнку. Продуктивність $u(n)$ може бути знайдена рекурентним методом. Значно більш простою еквівалентною моделлю для вирішення цього завдання є модель, показана на Рис. 2.8.2.3, в. У ній еквівалентна система обслуговування Нортона з інтенсивністю обслуговування $u(n)$, де n - стан

системи обслуговування, замінює всю мережу між точками А і В на Рис. 2.8.2.3. Ймовірності стану нижній системи обслуговування (і отже цікавлять нас статичні параметри між точками А і В) в обох випадках ідентичні.

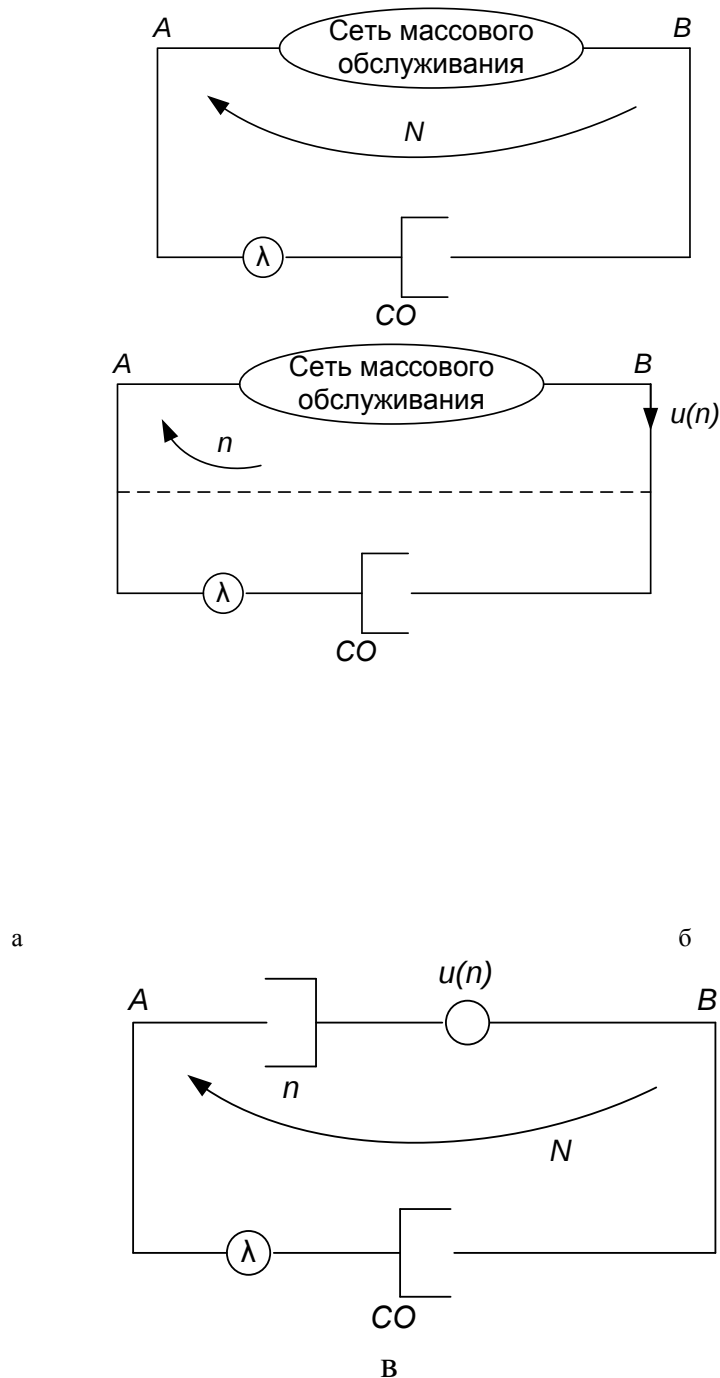


Рис. 2.8.2.3. Застосування теореми Нортон в мережах масового обслуговування: (а) - вихідна мережа, (б) - застосування теореми Нортон, (в) - еквівалентна модель

Розділ 6. Проектування локальної мережі

6.1. Ескізне розташування робочих місць користувачів і загального устаткування

Робочим місцем прийнято називати стіл, на якому розташоване устаткування, стілець користувача і займану ним габаритну площу. Робоче місце повинно бути максимально зручним як для користувача так і обслуговуючого персоналу.

Структурована кабельна система встановлюється в 2-поверховій будівлі офісного призначення, яка має 67 кімнат, розміром 3×4м, 3×5м, 6×5м., між ними коридор 2,5 м. завширшки, 129 комп'ютерів, з них 1 сервер, а інші - машини користувачів., окремі поверхи якого мають ідентичне планування, зображене на мал. 1.1-2.3 на прикладі першого поверху. Висота поверху в світлу між перекриттями складає 3,5 метра, загальна товщина міжповерхових перекриттів рівна 50 см.

На першому поверсі 33 кімнати. Кількість ПК на цьому поверсі -60 шт.

На другому поверсі 34 кімнати. Кількість ПК на цьому поверсі – 69 шт.

Таблиця 1.1 розміри та кількість ПК в приміщеннях в будівлі

№ поверху	№ приміщень	Площа однієї кімнати, м ²	Кількість ПК в одній кімнаті	Всього ПК в кімнатах
1	101-103	15,0	8	24
1	112-114	12,0	6	12
1	123-124	30,0	12	24
1	122	12,0	апаратна	1
2	201-203	15,0	8	32
2	212-113	12,0	6	12
2	223-224	30,0	12	24

У першому приміщенні розміром 3×5 м., розміщено 8 робочих місць на 1 з них встановлено принтер та сканер. Всі робочі місця розташовані під стіною по периметру приміщення, такий спосіб розстановки машин є найбільш зручним як для користувачів так і для обслуговуючого персоналу, крім того при прокладці комп'ютерної і електричної мереж значною мірою економляться засоби на придбання кабелю, витрати на монтаж мереж, спрощується їх експлуатація. Завдяки такому розташуванню робочих місць, підхід і відхід от/к не супроводжувався необхідністю підйому з місць решти співробітників.

Оскільки проект виконується для комерційної організації і засоби на реалізацію проекту частково обмежені, то вважатимемо, що все

устаткування розташоване на комп'ютерних столах, отже системний блок розташований на спеціальній ділянці під столом.

Робоче місце має розміри 1,1 м (ширина столу) $\times$ 1,4 м., при цьому важливо відмітити, що відстань від екрану монітора до користувача може скласти до 0,8 м.

На столі №8 розташовано принтер та сканер. Столи стоять на відстані 0,25м. від стіни що полегшує доступ адміністраторам до фізичних сегментів мережі.

Для цієї кімнати, на одне робоче місце в середньому приходиться по 3,2 м² загальної площі. Виходячи з цього, можна зробити висновок, що нормативи по ТЕ і ТБ виконуються.

Ескізне розташування робочих місць в приміщенні розміром 3 $\times$ 5 м. представлено на малюнку №1.1.

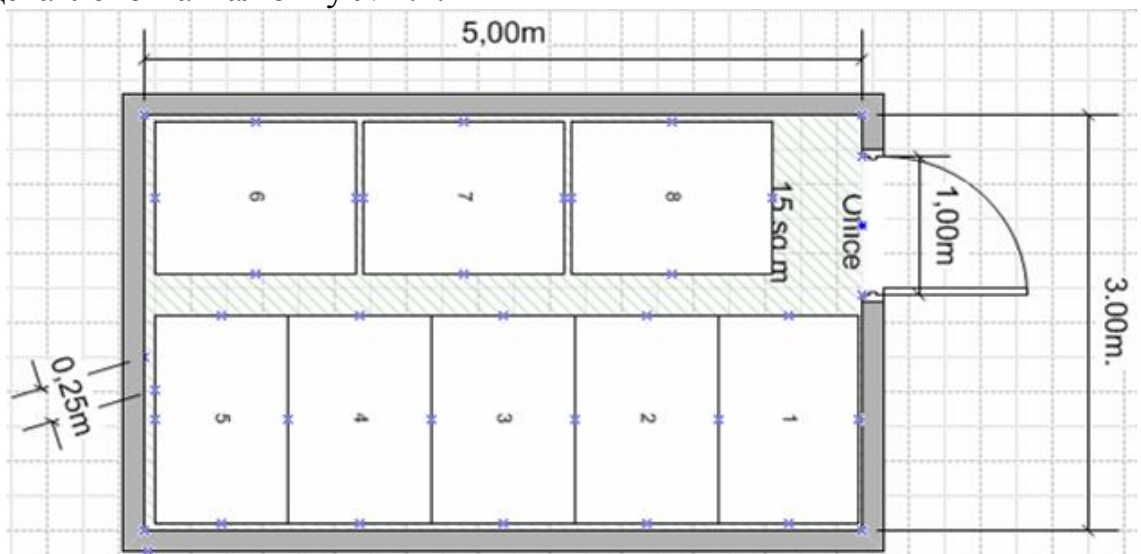


Рис 1.1. Ескізне розташування комп'ютерів в приміщенні №1 3 $\times$ 5м

У другому приміщенні, розміром 3 $\times$ 4 м., розміщено 6 призначених для користувача машин, на комп'ютерному столі №3 розміщені принтер та сканер. Розташування комп'ютерів в цьому приміщенні аналогічно розташуванню їх в першому. В цій кімнаті на один комп'ютер доводиться по 3,2 м² загальної площі, а габаритна площа робочого місця така ж як і в першому приміщенні. Отже нормативи по ТЕ і ТБ виконуються.

Ескізне розташування робочих місць в приміщенні №2 розміром 3 $\times$ 4 м. представлені на малюнку №1.2.

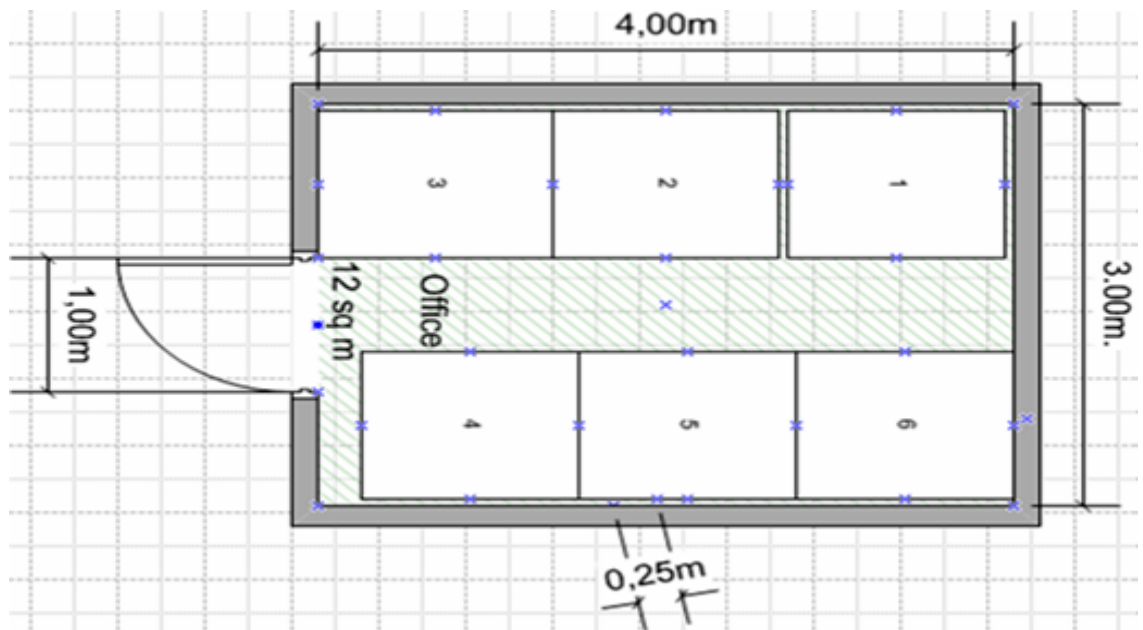


Рис 1.2. Ескізне розташування комп'ютерів в приміщенні №2 3×4м

У третьому приміщенні, розміром 6×5 м., розміщено 12 призначених для користувача машин, на комп'ютерному столі №9 РС, принтер та сканер. Розташування комп'ютерів в цьому приміщенні аналогічно розташуванню їх в першому. В цій кімнаті на один комп'ютер доводиться по 3,2 м² загальної площі, а габаритна площа робочого місця така ж як і в першому приміщенні. Отже нормативи по ТЕ і ТБ виконуються.

Ескізне розташування робочих місць в приміщенні №3 розміром 6×5 м. представлені на рис. №1.3.

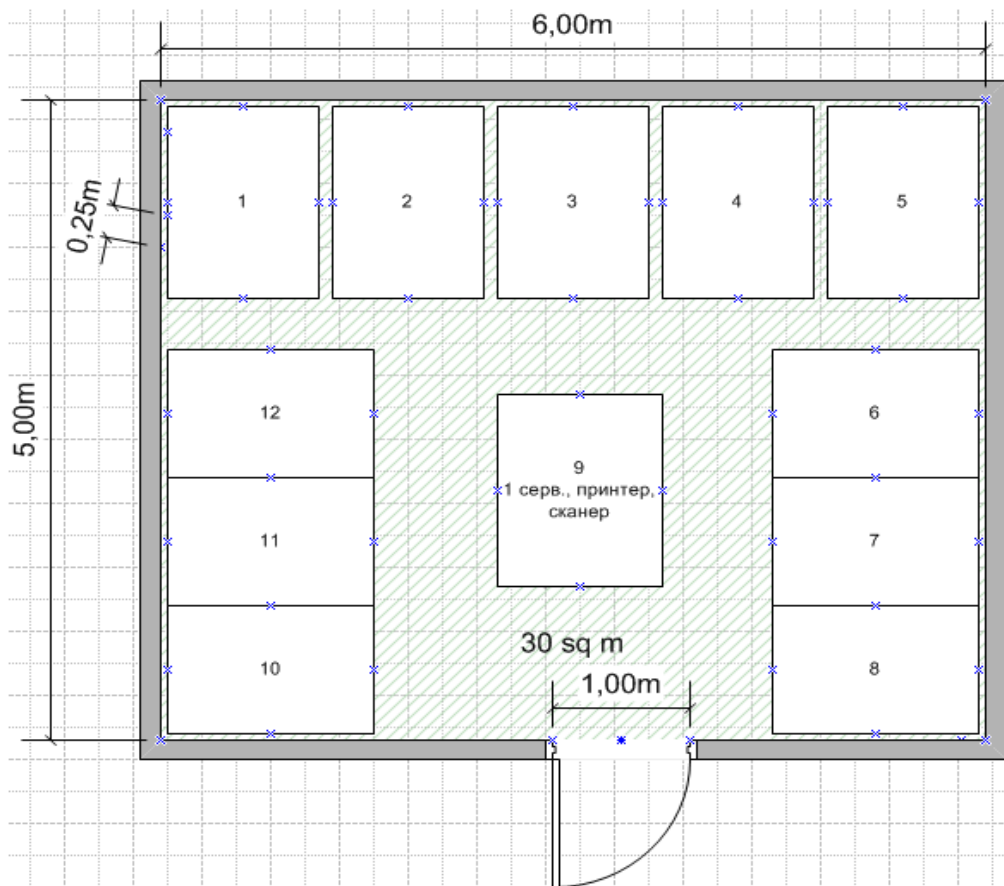


Рис 1.3. Ескізне розташування комп'ютерів в приміщенні №3 6×5м

Кабельні введення в технічні приміщення і робочі приміщення для користувачів реалізовані на основі декількох металевих труб з діаметром в світлу 32 мм.

Крім інформаційних розеток для обслуговування кожного робочого місця передбачається дві силові розетки, підключені до мережі гарантованого електропостачання, і одна силова розетка, підключена до мережі побутового електроживлення. Прокладку силових кабелів, а також їх підключення до силових розеток і силового розподільного щитка здійснює суміжна субпідрядна організація.

1.2.1. Розміщення технічних приміщень

Робочі площі на кожному поверсі, призначені для розміщення робочих місць користувачів, відповідно до даними табл. 1.1 складає 570 м². Згідно нормам, площа апаратною, обслуговуючою робочі місця будівлі, повинна складати 19,9 м². Там же введено обмеження на мінімальну площу апаратною в 14 м². Для розміщення апаратною відповідно до рекомендацій, представляється найбільш доцільним виділення кімнат 122 і 121, оскільки вони розташовані на першому поверсі, не є прохідними, не мають вікон і не примикають до зовнішніх стін будівлі, розташовані недалеко від ліфтів і так далі. Кімната 122 має площу 12,0 м², що всього на 2,0 м² менше необхідної норми, проте перевищує площу, що

рекомендується, апаратною, отриману виходячи з питомої норми - 0,7% від робочої площі.

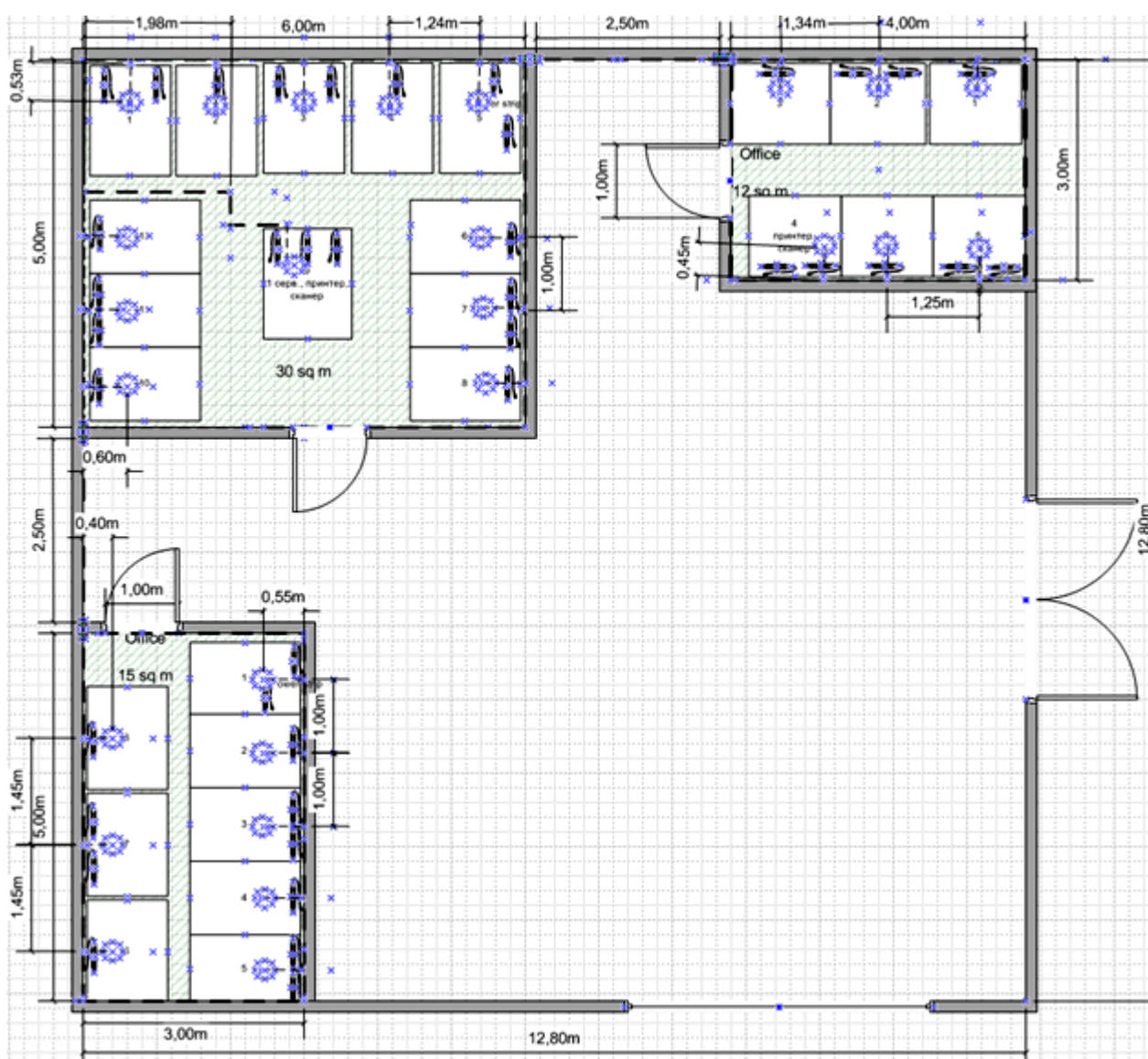


Рис 1.1. Ескізне розташування кімнат в приміщенні

Таблиця 1.1. Технічні приміщення проектованої системи

Номер	Призначення	Площа	
		Фактична	По нормі
122	Апаратна	12,0	10,6(14)
121	Кросова	12,0	6,2
221	Кросова	12,0	6,2

При виборі остаточного рішення на користь того або іншого приміщення додатково притягувалися наступні міркування. Згідно першому варіанту приймається розташування апаратною в кімнаті 122. Площа цього приміщення може бути достатнє швидко і просто доведена до нормативної перенесенням лицьової некапітальної стіни у бік коридору приблизно на 50см. Дана операція здійснюється негайно або в перспективі при виникненні подібної необхідності, для чого є всі необхідні передумови. Другим варіантом є організація апаратною в суміжному приміщенні 111, яке відповідає всім вимогам стандартів відносно своїх габаритів. Площа 15 м^2 цього приміщення перевищує нормативну. При цьому, проте, декілька ускладнюється реалізація магістральних підсистем, оскільки для доступу до існуючого стояка буде потрібно організацію горизонтального каналу. З урахуванням цієї обставини в даному конкретному випадку зупинимося на першому варіанті.

Нормативна площа під приміщення кросовою виходячи з кількості обслуговуваних ІР повинна складати $6,2 \text{ м}^2$, що декілька перевищує мінімальне допустиме значення в 6 м^2 . Під кросових на різних поверхах виділяються кімнати 121, 221 з площею, що удвічі перевищує нормативну. Розташування цих технічних приміщень безпосередньо над апаратною істотно спрощує конструкцію міжповерхових переходів і дозволяє обійтись одним стояком без горизонтальних ділянок прокладки магістрального кабелю. Крім того, наявність резервів за площею і установка ІР дозволяє в перспективі розмістити в цих приміщеннях додаткове мережеве устаткування колективного користування у разі істотної модернізації мережі підприємства. Згідно плану, відстань від даних технічних приміщень до найдавшої розетки виявляється рівною приблизно 25 м, тобто діаметр обслуговуваної робочої зони не перевищить 70 м на поверхах реалізується однорівнева (централізована) структура СКС.

На першому поверсі будівлі окремого приміщення для КЕ не виділяється, і комутаційне устаткування, необхідне для обслуговування кабелів горизонтальної підсистеми СКС цього поверху, вмонтовується в приміщенні апаратної.

Додатково контролюється можливість забезпечення у вибраних технічних приміщеннях умов навколишнього середовища. У разі потреби слід видати спеціалізованим субпідрядним організаціям приватні технічні завдання на доопрацювання цих кімнат під вимоги, що пред'являються до технічних приміщень СКС.

У всіх технічних приміщеннях відповідно до вимог виконується переважування дверей, які повинні відкриватися назовні.

УПАТС, сервери і центральне устаткування ЛВС будуть розміщені в приміщенні апаратною, тобто СКС будується за дворівневою схемою з використанням принципу багатоточкового адміністрування.

1.2.2. Кабельні канали різного призначення

Для прокладки горизонтальних і магістральних кабелів підсистеми внутрішніх магістралей проекрованої СКС використовуємо наступні різновиди каналів:

- закриті металеві лотки за фальшстелею, призначені для прокладки кабелів горизонтальної підсистеми в коридорах;
- декоративні кабельні коробки (у зв'язку з відсутністю каналів в стінах і в підлозі робочих приміщень користувачів), виготовлені з негорючого пластика і використовувані для прокладки кабелів горизонтальної підсистеми і силових кабелів живлення;
- заставні трубки типу гільз діаметром в світлу 32 мм, через яких проводиться введення за фальшстелею робочих приміщень користувачів горизонтальних кабелів, що знімаються з лотка в коридорі;
- вертикальні трубчасті елементи типу рукавів діаметром в світлу 80 мм, розташовані уздовж правої стіни технічного приміщення на відстані приблизно 80 см від його задньої стіни і виконуючі функції каналів стояка і використовувані для прокладки по ним кабелів підсистеми внутрішньої магістралі.

Лотки розташовуються за фальшстелею, кріпляться не рідше чим через 1,5 м і заземляються по правилах ПУЕ. Висота установки корпусу лотка вибирається рівною 3 м від рівня підлоги, що забезпечує виконання норм щодо висоти вільного простору між верхньою кромкою каналу і капітальною стелею.

Для зменшення витрати декоративного короба і відповідно мінімізації вартості проекту і деякого зниження тривалості його реалізації застосовується горизонтальна прокладка короба в приміщеннях для розміщення користувачів на висоті розташування розеток і одним вертикальним спуском із-за фальшстелі для прокладки кабелів.

Під рукавами на кожному поверсі на підставі положень з посиланням на СНіП 3.05.07-85 передбачаються кріплення вертикальних ділянок магістральних кабелів, розташованих на відстані не більше 1 м один від одного.

Розрахунок габаритів, а також витрати цих елементів і їх аксесуарів виконується далі.

лиця 1.2.1. До визначення максимальної і мінімальної довжин горизонтального кабелю

Ділянка кабельної траси	Максимальна довжина.		Мінімальна довжина,
Підйом в монтажній шафі і запаси на розділку*	3		3
Ділянка «шафа - стінно технічного приміщення»	1		1
Підйом до кабельного лотка в технічному приміщенні	3		3
Відстань до введення в кімнату	35,1		2,6
Введення в кімнату	0,8		2
Величина спуска в кімнаті	2,2		2
Довжиною горизонтальної ділянки траси в кімнаті	8,7		0,8
Ітого	53,8		12,8
Середнє значення	33,3 м		

* - Відповідно до рекомендацій із урахуванням висоти конструктиву 42 U.

1.2.3. Розміщення устаткування

У проектованій системі з урахуванням загальної кількості обслуговуваних робочих місць на підставі даних приймемо наступну схему розміщення устаткування;

- у приміщеннях кросових встановлюються монтажні конструктиви типу шафу зі скляними передніми дверима;
- у приміщенні апаратною застосовується змішаний варіант монтажу з розміщенням частини устаткування на стіні.

Останнє рішення в значній мірі обумовлене тим, що в приміщенні апаратною вмонтовуються також панелі, обслуговуючі кабелі горизонтальної підсистеми.

Комутаційні панелі різного призначення, змонтовані в кожній кросовій поверху, виконують підтримку функціонування активного мережевого устаткування, що підключається до 90 IP. У даному різновиді

технічного приміщення з урахуванням положень, використовуємо установку устаткування в закритому монтажному конструктиві типу шафу зі скляними передніми дверима. На підставі положень незалежно від типу організації комутаційного поля для установки комутаційного устаткування і устаткування ЛВС в КЕ знадобиться одна монтажна шафа. Визначення конкретних габаритів монтажного конструктиву виконується далі.

Приміщення апаратної для економії площі поєднується з кросовою першого поверху. Тому з урахуванням розміщення додаткового мережевого устаткування колективного користування в цьому технічному приміщенні встановлюємо два монтажні конструктиви.

У приміщеннях КЕ використовується центральне розміщення шафи з круговим підходом до нього. У апаратній шафи встановлюються в ряд і скріплюються один з одним на підставі вимог до монтажу устаткування. Відносно невелика ширина технічного приміщення (2640 мм) не дає можливості забезпечити круговий доступ до монтажного конструктиву в апаратній з шириною проходу по правилах BICSI. Тому ряд шаф в апаратній встановлюється впритул до правої щодо входу стіни приміщення. Зсув шаф управо щодо подовжньої осі приміщення апаратною обумовлено проходженням по цій стіні каналів стояка. В цьому випадку прохід має ширину: $264 - 2 \times 80 = 104$ см, що перевищує мінімально допустиме значення 76 см. Відстань від стіни до задньої стінки шафи вибирається рівною 1 м, що дозволяє отримати:

- вільний доступ до задніх дверей шафи;
- легкість введення магістральних кабелів в канали стояка.

Для забезпечення зручності експлуатації кабельної системи і мережевого устаткування, що вмонтовується в апаратній, навішування дверей шафи, що стоїть біля стіни, виконується так, щоб вона відкривалася зліва направо.

Кросове устаткування СКС, що забезпечує роботу телефонної станції, виконується у вигляді кросових башт, які разом з організаторами встановлюються на стіні приміщення. Ємкість цих башт, як показано далі, складає 400 пар. Висота установки башт для забезпечення зручності обслуговування і перемикання вибирається так, щоб відповідно до положень, верхній край підстави знаходився на висоті 1,7 м від рівня підлоги. При цьому крайній організатор башти розташовується на відстані приблизно 900 мм від монтажної шафи, що забезпечує повне відкриття дверей і вільний підхід до устаткування.

УПАТС розташовується на короткій торцевій стіні приміщення апаратною напроти монтажних шаф. Розміщення настінного кросу між монтажним конструктивом і телефонною станцією зменшує загальну витрату кабелю і спрощує монтаж устаткування.

6.2. Телекомунікаційна фаза проектування

На момент проведення проектних робіт основним стандартом побудови ЛВС є Ethernet в різних варіантах. Використання для реалізації горизонтальної підсистеми елементної бази категорії 5e забезпечує передачу по трактах СКС сигналів всіх широко поширених на практиці різновидів цього мережевого інтерфейсу ЛВС, аж до його свержвисокошвидкісного варіанту Gigabit Ethernet 802.3ab. Тим самим запропоноване рішення забезпечує резерв пропускної спроможності горизонтальних трактів СКС, достатній для підтримки функціонування всіх відомих на момент проектування і перспективних видів застосувань, тобто надійний захист інвестицій замовника, зроблених їм в СКС.

Згідно з початковими даними створювана інформаційно-обчислювальна система підприємства не призначена для передачі конфіденційної інформації. Тому структурована кабельна система будується на дешевшій і менш складній в практичній реалізації неекранованій елементній базі.

2.3.1. Підсистема робочого місця

Склад розеток на кожному робочому місці визначений замовником в технічних вимогах і приводиться в початкових даних, згідно яким передбачається по одній IP з двома розеточними модулями, утворюючими абонентські порти СКС, і по три силові розетки різного призначення. Для виконання вимог відносно висоти установки і відстані між силовими і інформаційними розетками використовуємо їх конструктивного виконання у формі єдиного по конструкції блоку, що вмонтовується на стіні поряд з коробом на висоті близько 80 см.

Тип розеткових модулів визначається з урахуванням вимог по пропускній спроможності, конфігурації робочого місця і вибраного способу кріплення. У даному конкретному випадку для побудови інформаційних розеток застосуємо одиночні модулі категорії 5e серії MAX типу MX-C5-02-it, попарно встановлювані на своє посадочне місце в гніздо Mosaic 45 з використанням адаптера MX-45-82-it. Застосування двох розеткових модулів категорії 5e визначається міркуваннями універсальності і повністю відповідає вимогам стандарту Iso/iec 11801 в редакції 2000 року.

Відповідно до початкових даних замовник не встановив яких-небудь спеціальних вимог по кількості крайових шнурів, що поставлялися, для підключення робочих станцій ЛВС в приміщеннях користувачів і не надав інформацію про тип і кількість активних мережевих пристроїв ЛВС, використовуваних в інформаційно-обчислювальній системі. Тому для конкретизації цього параметра використовуємо статистичний підхід, тобто введемо в специфікацію устаткування, що поставляється, 70% шнурів від загальної кількості IP плюс 10% - у складі ЗП, тобто всього 64 шнури на поверх.

Довжини шнурів вибираються з урахуванням положень таким чином: 58 шнурів завдовжки по 2 м і 6 шнурів завдовжки по 3 м. Останній розмір підбирається з метою збільшення функціональної гнучкості спроектованої кабельної системи. Дані шнури призначені для підключення робочих станцій

на кожному поверсі. У зв'язку з однотипністю планування поверхів будівлі загальний об'єм постачання шнурів вказаних довжин встановлюється чотирикратним збільшенням.

Для отримання параметрів трактів горизонтальної підсистеми, що забезпечують можливість передачі сигналів Gigabit Ethernet, шнури мають характеристики категорії 5e.

Крайові шнури для підключення телефонних апаратів, що випускаються відомими виробниками цього виду устаткування, зазвичай вводяться в комплект їх постачання і на підставі цього в підсумкову специфікацію не включаються.

6.3. Проектування горизонтальної підсистеми

У даній будівлі відсутні великі зали і компактні відособлені групи користувачів. На підставі цього в ній не застосовуватиметься прокладка кабелів під килимом і недоцільна реалізація окремих ділянок і деяких трактів горизонтальної підсистеми на основі багатопарного кабелю. У свою чергу це означає, що в СКС не потрібні точки переходу і консолідаційної крапки.

Таким чином, на підставі положень процес проектування горизонтальної підсистеми в даному випадку зведеться до розрахунку об'єму постачання горизонтального кабелю і визначення його конструктивного виконання.

Горизонтальна підсистема СКС будується на основі неекранованих 4-пар-них кабелів категорії 5e, прокладених по два до кожного блоку розеток. Необхідна кількість кабелю на підставі даних розраховується з використанням статистичного методу. Підставою для його використання служить той факт, що на кожному поверсі є понад 60 інформаційних розетки і виконана вимога рівномірного розподілу розеток по обслуговуваній площі.

На кожному поверсі встановлюється по 60 IP. Відповідно до обґрунтувань, для розміщення комутаційного устаткування СКС і активного мережевого устаткування ЛВС в кросових використовуємо підлогові монтажні шафи. Мінімальна висота цих конструктивів складатиме приблизно 35 U.

Розрахунки максимальної і мінімальної довжин кабельних кидків свідчать про те, що максимальне значення цього параметра не перевищує 70 м. Тому на підставі положень статистичний метод застосовний до всіх IP, обслуговуваним комутаційним устаткуванням в даному технічному приміщенні. Довжина кабелю, що витрачається на реалізацію середнього кидка з урахуванням 10-процентного технологічного запасу, складе $1,1 \times 33,3 = 36,6$ м. Одну стандартну 1000-футову коробку кабелю буде досить для реалізації в середньому $305 / 36,6 = 8$ кидків. Загальна кількість кидків на одному поверсі рівна $2 \times 90 = 180$, а для їх реалізації буде потрібно 23 коробки 4-парного горизонтального кабелю.

Загальний об'єм постачання кабелю буде рівний $23 \times 305 = 7015$ м на один поверх.

Планування кожного поверху будівлі і схема розташування на них ІР співпадають. На підставі цього для створення горизонтальної кабельної проводки на кожному поверсі знадобиться однакова кількість 4-парного кабелю. Отже, для реалізації горизонтальної підсистеми необхідно $2 \times 23 = 46$ коробки кабелю або всього в цілому $46 \times 305 = 14030$ м кабелю.

Прокладка кабелів горизонтальної підсистеми на всьому протязі будь-якої траси, тобто в коридорах, технічних і робочих приміщеннях будівлі згідно положенням здійснюється в закритих каналах, виготовлених з матеріалів, що не згорають. Це дозволяє застосувати дешевшого конструктивного виконання цих виробів з оболонкою з полівінілхлориду.

6.4. Проектування підсистеми внутрішніх магістралей

Кабелі підсистеми внутрішніх магістралей зв'язують між собою комутаційне устаткування, встановлене в приміщеннях кросових і апаратною. Згідно з початковими даними по цих кабелях передаються в основному інформаційні потоки, що створюються мережевою апаратурою ЛВС, і телефонні сигнали учрежденчеської АТС. У проектуваній системі прийнятий принцип використання 2-портових інформаційних розеток на робочих місцях. На поверхах відсутні виноси і концентратори УПАТС. На підставі даних двох чинників слід чекати передачі по магістральних кабелях сигналів значного числа телефонних розмов. Виходячи з вказаної обставини, з урахуванням прийнятого принципу багатоточкового адміністрування і згідно положенням приймається наступна ідеологія побудови підсистеми внутрішніх магістралей:

- частина підсистеми внутрішніх магістралей, призначена для обслуговування роботи телефонної мережі, будується на багатопарному кабелі з витих нар категорії 3;
- для організації частини підсистеми внутрішніх магістралей, обслуговуючої роботу ЛВС, використовується волоконно-оптичний кабель;
- для збільшення експлуатаційної гнучкості і живучості створеної системи застосовується дублювання кожної пари волокон 4-парним кабелем звитих пар категорії 5е.

Відповідно до початкових даних загальна висота будівлі складає 8 м. Через технічні приміщення проходять канали стояка. З урахуванням даних обставин максимальна довжина магістрального кабелю складатиме приблизно 12,5 м.

Розрахуємо необхідну сумарну ємкість кабелів в парах/волокнах.

6.5. Розрахунок електричної мережі

Комп'ютери, активне мережеве устаткування і устаткування супутнє забезпеченню роботи мережі споживає ел. енергію, тому перш ніж

прокладати комп'ютерну мережу необхідно спочатку спроектувати електричну мережу.

Відповідно до положень з посиланням на СНіП 2.09.04-87, пункт 3.2 для будівлі офісного призначення припускаємо установку по одному блоку розеток переважно на кожних 4 м² робочої площі. Додатково для збільшення зручності обслуговування і експлуатаційної гнучкості інформаційно-обчислювальної системи в цілому передбачаємо по три блоки розеток в кожному технічному приміщенні на поверххах будівлі

Маємо 3 приміщенні і велику кількість ПК в кожному з них. Для того щоб прокласти таку мережу знадобиться кабель з великим перетином провідника. Щоб можна було прокласти відносно тонкий дріт, розбиваємо споживачів на групи.

ПК в першому приміщенні 3×5м розбито на дві групи:

Група 1. ПК №1-№5. Таке розбиття обумовлене тим, що для цієї групи зручна прокладка електромережі і загальне енергоспоживання буде не високим, що дозволить заощадити на кабелі. Розрахуємо потужність споживання електроенергії устаткуванням цієї групи (вважаємо по максимуму):

Потужність блоку живлення 250 Вт;

Потужність монітора 250 Вт.

$W_i = 250 + 350 = 500$ Вт. - потужність споживання однієї машиною.

Оскільки в одній групі 5 машин то загальна потужність буде:

$W_{\text{общ.}} = 500 * 5 = 2500$ Вт. – потужність першої групи.

Обчислимо сумарний струм для першої групи:

$I_{\text{общ.}} = 2500 \text{ Вт.} / 220 \text{ В} = 13,36 \text{ А}$

Оскільки емпіричне правило свідчить: „Квадратний міліметр перетину мідного дроту витримує струм в 10 А”, то площа перетину провідника буде:

$S_{\text{пров.}} = 13,36 / 10 = 1,336$ мм. – це мінімальний перетин дроту необхідного для споживачів першої групи. Найближчим за стандартом є 2,5 мм². Вибір дроту з таким перетином хоч і здорожує проект, але електрична мережа матиме високу надійність. Для мережі використано мідний кабель, він надійніший.

Всього потрібно $4,85 + 6,35 = 11,2$ м дроту (6,35 м- ділянка від автомата до правої стіни з урахуванням обходу дверей, 4,85 м- довжина дроту уздовж правої стіни). Дріт прокладається в 0,2 м від підлоги. Вимикачі розташовані на висоті 1,5 м, означає необхідним ще 1,5 м дроту. Разом для першої групи необхідно $11,2 + 1,5 = 12,7$ м двожильного кабелю з перетином 2,5 мм². За ринковими даними 2* 2,5 мм² коштує 1,5 грн. за 1 метр довжини.

Витрати на придбання кабелю для першої групи складає:

$12,7 * 1,5 = 19,05$ грн.

Група 2. Три робочих місця №6-№8 розташовані уздовж лівої стіни, крім того на столі №1 розташовані принтер і сканер.

Порахуємо потужність споживання електроенергії цим устаткуванням:

Потужність призначена для користувача машини 500 Вт;

Потужність принтера 375 Вт;

Потужність сканера 250 Вт;

$W_{\text{общ.}} = 500 * 3 + 375 + 250 = 2125 \text{ Вт.}$ – загальна потужність всього устаткування другої групи.

$I_{\text{общ.}} = 2125 / 220 = 9,65 \text{ А}$

$S_{\text{пров}} = 9,65 / 10 = 0,965 \text{ мм}^2$ – це мінімальний перетин дроту необхідний для споживання електроенергії споживачами 2 групи.

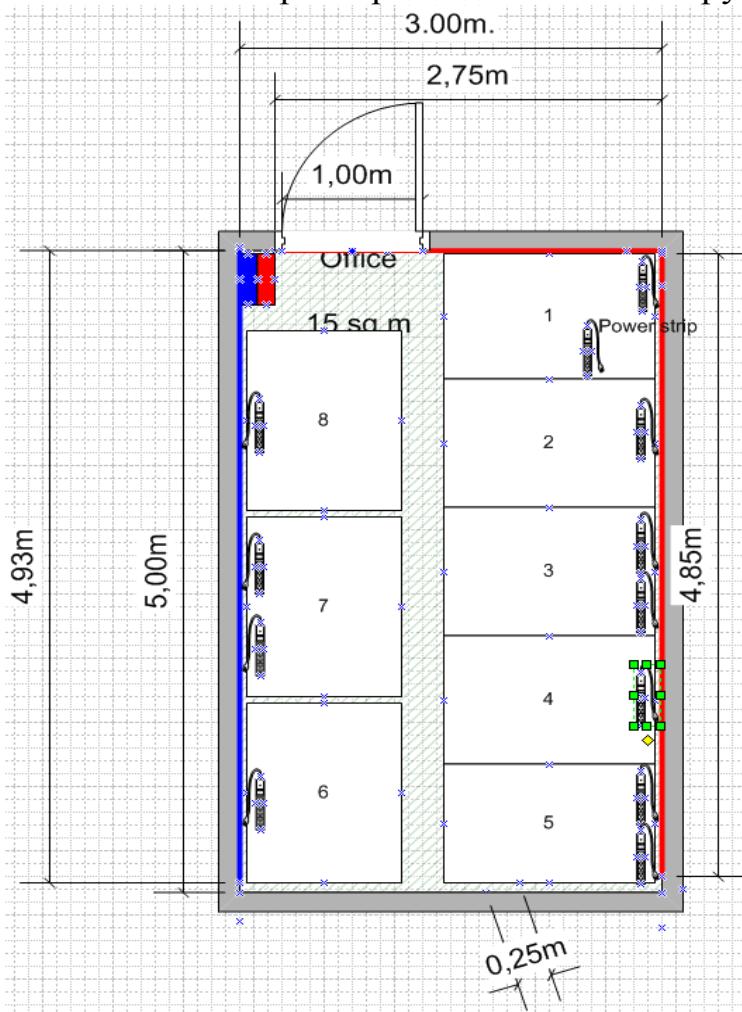


Рис 2.4. Електрична мережа приміщення 3×5 м.

Найближчим за стандартом є $1,5 \text{ мм}^2$. Для підключення цієї групи необхідно 6,43 м кабелю з перетином $1,5 \text{ мм}^2$.

Витрати на придбання кабелю для споживачів другої групи з урахуванням вимикача 1,5 м:

$6,43 * 1,0 = 6,43 \text{ грн.}$

На вимогу ГОСТу, перетин контура заземлення повинен бути не менше чим в площі перетину фази, тобто не менше чим $(1,336 + 0,965) * 2$

$=4,602 \text{ мм}^2$. Для заземлення можна використовувати дріт з діаметром перетину $4,602 \text{ мм}^2$. Оскільки заземлення для всього приміщення забезпечується загальним кабелем то для прокладки „землі” знадобиться $12,7+6,43=19,13 \text{ м}$.

Витрати на придбання кабелю в першому приміщенні $3 \times 5 = 19,05 + 6,43 = 25,48 \text{ грн}$.

В табл. 2.1 приведено кількість електротехнічного обладнання, необхідне для проектування електричної частини в першому приміщенні.

Таблиця 2.1 Перелік електротехнічного обладнання для створення електричної мережі в першій кімнаті

Найменування товару	Од. виміру	Кількість, кв.м.	Цін а за од., грн.	Вартість всього, грн
ВВП – 2 2* 2,5	м	12,7	1,5	19,05
ВВП – 2 2* 1,5	м	6,43	1,0	6,43
Кабель $5,0 \text{ мм}^2$ для заземлення	м	19,13	2,5	47,83
Короб 80 х40 мм.	м	25,48	15,00	382,2
Уголки для короба	шт	6	5	30
Заглушки для короба	шт	1	6,7	6,7
Розетка 2-виходи	шт	6	3	18
Мережевий фільтр power cube (3 м)	шт	12	15	225
Вимикач S1911p 6-32 А.	шт	2	16	32
Корпус для уст. авт. вимик. (2)	шт	1	7,00	7
Ітого				768,21

У другому приміщенні розміром 3×4 дві групи.

Група 1:

Уздовж правої стіни розміщено 3 ПК, крім того на столі №4 розміщено принтер та сканер.

Порахуємо потужність споживання електроенергії цими приладами:

Потужність блоку живлення для машини користувача: 250 Вт;

Потужність монітора: 250 Вт;

Потужність принтера: 375 Вт;

Потужність сканера: 250 Вт;

Потужність розрахована по максимуму.

$W_i = 350 + 250 = 500$ Вт.- потужність призначена для машини

користувача;

$W_{\text{общ.}} = 500 * 3 + 375 + 250 = 2125$ Вт – потужність першої групи.

Обчислюємо сумарний струм для першої групи:

$I_{\text{общ.}} = 2125 / 220 = 9,65$ А

$S_{\text{пр.}} = 9,65 / 10 = 0,965$ мм - це мінімальний перетин дроту.

Всього буде потрібно: 5,04 м кабелю з перетином 1,5 мм² (з урахуванням автомата):

$5,04 * 1,0 = 5,04$ грн.

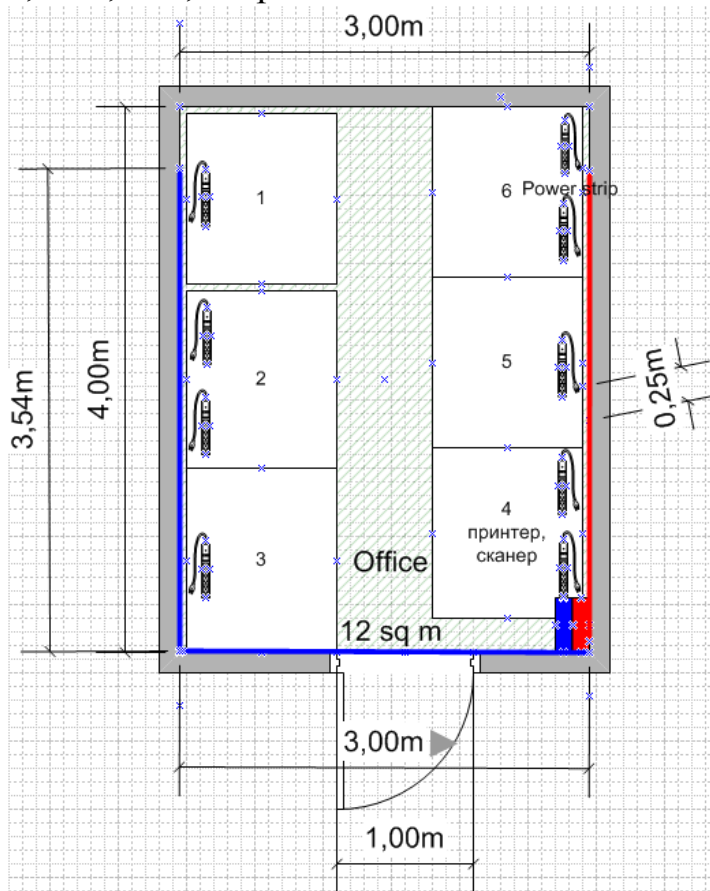


Рис 2.5. Електрична мережа приміщення 3×4 м.

Група 2.

Три ПК розміщені уздовж лівої стіни. Порахуємо потужність споживання електроенергії цим устаткуванням:

Потужність блоку живлення для ПК: 250 Вт;

Потужність монітора 250 Вт;

Потужність рахуємо по максимуму : $250 + 250 = 500$ Вт - призначених на машини користувача.

$W_{\text{общ.}} = 500 * 3 = 1500$ Вт - потужність другої групи;

Обчислено сумарний струм для другої групи:

$I_{\text{общ.}} = 1500 / 220 = 6,81$ А

$S_{\text{пров}} = 6,81/10 = 0,681$ ммЄ- мінімальний перетин дроту.

Для підключення цієї групи необхідне: $3,54+3+3,6+1,5=11,64$ м кабелю з перетином проводу 1,5 ммЄ(з урахуванням обходу дверей, висота дверей приблизно 1,8 м, 1 м – ширина дверного проїому, а також автомата-1,5 м).

$11,64 \cdot 1,00 = 11,64$ грн.

Витрати на придбання кабелю в другому приміщенні 3×4:

$16,68 \cdot 1,00 = 16,68$ грн.

За розрахунками мінімальний перетин дроту для заземлення $(0,972+0,681) \cdot 2 = 3,306$ ммЄ. Використано дрiт з перетином проводу 5 ммЄ, так як такий дрiт найближчий за стандартом. Для прокладки заземлення знадобиться: $5,04+11,64=16,68$ м.

Витрати на придбання кабелю для заземлення другого приміщення розміром 3×4 м:

$16,68 \cdot 2,5 = 41,7$ грн.

Таблиця 2.2 Перелік електротехнічного обладнання для створення сіті в другому приміщенні

Найменування товару	Од. виміру	Кіль- кість, кв. м.	Ціна за од., грн.	Вартіс- ть всього, грн
ВВП – 2 2* 1,5	м	11,64	1,0	11,64
Кабель 5,0мм для заземлення	м	16,68	2,5	41,7
Короб 80 х40 мм.	м	16,68	15,00	250,2
Уголки для короба	шт	6	5	30
Заглушки для короба	шт	1	6,7	6,7
Розетка 2-виходи	шт	5	3	15
Сітьовий фільтр power cube (3 м)	шт	9	15	135
Вимикач S1911p 6-32 А.	шт	2	16	32
Корпус для уст. авт. вимик. (2)	шт	1	7,00	7
Ітого				529,24

У третім приміщенні кімнаті 5×6 м:

Група 1:

Всього 6 ПК, 3 з них розміщені уздовж верхньої стіни ПК №3-№5, 3 ПК №6- №8, розміщені уздовж правої стіни.

Порахуємо потужність споживання цими приладами електроенергію:

Потужність блоку живлення для машини користувача: 250 Вт;

Потужність монітора: 250 Вт;

Потужність розрахована по максимуму.

$W_i = 350 + 250 = 500$ Вт - потужність призначена для машини користувача;

$W_{\text{общ.}} = 500 * 6 = 3000$ Вт – потужність першої групи.

Обчислюємо сумарний струм для першої групи:

$I_{\text{общ.}} = 3000 / 220 = 13,63$ А

$S_{\text{пр.}} = 13,63 / 10 = 1,363$ мм² - це мінімальний перетин дроту.

Всього буде потрібно: $3 + 5 + 3,55 + 3,60 + 1,5 = 16,65$ м кабелю з перетином 1,5мм²

Це коштує: $16,65 * 1,0 = 16,65$ грн.

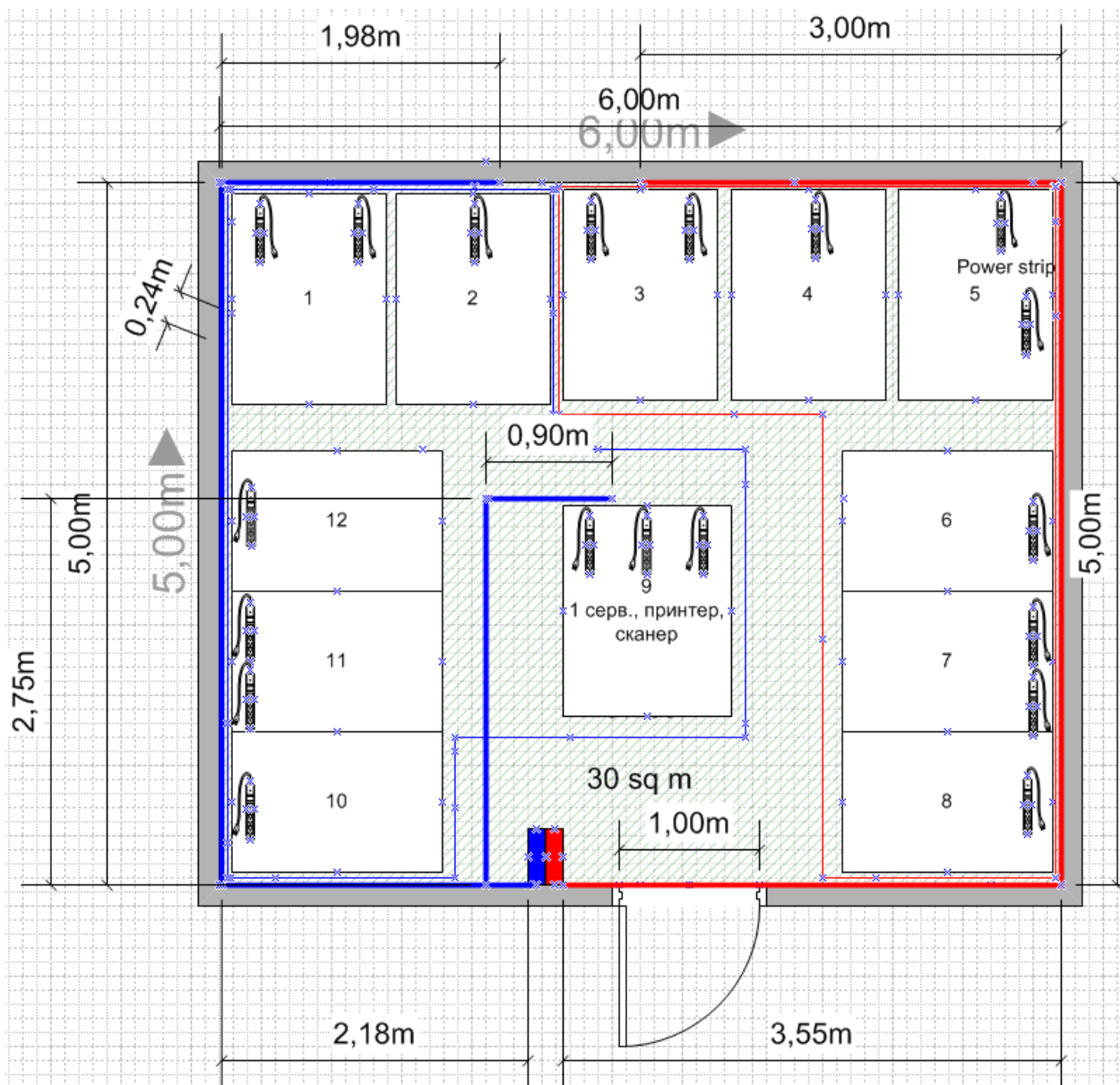


Рис 2.6. Електрична мережа приміщення 5×6 м

Група 2

Всього 6 ПК, 2 з них розміщені уздовж верхньої стіни ПК №, №2, 3 ПК №10- №12, розміщені уздовж лівої стіни, крім того в центрі кімнати розміщений ПК №12, біля якого також розміщено принтер та сканер.

Порахуємо потужність споживання цими приладами електроенергію:

Потужність блоку живлення для машини користувача: 250 Вт;

Потужність монітора: 250 Вт;

Потужність принтера: 375 Вт;

Потужність сканера: 250 Вт;

Потужність розрахована по максимуму.

$W_i = 350 + 250 = 500$ Вт.- потужність призначена для машини користувача;

$W_{\text{общ.}} = 500 \cdot 6 + 375 + 250 = 3625 \text{ Вт}$ – потужність першої групи.

Обчислюємо сумарний струм для першої групи:

$I_{\text{общ.}} = 3625 / 220 = 16,47 \text{ А}$

$S_{\text{пр.}} = 16,47 / 10 = 1,647 \text{ мм}^2$ – це мінімальний перетин дроту.

Всього буде потрібно: $2,18 + 2,75 + 0,9 + 5 + 1,98 + 1,5 = 14,31 \text{ м}$ кабелю з перетином $2,5 \text{ мм}^2$.

Це коштує: $14,31 \cdot 1,5 = 21,47 \text{ грн.}$

За розрахунками мінімальний перетин дроту для заземлення $(1,37 + 1,654) \cdot 2 = 6,048 \text{ мм}^2$. використовуватиме дріт з діаметром перетину 10 мм^2 , так як дріт з таким перетином найближчий за стандартом. Для прокладки заземлення знадобиться

Витрати на придбання кабелю для заземлення в другому приміщенні розміром $5 \times 6 \text{ м}$ (мінімально): $30,96 \cdot 5 = 154,8 \text{ грн.}$

А для прокладки електр. кабелю: $16,65 \text{ м} \cdot 1,0 \text{ грн.} + 14,31 \cdot 1,5 \text{ грн.} = 15,15 + 21,47 = 38,12 \text{ грн.}$

Таблиця 2.3 Перечень електротехнічного обладнання для створення сіті в третьому приміщенні

Найменування товару	Од. виміру	Кількість, кв.м.	Ціна за од., грн.	Вартість всього, грн
ВВП – 2 2* 2,5	м	14,31	1,5	21,47
ВВП – 2 2* 1,5	м	16,65	1,0	16,65
Кабель 10,0мм для заземлення	м	30,96	5,0	154,8
Короб 80 х40 мм.	м	30,95	15,00	464,25
Уголки для короба	шт	10	5	50
Заглушки для короба	шт	1	6,7	6,7
Розетка 2-виходи	шт	10	3	30
Сітьовий фільтр power cube (3 м)	шт	19	15	285
Вимикач S1911p 6-32 А.	шт	2	16	32
Корпус для уст. авт. вимик. (2)	шт	1	7,00	7
Ітого				1067,87

2.3. Проектування адміністративної підсистеми

2.3.1. Вибір типу комутаційного устаткування і схеми підключення мережевих пристроїв

Відповідно до положень комутаційне устаткування в технічних приміщеннях використовуваний:

- 19-дюймові панелі з модульними роз'ємами у фіксованій конфігурації - для підключення кабелів горизонтальної підсистеми;
- 19-дюймові панелі типу 110 - для підключення багатопарних магістральних кабелів категорії 3 в поверхових кросових і кросові башти типу ПО в апаратній;
- набірні панелі з модульними роз'ємами - для організації резервних магістральних ліній категорії 5е;
- комутаційні полиці з дуплексними розетками багатомодового роз'єму типу SC - для підключення оптичних кабелів підсистеми внутрішніх магістралей;
- комутаційну полицю з розетками одномодового роз'єму типу FC - для підключення оптичного кабелю підсистеми зовнішніх магістралей.

У всіх технічних приміщеннях нижнього рівня даного конкретного проекту, тобто в КЕ, а також в апаратній в тій її частині, яка обслуговує робочі місця першого поверху, для підключення високошвидкісного мережевий) устаткування до горизонтальної підсистеми використовуватиметься метод комутаційного підключення (interconnect). Для підключення до кабельної системи кросу УПАТС використовується схема зв'язку між кросами.

6.6 Розрахунок кількості пристроїв комутаційного устаткування і їх аксесуарів

Кожне технічне приміщення проектованої системи обслуговує 60 2-портових ІР на робочих місцях. Для підключення горизонтальних кабелів буде потрібно $2 \times 60 / 24 = 5$ панелей заввишки 1 U з 24 розетковими частинами роз'ємів. Вибір саме цього різновиду панелей обґрунтовується декілька меншою трудомісткістю монтажу в порівнянні з панелями подвоєної висоти.

Для підключення багатопарних кабелів категорії 3 підсистеми внутрішньої магістралі на підставі даних в кожній монтажній шафі, встановленій в КЕ, буде потрібно одну 200-парну панель типу ПО.

Резервні кабелі категорії 5е заводяться на набірні панелі. Згідно даним в кожній КЕ є по 9 таких кабелів. Відповідно в апаратну по каналах стояка прокладається 27 кабелів категорії 5е. Тому у проектованій системі буде потрібно в обший складнощі 5 набірних панелей: по одній - в кожній з КЕ і дві - в апаратній.

Розеткові модулі в набірних панелях, що встановлюються в КЕ, вмонтовуємо в їх правій частині під up-link-портами комутаторів рівня робочої групи. Частина настановних гнізд для розеткових модулів цих панелей залишається вільною. Як монтажний конструктив вибрані шафи з скляними передніми дверима. Тому для поліпшення естетичних показників комутаційного поля вільні отвори закриваються заглушками. Набірна панель має отвори, кожен з яких розрахований на установку двох модулів.

Дані приведені далі.

Згідно даним в кожному КЕ заводиться по два 12-волоконні оптичні кабелі внутрішньої прокладки. Оптична полиця заввишки 1 U для їх підключення має 2 кабельних введення і 12 дуплексних розеток SC, тобто в одній такій полиці може бути оброблене обидва кабелі. Стандартна сплайс-пластина комплектується наступними елементами: корпусом з вбудованим в нього організатором технологічного запасу волокон, двома знімними утримувачами гільз КДЗС на 6 посадочних місць і захисною кришкою. У кожній полиці може бути встановлено по дві сплайс-пластини. Для збільшення функціональної гнучкості створюваної мережі здійснимий оконцеваніє всіх волокон кабелів, що вводяться в полку, для чого буде потрібно 24 монтажних шнура з вилкою багатомодового роз'єму SC. У апаратній встановимо 3 аналогічних оптичних полиці з такою ж комплектацією аксесуарами. Це забезпечує єдність вживаної елементної бази і декілька спрощує процедуру монтажу.

У апаратну додатково вводиться кабель підсистеми зовнішніх магістралей. Для його підключення замовляється полиця заввишки 1 U з 8 одномодовими розетками FC. В процесі підключення використовується 8 одномодових монтажних шнурів з вилками роз'єму FC, 8 захисних гільз КДЗС, одна сплайс-пластина з комплектацією, аналогічною вживаною в полицях з многомодовими роз'ємами.

Для підключення УПАТС до СКС використана схема зв'язку між кросами. Для розводки цих пар використовуваний дві 400-парні настінні кросові башти. Як проміжний крос УПАТС кросу виберемо аналогічне устаткування. При цьому з восьми 100-парних блоків цих башт сім призначені для підключення внутрішніх телефонів, а восьмий - для підключення прямих міських номерів. Даний варіант можливий тому, що відповідно до початкових даних на першому етапі функціонування інформаційно-обчислювальної системи підприємства основна маса телефонних апаратів експлуатуватиметься по однопарній схемі. При повному переході на 2-парну схему поряд з панелями може бути встановлена настінна 100-парна панель, для чого в апаратній є достатньо вільного місця.

Результати розрахунків комутаційного устаткування, що встановлюється в технічних приміщеннях різного рівня.

У першому приміщенні з розмірами 3х5м розташовується 8 машин, для цього використовується перша панель на 16 портів, до 8 з них підключені комп'ютери, 1 для з'єднання з другою панеллю, яка розташована в кросовій і ще 7 портів залишаються вільними для подальшої реорганізації мережі.

У другому приміщенні розміром 6х5 м. також використовується панель на 16 портів. До його портів підключено 12 машин, 2 порт для з'єднання з іншою панеллю та інші 2 порти залишаються незадіяними, надалі вони можуть бути використані для розширення мережі.

У третьому приміщенні розміром 3×4 м. також використовується панель на 16 портів. До його портів підключено 6 машин, 1 порт для з'єднання з іншою панеллю та інші 9 порти залишаються незадіяними, надалі вони можуть бути використані для розширення мережі.

Для з'єднання комп'ютерів з панеллю використовуватимемо виту пару UTP Cat 5. Машини підключаються до мережі через подвійні коробки для зовнішньої розетки 2xRJ-45 1032-2 + 2 Модулі RJ-45 UTP. їх використання дозволить заощадити гроші, оскільки одна подвійна коробочка коштує менше ніж дві одинарні. Схемне зображення подвійної і одинарної коробочок показано на рис 2.3.1.

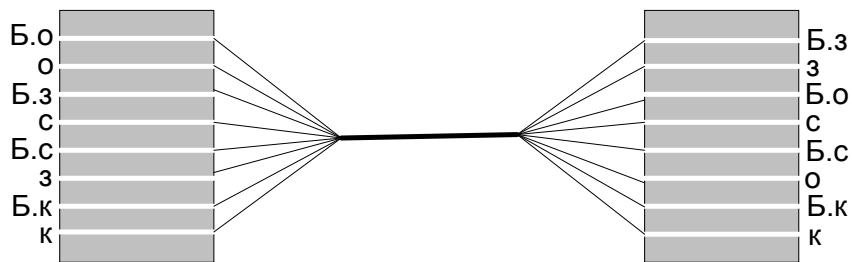


Рис. 2.3.1. Опис коробочок для зовнішньої розтки RJ-45

Позначення кольору проводів		Позначення кольору проводів	
Б	Білий	Кр	Червоний
Ко	Коричневий	Ч	Чорний
Ж	Жовтий	О	Оранжевий
З	Зелений	С	Синій

Позначення кольору проводів		Позначення кольору проводів	
Б. о	Біло-оранжевий	с	Синій
о	оранжевий	Б.с	Біло-синій
Б.з	Біло-зелений	Б.к	Біло- коричневий
З	Зелений	к	Коричневий

Рис. 2.3.2. Патчкорд для з'єднання коробочок з панеллю

Коробочки кріпитимуться на стіні між двома сусідніми робочими місцями безпосередньо над коробом.

Розрахунок довжин ділянок виті пари для приміщення розміром 3х5м показаний в таблиці 2.3.1.

Таблиця 2.3.1 - Розрахунок довжин ділянок виті пари для приміщення розміром 3х5м

Панель і порт	Робоче місце (номер) або інша Панель	Довжина на спуску, м	Довжина в коробі, м	Довжина підйому, м	Довжина патчкорда, м	Разом
Панель 16 – порт 1	8	0,5	1,43	0,2	1	3,13
Панель 16 – порт 2	7	0,5	2,98	0,2	1	4,68
Панель 16 – порт 3	6	0,5	4,43	0,2	1	6,13
Панель 16 – порт 4	5	0,5	8,7	0,2	1	10,4
Панель 16 – порт 5	4	0,5	9,65	0,2	1	11,35
Панель 16 – порт 6	3	0,5	10,63	0,2	1	12,33
Панель 16 – порт 7	2	0,5	8,98	0,2	1	10,68

Панель 16 – порт 8	1	0 ,5	7, 98	0,2	1	9,6 8
Панель 16 – порт 9	2 Панель 16- порт13	1 ,5	2, 9	0,2	1	5,6
Разом						73, 98

Розрахунок довжин ділянок витой пари для приміщення розміром 6х5м показаний в таблиці 2.3.1.

Таблиця 2.3.2 - Розрахунок довжин ділянок витой пари для приміщення розміром 6х5м

Панель и порт	Рабоч. месце (номер) або інша Панель	Д овжи на спуск у, м	Д лина в коробі, м	Дов жина підйому, м	Довж ина патчкорда, м	Р азом
Панель 16 – порт 1	10	0 ,5	0, 95	0,2	1	2 ,65
Панель 16 – порт 2	11	0 ,5	2	0,2	1	3 ,7
Панель 16 – порт 3	12	0 ,5	3	0,2	1	4 ,7
Панель 16 – порт 4	9	0 ,5	6, 66	0,2	1	8 ,36
Панель 16 – порт 5	1	0 ,5	5, 96	0,2	1	7 ,66
Панель 16 – порт 6	2	0 ,5	7, 11	0,2	1	8 ,81
Панель 16 – порт 7	3	0 ,5	8, 31	0,2	1	1 0,01
Панель 16 – порт 8	4	0 ,5	9, 47	0,2	1	1 1,17
Панель 16 – порт 9	5	0 ,5	10 ,7	0,2	1	1 2,4
Панель 16 – порт 10	6	0 ,5	13 ,21	1,0	1	1 4,91
Панель 16 – порт 11	7	0 ,5	12 ,03	1,0	1	1 3,73

Панель 16 – порт 12	8	0,5	11	1,0	1	1,7
Панель 16 – порт 13	0	0	0	0	0	0
Панель 16 – порт 14	3 Панель 16-порт 7	1,5	13,7	0,2	1	3,6
Итого						1,41

Розрахунок довжин ділянок витії пари для приміщення розміром 3х4м показаний в таблиці 2.3.3.

Таблиця 2.3.3 - Розрахунок довжин ділянок витії пари для приміщення розміром 3х4м

Панель і порт	Робоче місце (номер) або інша Панель	Довжина спуску, м	Довжина в коробі, м	Довжина підйому, м	Довжина патчкорда, м	Разом
Панель 16 – порт 1	3	0,5	0,9	0,2	1	2,6
Панель 16 – порт 2	2	0,5	2,24	0,2	1	3,94
Панель 16 – порт 3	1	0,5	3,58	0,2	1	5,28
Панель 16 – порт 4	6	0,5	7,46	0,2	1	9,16
Панель 16 – порт 5	5	0,5	9,32	0,2	1	11,02
Панель 16 – порт 6	4	0,5	7,66	0,2	1	9,36

Панель 16 – порт 7	3 Панель 16- порт 14	0	0	0	0	0
Итого						4 1,36

Всього для мережі необхідне $73.98 + 141,4 + 41,36 = 256,74$ м витой пари.
Без розрахунку на проходження по коридорам.

Проектний кошторис для мережі представлений в таблиці 2.3.4.

Таблиця 2.3.4 - Проектний кошторис для мережі

Найменування	К-сть, шт(м)	Ціна, грн/шт(м)	Ціна, грн.
Мережевий адаптер SURECOM EP-320X-S1/1B 10/100MBt, Вох (аналог NE-320) PCI UTP)	26	28,0	728,0
UTP Cat 5	256,74	1,5	385,11
Коробочка 2 x RJ-45	13	25,44	330,72
Коробочка 1 x RJ-45	5	16,80	84,0
Разъем RJ-45	52	1,2	62,4
Комутаційна панель 16 port (16UTP-10&100Mbps)	3	231	693.0
Обжимной инструмент	1	100	100
Итого			2383,23

Таблиця 5.2 Закупівельний кошторис для мережі стандарту 100base-TX

Найменування	К-сть, шт(м)	Ціна, грн/шт(м)	Ціна, грн.
Мережевий адаптер SURECOM EP-320X-S1/1B 10/100MBt, Box (аналог NE-320) PCI UTP)	28	28,0	784,0
UTP Cat 5	282,42	1,5	423,62
Коробочка 2 x RJ-45(5%)	14	25,44	356,16
Коробочка 1 x RJ-45(5%)	6	16,80	100,8
Роз'єм RJ-45(20%)	63	1,2	75,6
Комутаційна панель 16 port (16UTP-10&100Mbps)	3	231	693,0
Обжимний інструмент	1	100	100
Разом			2533,18

Всього на мережі витрати складуть 2533,18 грн.

2.4.1. Кросові

У кросових передбачаються наступні види шнурових виробів:

- однопарні комбіновані шнури з модульними вилками і вилками типу ПО на різних кінцях, призначені для з'єднання панелей горизонтальної підсистеми і магістралі категорії 3;
- 4-парні шнури з вилками модульних роз'ємів - для підключення горизонтальних ліній до портів поверхових комутаторів робочих груп ЛВС;
- оптичні шнури - для підключення оптичних up-link-портів поверхових комутаторів робочих груп до волоконно-оптичних ліній підсистеми внутрішньої магістралі;
- резервні 4-парні шнури з вилками модульних роз'ємів - для підключення електричних портів поверхових концентраторів до магістрального кабелю категорії 5e.

Для розрахунку загальної кількості шнурів певного різновиду по аналогії з положеннями використовуємо статистичний підхід. Приймаємо, що шнури, що поставляються, забезпечують обслуговування 70% робочих місць, і 10% від цієї кількості передбачаємо у складі ЗІП. Це означає, що до складу специфікації устаткування, що поставляється, включається в обший 8 шнурів для підключення до uplink-портам поверхових комутаторів.

Відповідно до початкових даних, для підключення до магістралі категорії 3 будуть використовуватися однопарні комбіновані шнури.

Визначення об'єму постачання шнурів певної довжини перших двох різновидів здійснюється відповідно до методу і проводиться по графіках.

При прим'ятому в проекті розміщенні устаткування ЛВС і СКС,

максимальна відстань між комутаторами і панеллю резервної магістралі категорії 5е не перевищить 65 см. З урахуванням того, що розетки набірної панелі резервної магістралі розташовані йод гніздами up-link-портів поверхових комутаторів, це дозволяє застосовувати шнури довжиною 1 м.

Для підключення оптичних модулів up-link-портів поверхових комутаторів використовуємо шнури стандартної довжини 3 м.

2.4.2. Апаратна

У апаратній передбачаються наступні види шнурових виробів:

- однопарні комбіновані шнури з модульними вилками і вилками типу 110 на різних кінцях, призначені для з'єднання розеточних частин роз'ємів панелей горизонтальної підсистеми і «виродженої» магістралі категорії 3, що зв'язує монтажний конструктив і настінні кросові башти;
- 4-парні шнури з вилками модульних роз'ємів - для підключення горизонтальних ліній до портів поверхових комутаторів робочих груп ЛВС;
- оптичні шнури - для підключення оптичних портів центрального комутатора мережі до волоконно-оптичних ліній підсистеми внутрішньої магістралі;
- оптичні шнури - для підключення оптичних портів центрального комутатора мережі до волоконно-оптичних ліній підсистеми зовнішньої магістралі;
- 4-парні шнури з вилками модульних роз'ємів - для підключення up-link-портів поверхових комутаторів робочих груп до портів центрального комутатора ЛВС;
- резервні 4-парні шнури з вилками модульних роз'ємів - для підключення електричних портів поверхових концентраторів до магістрального кабелю категорії 5е;
- однопарні шнури типу 110 - для комутації розеткових частин роз'ємів кросових башт;
- 25-парні монтажні шнури Telco на одному кінці - для підключення учрежденчеської телефонної станції до виділеної для неї 100-парної панелі кросової башти.

Для поліпшення техніко-економічних показників проекрованої системи приміщення апаратною додатково виконує функції КЕ першого поверху. Тому кількість і розподіл по довжинах шнурів перших двох різновидів в апаратній співпадають з аналогічними параметрами в будь-якій поверховій кросовій.

Центральний комутатор ЛВС підключається до up-link-портам комутаторів робочих груп таким чином:

- 4-парними шнурами категорії 5е з вилками модульних роз'ємів - до комутаторів в приміщенні 122;

- багатомодовими оптичними шнурами з вилками роз'ємів SC через оптичні кабелі підсистеми внутрішньої магістралі - до комутаторів в решті кросових;
- одномодовими оптичними шнурами через оптичні кабелі підсистеми зовнішніх магістралей - до раніше побудованої мережі в іншій будівлі.

Оцінимо довжину шнурів з витих пар останнього різновиду. У виконано обґрунтування застосування в апаратною конструктивів шириною 800 мм.

Центральний комутатор і комутатори рівня робочої групи ЛВС інформаційно-обчислювальної системи доцільно розміщувати в різних монтажних конструктивах. У разі їх монтажу на одній висоті для спрощення зручності обслуговування відстань між зв'язуючими портами цих пристроїв може досягати тільки по горизонталі 1,5 м. Через це доцільне застосування шнурів довжиною 2 м. Загальна кількість цих шнурів може бути знайдене на підставі очікуваної кількості комутаторів робочих груп в апаратній і з урахуванням 10-процентного резерву складе 8 штук.

Для виконання підключення центрального комутатора по оптичних каналах буде потрібно в цілому $3 \times 8 = 24$ багатомодових оптичних шнура, $2 + 1 = 3$ одномодових оптичних шнура.

Для підключення УПАТС використовуються монтажні шнури у вигляді 25-парних кабелів зі встановленими на одному з кінців роз'ємами Telco. Можуть бути замовлені шнури завдовжки до 30 м. Відстань між кросовими баштами і системним блоком УПАТС на стіні приміщення складає приблизно 1 м. В даному випадку з урахуванням підйомів і поворотів, а також запасів на непрямолінійність укладання і оброблення приймемо середню довжину монтажного шнура рівної 5 м. В процесі проектування адміністративної підсистеми під крос УПАТС було виділено сім 100-парних блоків, що дозволить в перспективі без яких-небудь проблем перейти на підключення 2-парних телефонів. Тому загальна кількість монтажних шнурів вказаного типу складе: $700 / 25 = 28$.

Для виконання комутації на кросових баштах буде потрібно в цілому $77 \times 4 = 308$ однопарних шнурів з роз'ємами типу 110. Використовуємо для виконання цієї операції стандартні шнури довжиною 1 м.

6.7. Розрахунок додаткових і допоміжних елементів СКС

Розрахунок виконується відповідно до положень. У робочих приміщеннях прокладка кабелю відповідно до вимог замовника виконується в декоративних коробах. Згідно плану схема прокладки декоративних коробів вибрана таким чином, що окремі сегменти кабельних каналів даного різновиду в основній своїй масі використовуються для прокладки кабелів до двох інформаційних розеток.

Із-за різнотипності робочих приміщень застосування статистичного методу розрахунку, для розрахунку кількості короба може привести до

значної помилки. Тому у зв'язку з відносно невеликою кількістю приміщень використовуємо точніший табличний метод розрахунку. Вважаємо, що короб містить тільки один вертикальний спуск і горизонтальна ділянка, довжина якої визначається розмірами приміщення і топологією розміщення IP. При висоті поверху в світлу 3,5 м, висоті фальшстелі в 80 см вертикальна ділянка може бути пройдений однією двометровою секцією цього короба.

У переліку устаткування, що поставляється, кількість лінійної частини кабельного каналу (погонажа) на підставі даних указуємо із запасом 6,3%, розрахованим на компенсацію неминучих відходів в процесі установки, і з округленням у велику сторону з точністю до 2 м. Останнє визначається стандартною довжиною постачання цього виду виробів із заводу-виробника.

Величину витрати сполучної деталі на даному етапі проектування оцінимо величиною, чисельно рівній половині довжини короба.

Дроти проведено в спеціальному коробі, що має 2 відділення, для електричних і комп'ютерних проводів. Його встановлено на висоті 20 см. від підлоги, по периметру кімнати. Для його установки потрібно куточки для обходу дверей і кутів.

Для першого приміщення 3×5 необхідно мінімально:
 $12,7 + 6,43 = 25,48$ м короба, 6 куточків.

Для другого приміщення 3×4 м знадобиться мінімально:
 $5,04 + 11,64 = 16,68$ м короба, 6 кутів.

Для третього приміщення 5×6 м знадобиться мінімально:
 $16,65 + 14,31 = 30,95$ м короба, 10 кутів.

Всього короби знадобиться: $25,48 + 16,68 + 30,95 = 73,11$ м

Використовуватиме короби ЛН 80×40 мм, вартість 15 грн. За 1 метр. Він поставляється по 20 м. в упаковці, значить потрібно 4 упаковки (80 м.). Цей короб буде достатньо для прокладки по всьому периметру приміщення.

$80 * 15 = 1096,65$ грн.

Кутів потрібно: $22 * 5 = 110$ грн.

Для підключення ПК використано сітьові фільтри на 3 розетки, так як вони знижують негативне коливання струму і надійніші за розетки. Їх кріпитимуть під коробом, і їх потрібно 40 штук. Ці фільтри розташовані по одному на робоче місце і одну запасну на 2 робочих місця. Один сітьовий фільтр коштує 15 грн.

Тобто коштів потрібно всього: $40 * 15 = 480$ грн.

Всього коштів на електричну мережу потрібно: 2365,32 грн.

3.2. Розрахунок заставних труб введень в робочі приміщення

Для введення кабелів, що знімаються з лотків, в робочі приміщення у відповідних місцях стінок коридору за фальшстелі формуються отвори, в які на всю товщину стіни до прокладки кабелів СКС встановлюються застави, труби. Кількість IP, до яких підключаються горизонтальні кабелі,

що проходять через одне введення, не перевищує шести. З урахуванням того, що через одну трубку можна ввести не більше 9 кабелів, отримуємо, що для прокладки потрібно не більше двох трубок.

Кінці заготовок труб введень перед установкою обробляються відповідно до правил. Вони очищаються від задирок, а для видалення гострих кромek, які можуть пошкодити оболонки кабелів при протяжці, з них знімаються фаськи.

3.3. Розрахунок габаритів лотків

Для прокладки кабелів горизонтальної підсистеми відповідно до рішень, прийнятих на архітектурній фазі проектування, на поверхах уздовж коридору за підвісною стелею встановлюються лотки.

В процесі розрахунку кабельних введень в технічні приміщення проекрованої кабельної проводки було встановлено, що через них проходять 60 і 104 кабелі, які потім укладаються на лотки. При площі горизонтального кабелю $21,2 \text{ мм}^2$ і 10-процентному коефіцієнті використання згідно даним отримуємо, що площа лотків повинна складати 9330 і 22000 мм^2 . Відповідну площу мають лотки з номінальним перетином 50x200 мм і 100x300 мм. У міру видалення від технічного приміщення можуть бути використані лотки меншого перетину. В даному випадку з міркування одноманітності елементної бази у всьому проекті використовуємо лотки другого типу. Згідно плану на кожному поверсі буде потрібно 49 м лотків, а всього для реалізації кабельної системи необхідно поставити 200 м лотків з відповідними аксесуарами і компонентами кріплення.

Відстань від підлоги до нижньої кромки лотка відповідно до даними рівний 3 м. При висоті бічної стінки лотка 10 см і загальній висоті приміщення до капітальної стелі 350 см відстань між верхньою кромкою лотка і стелею складе 40 см, що перевищує мінімальне значення 25 см і достатньо для нормальної роботи.

3.4. Розрахунок монтажних конструктивів

Устаткування СКС і активні пристрої ЛВС розкидаються в закритих монтажних шафах з скляними передніми дверима. По формулах з урахуванням принципу організації комутаційного поля по схемі комутаційного підключення (interconnect) і числа обслуговуваних робочих місць $N = 60$ отримуємо, що загальна висота монтажного конструктиву складе приблизно

$$H = (9/32)N + 7 = 33 \text{ м}$$

Для отримання необхідних запасів на розвиток інформаційно-обчислювальної системи підприємства застосовний в кросових і апаратною однакові шафи заввишки 42 U. Як було встановлено вище, в монтажному конструктиві апаратною окрім мережевого устаткування колективного користування встановлюється комутаційне устаткування СКС,

обслуговуюче IP робочих місць першого поверху. На підставі цього в КЕ буде встановлено по одній шафі, а в апаратній - два. При цьому для установки серверів, центрального комутатора, дискового масиву, каркасів модемного пулу і інших активних мережевих пристроїв є вільне місце: $2 \times 42 - 33 = 51$ U.

Відповідно до положень в даному проекті застосуємо монтажні шафи шириною 800 мм.

З початкових даних, що стосуються принципів побудови і характеру роботи ЛВС замовника, витікає, що в КЕ достатньо висока вірогідність установки спеціалізованих серверів. Тому на підставі положень номінальну глибину монтажних шаф виберемо рівною 800 мм (фактичне значення 875 мм).

Мінімізація витрати магістрального кабелю і спрощення елементів його підведення до монтажних конструктивів забезпечується установкою шаф поряд із стояками. Для отримання необхідної жорсткості конструкції і відповідно до вимог шаф в апаратній з'єднуються між собою, для чого використовуються штатні комплекти кріпильних засобів.

Шафи додатково комплектуються наступним устаткуванням:

- набором ніжок (комплект на конструктив);
- модулем вентилятора, що встановлюється для економії монтажної висоти в кришці шафи, - по одиниці на конструктив;
- комплектом заземлення - але одному на конструктив;
- вертикальним розподільником силового електроживлення - по парі на конструктив;
- полиці глибиною по 454 мм для установки устаткування, що не має елементів кріплення на 19-дюймових рейках, - по одній на конструктив.

4. Конфігурація комп'ютерів

Конфігурацію комп'ютерів підібрано на основі необхідного програмного забезпечення, тобто, щоб підібрати конфігурацію необхідно знати які завдання на них вирішуватимуться. Для роботи мережі нам необхідна мережева операційна система, наприклад Windows 2000. У нашій, як і в будь-якій іншій організації, користувачам потрібно працювати в текстових і графічних редакторах, необхідно вести бухгалтерський облік і ін., тому знадобиться засоби Microsoft Office, 1С або інша бухгалтерська програма, а також, залежно від роду діяльності організації інше ПО. Слідуює, так само передбачати можливі зміни і нові потреби.

Закупівельний кошторис для комп'ютерів (прас на 2005р. від "NOVOSTAR computers") представлений в таблиці 4.1.

Таблиця 4.1 - Закупівельний кошторис для машин користувачів

Конфігурація	Ці на, грн	К-сть	Сума , грн
CPU AMD Sempron 2800+(64 bit) Socket 754 (BOX)	397 .8	21	8353, 8

M/B ASUS K8N4-E nForce4, 4x, audio 8ch., 1600Mhz, 1-PCI-E x16, 3- PCI, LAN 10/100Mb, USB 2.0, ATA 133, 8 USB, 4DDR PC400, form factor ATX	459,0	21	9639,0
Відео карта GeForce 6200TC Palit	335,0	21	7035,0
HDD 60 Gb Samsung 8Mb cache, Serial ATA	300,0	21	6300,0
DVD-ROM ASUS 52X (Box)	85,0	21	1785,0
FDD 3,5" Sony	40,0	21	840,0
DIMM 256Mb DDR PC-3200(400) (Samsung)	140,0	21	2940,0
Корпус ATX KME CX-5260 (300W, 2*3,5"+4*5,25")	290,7	21	6104,7
Keyboard Codegen 1107 Укр/Рус/Eng, красные буквы, 462*170*20 мм. PS/2	38,0	21	798,0
Mouse A4 TECH (2 кнопки) PS/2	20,0	21	420,0
17 Monitor LITE-ON TCO95	600	21	12600,0
Ітого	2704,8		56815,5

Таблиця 4.2 - Закупівельний кошторис для програмного забезпечення

Найменування	Ціна, грн	К-сть, шт.	Сума, грн
Disks Windows Svr 2000 Russian Disk Kit CD w/ Boot	170,95	1	170,95
Windows Svr 2000 Russian DocKit	81,9	1	81,9
Windows Svr 2000 Russian OLP B	341,75	5	1708,75
CD SQL Svr 2000 Standard Edtn English Disk Kit	101,81	1	101,81
SQL Svr 2000 Standard Edtn English DocKit	101,76	1	101,76
SQL Svr 2000 Standard Edtn English OLP B	346,478	1	346,478
SQL Svr 2000 CAL English OLP B	765,22	21	16069,5
ARCserve 2000 Advanced Edition International Englis	665,415	1	665,415
Windows CAL 2000 Russian OLP B	140,82	21	2957,25
Edtn Windows XP Russian Disk Kit CD /Upg Second	106,43	1	106,43
Windows XP Russian DocKit Second Edtn	16,05	1	16,05
Windows XP Russian VUP OLP B	345,62	21	7257,87
Office 2000 Win32 Russian Disk Kit CD	106,43	1	106,43
Office 2000 Win32 Russian OLP B	102,396	21	2150,16
WinRar 3.2	155,15	26	4033,9

1С:Бухгалтерия 7.7 Базовая версия.	374 ,5	21	7864, 5
Итого			87646 ,93

5 . Висновок

Процедура проектування СКС є складним багатоступінчатим процесом і на всіх стадіях реалізації проекту проводиться в загальному випадку з розбиттям на дві основні фази: архітектурну і телекомунікаційну.

Головним завданням архітектурної фази проектування є вироблення будівельних рішень і підготовка інфраструктури робочих і технічних приміщень, а також кабельних трас горизонтальної і магістральної підсистем до робіт по монтажу СКС. Проектні вирішення архітектурної фази роблять значний вплив на топологію кабельної системи, а їх грамотний вибір дозволяє в значній мірі оптимізувати ряд техніко-економічних параметрів створюваної СКС.

Що задаються стандартами і іншими нормативно-технічними документами вимоги до приміщень кросових і апаратною дозволяють однозначно визначити як їх площу, так і умови навколишнього середовища, що у свою чергу дає можливість сформулювати вимоги до систем інженерного забезпечення будівлі. Процес проектування технічних приміщень багато в чому спрощується і полегшується єдністю вимог до основних параметрів кросових і апаратних з декілька жорсткішими вимогами по деяких характеристиках відносно апаратних, визначуваними специфікою встановлюваного в них активного устаткування.

Залежно від архітектурних особливостей будівлі можуть застосовуватися різні варіанти підпільних, настінних і підстельових горизонтальних кабельних каналів і вертикальних стояків. При цьому окремі різновиди технічних засобів і будівельних рішень для організації кабельних трас можуть комбінуватися в достатньо широких межах. У зв'язку із значними об'ємами кабелів, що прокладаються при реалізації типових СКС, ємкість кабельних трас сучасних офісних будівель повинна бути істотно збільшена в порівнянні з ємкістю, що передбачається що діють нормами організації тільки телефонної проводки.

При будівництві підсистеми зовнішніх магістралей існує велика кількість можливостей реалізації підземних, наземних і повітряних кабельних трас, що дозволяє оптимізувати структуру цієї підсистеми СКС по самих різних критеріях з максимально повним обліком умов конкретного проекту. При цьому, у зв'язку з невеликою ємкістю підсистеми зовнішніх

магістралей і ідентичністю механічних і експлуатаційних параметрів лінійних кабелів СКС і кабелів зв'язку широкого застосування, при організації її трас доцільно користуватися принципами і технічними рішеннями, розробленими стосовно мереж зв'язку загального користування.

Розрахунок кількості окремих компонентів, необхідних для реалізації СКС, виконується на телекомунікаційній фазі проектування. Процедuru розрахунку доцільно проводити за принципом «від приватного до загального» відповідно до моделі ієрархічної зіркоподібної структури кабельної системи починаючи від робочого місця. Основним чинником, що визначає кількість окремих компонентів СКС, є площа приміщень для розміщення користувачів і конфігурація інформаційної розетки робочого місця. На склад устаткування, що вмонтовується в окремих технічних приміщеннях, додатковий значний вплив надають заданий принцип адміністрування (централізований або багатоточковий) і схема організації комутаційного поля. Склад основного і додаткового устаткування СКС, призначеного для установки в технічних приміщеннях, великою мірою залежить від вибраного способу розміщення комутаційних панелей (на стіні, в монтажному конструктиві або по змішаній схемі).

Процес розрахунку величини витрати окремих компонентів і їх параметрів на телекомунікаційній стадії може носити ітераційний характер. Для полегшення переходу від одного Етану до іншого і виконання процедури підготовки остаточної специфікації устаткування, а також забезпечення можливості прорахунку декількох варіантів проекту результати розрахунків по окремих підсистемах СКС рекомендується оформляти в табличній формі і з використанням засобів обчислювальної техніки.

Процес розрахунку витрати окремих компонентів СКС ведеться з використанням статистичних закономірностей, що в обов'язковому порядку виявляються при реалізації проектів. При цьому апріорна інформація про принципи побудови вищих рівнів інформаційно-обчислювальної системи підприємства не робить практично ніякого впливу на реалізацію горизонтальної кабельної проводки і враховується в повній мере для оптимізації магістральної частини СКС.

В процесі побудови СКС виникає необхідність в застосуванні достатньо обширної номенклатури монтажних і настановних компонентів, змінні параметри і витрата яких прямо пропорційна кількості обслуговуваних робочих місць.

Література

1. Вишневский В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей М.: Техносфера, 2003 .— 512 с.: ил
2. Кулаков Ю.А., Омелянский С.В. Компьютерные сети. Выбор, установка, использование и администрирование. К.: Юниор, 1999.-544с.,ил. [ел. бібліотека інституту]
3. Платунова С.М. Методы проектирования фрагментов компьютерной сети – СПб: НИУ ИТМО, 2012. – 51 с.