

# Телекомунікаційні системи

УДК 621.396.946.2

В.В. Воротніков

*Житомирський військовий інститут ім. С.П. Корольова НАУ, Житомир*

## ОПТИМІЗАЦІЯ БАГАТОШЛЯХОВОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В МЕРЕЖАХ З ПАКЕТНОЮ КОМУТАЦІЄЮ В УМОВАХ ДИНАМІЧНО ЗМІНЮВАНОЇ ТОПОЛОГІЇ

*Запропоновано реалізацію алгоритму оптимізації багатошляхової маршрутизації в мережі з динамічно змінюваною топологією на основі методу девіації потоку Франка-Вульфа. Наведено результати досліджень.*

**Ключові слова:** *ad-hoc мережі, оптимізація, багатошляхова маршрутизація.*

### Вступ

**Постановка проблеми.** Останнім часом широкого поширення набули телекомунікаційні мережі на базі безпроводних технологій. З підвищенням швидкості і якості безпроводних каналів зв'язку підвищився інтерес до мереж ad-hoc.

Ad-hoc мережі – це однорангові безпроводні мережі передачі даних зі змінною топологією і відсутністю чіткої інфраструктури, де кожен вузол може виконувати функції маршрутизатора і приймати участь у ретрансляції пакетів даних.

Для ad-hoc мереж існують обмеження на смугу пропускання та зони радіовидимості. Більшість відомих методів маршрутизації фактично не враховують можливе переміщення вузлів, а протоколи та технічні рішення, використовувані в класичних провідних мережах передачі даних для ad-hoc мереж, є малоефективними і не забезпечують потрібну продуктивність [1].

У зв'язку з цим виникає необхідність розробки засобів і способів, спрямованих на підвищення ефективності керування передачею інформації в мережах зі змінною структурою зв'язків між вузлами.

**Аналіз останніх досліджень і публікацій.** Аналіз джерел свідчить, що IP-мережі мають необхідні механізми для підтримки мережі в робочому стані, такі як підстроювання швидкості передачі даних до доступної смуги пропускання, реагування маршрутизаторів на зміни мережевих топологій з наступним оновленням маршрутів, вибір найкоротших маршрутів тощо [4]. Усі вони не гарантують раціонального використання мережевих ресурсів.

Однією із центральних проблем в телекомунікаційних мережах залишається проблема оптимального використання мережних ресурсів. Шляхи її вирішення лежать в напрямку використання засобів і механізмів багатошляхової маршрутизації та розподілу трафіку [1, 2].

Питанням оптимального розподілу трафіку присвячений ряд робіт, і задачі в них, як правило,

формулюються таким чином – необхідно знайти найкоротший шлях, що забезпечує мінімальну вартість за наявності певних обмежень.

В роботі [8] запропоновано застосування мультиагентних моделей для опису розподіленої транспортної системи і прокладки оптимального шляху в умовах обмежень. Питання використання вказаних моделей для ad-hoc мереж не розглядалось.

В роботі [5] вирішується задача маршрутизації і планування використання ліній радіозв'язку для мереж пакетної передачі даних за допомогою методу нейронної мережі. Проте, автором зауважено, що при еволюції мережі гарантується тільки локальний мінімум цільової функції.

Найбільш прогресивним підходом у напрямку багатошляхової маршрутизації можна виділити багатопроTOCOLьну комутацію по мітках (MultiProtocol Label Switching, MPLS) [1, 2, 6, 7, 9].

Ця технологія дозволяє прискорити просування IP-пакетів і зберегти гнучкість, характерну для IP мереж, за допомогою механізмів управління трафіком і принципів підтримки якості обслуговування, що застосовуються в мережах ATM.

В роботі [9] розглянуто можливість застосування протоколу маршрутизації OLSR в багатохопових ad-hoc мережах в умовах відносної стаціонарності вузлів. Визначено вплив швидкості пересування вузлів на характеристики мережі.

Проте, в зазначених роботах вирішувались завдання оптимізації окремих потоків на маршрутах в ідеальних умовах без урахування ряду алгоритмічних і фізичних обмежень в радіоканалах. Існуючі алгоритми пошуку маршрутів не враховують спотворення, що відбуваються на фізичному рівні мережі, оптимізація окремих потоків на маршрутах не дозволить отримати оптимальний сумарний потік як загальну характеристику продуктивності мережі.

У зв'язку з цим **метою роботи** є розробка нових принципів топологічної оптимізації трафіку з наступним впровадженням їх в існуючих мережах через протоколи маршрутизації.

**Постановка задачі.** Завдання маршрутною оптимізації мережі з урахуванням обмежень відносяться до класу складних задач. Їх рішення вимагає значного об'єму обчислювальних ресурсів і часу на реалізацію.

Для її вирішення пропонується використати метод відхилення (девіації) потоку.

Вказаний метод реалізує алгоритм, що є частковим випадком методу Франка-Вульфа для рішення загальних задач нелінійного програмування з випуклою множиною обмежень.

Метод девіації потоку має перевагу в порівнянні з іншими методами у тих випадках, коли необхідно знайти не оптимальні потоки на маршрутах, а оптимальні сумарні потоки в каналах. В такому випадку запропонований метод можна реалізувати так, що на кожній ітерації в пам'яті маршрутизаторів зберігаються тільки поточні значення сумарних потоків в каналах і поточні найкоротші маршрути для пар кореспондентів. Це можна зробити, обчислюючи сумарні потоки в каналах, відповідних вектору потоків по найкоротших маршрутах, і виконуючи лінійний пошук в просторі сумарних потоків в каналах.

Об'єм пам'яті, необхідний для такої реалізації, невеликий, тому цю задачу можна вирішувати для мереж з великою кількістю вузлів.

Алгоритм відхилення потоку будується на двох властивостях оптимального рішення [1, 9]:

**Властивість 1.** Множина багатопродуктових потоків в лініях зв'язку  $f$  є випуклим багатогранником, крайні точки якого є «екстремальними потоками», що знаходяться як найкоротші шляхи. Оптимальними маршрутами між вузлами (і) та (j) визначаються найкоротші маршрути, обчисленні при довірливих вагах ліній зв'язку.

**Властивість 2.** Для заданої множини багатопродуктових потоків в лініях зв'язку  $f$  задаються значення ваг ліній зв'язку  $(k,l)$  як похідна середньої затримки по  $f_{kl}$ :  $\partial T / \partial f_{kl}$ .

Задача маршрутною оптимізації мережі формулюється наступним чином: необхідно знайти оптимальний розподіл сумарного потоку в мережі, що при наявних обмеженнях щодо пропускної здатності каналів та вимог до інтенсивностей інформаційного обміну дозволяє мінімізувати середню затримку пакетів в умовах зміни топології мережі.

Спочатку необхідно розглянути розподіл потоків і обмеження, яким цей розподіл повинен задовольняти. Потік в кожному каналі складатиметься з пакетів, що йдуть від множини джерел до множини адресатів. Оскільки матриця вимог визначає трафік, який повинен йти від кожного джерела  $k$  до усіх адресатів  $l$ , необхідно вказати розподіл потоків по усій мережі для кожного з  $(k,l)$  типів пакетів. Тобто, для кожного каналу необхідно знайти індивідуальні потоки  $f(k,l,i)$ , а повний потік в каналі  $\gamma_i$  буде сумою

індивідуальних транзитних через цей канал потоків  $f(k,l,i)$  від усіх пар «джерело – адресат»  $(k, l)$ . Цей трьохпараметричний простір позитивних величин назовемо "поток" і позначатимемо символом  $f$ . Помітимо, що індекси  $k$  і  $l$  – це вузли мережі:  $k,l=1\dots N$ , а індекс  $i$  визначається множиною наявних каналів зв'язку.

Нехай  $\varphi$  – потік по найкоротшим маршрутам, визначений відповідно до ваг  $\partial T / \partial f_{kl}$ ;  $f' = \beta * \varphi + (1-\beta) * f$  – випуклий багатогранник  $\varphi$  та  $f$ , що мінімізує цільову функцію  $T(\beta)$ , де  $\beta$  – доля потоку  $\varphi$ , що відхиляється до нових маршрутів (або розмір кроку,  $0 \leq \beta \leq 1$ ).

Якщо  $T(f') = T(f)$ , то потік  $f$  – оптимальний.

### Виклад основного матеріалу

Особливості застосування методу девіації потоку обумовлені необхідністю знаходження початкового потоку [4]. Це пов'язано з необмеженим зростанням часу обслуговування в каналах при збільшенні коефіцієнту завантаження мережі  $\rho \rightarrow 1$ .

Величина  $\rho = \sum_{i=1}^N \frac{\gamma_i}{\mu_i * C}$ , де  $\mu_i$  – інтенсивність

обслуговування пакетів;  $\gamma_i$  – інтенсивність потоку в каналі;  $C$  – пропускна здатність каналу зв'язку.

У точці  $\gamma_i = \mu_i * C$  функція часу затримки необмежено зростає. Таким чином, функція часу є опуклою і монотонною при  $\rho = [0, 1[$ .

Нехай  $f$  – оптимальне рішення. Будь-яке відхилення від  $f$  призведе до збільшення цільової функції [10]:

$$T(f') \geq T(f). \quad (1)$$

Якщо  $f' = \beta * \varphi + (1-\beta) * f$  – випуклий багатогранник  $\varphi$  та  $f$ , де  $\varphi$  – потік по найкоротшим маршрутам, визначений відносно деяких ваг  $w_{kl}$ , то

$$f' = f + \beta(\varphi - f). \quad (2)$$

Враховуючи, що приріст цільової функції  $\partial T = T(f') - T(f)$ , для  $\beta \ll 1$  отримаємо:

$$T(f') - T(f) \approx \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N (f'_{kl} - f_{kl}) \partial T / \partial f_{kl} = \quad (3)$$

$$\sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N (\varphi_{kl} - f_{kl}) \partial T / \partial f_{kl}.$$

Використавши (1), отримаємо:

$$\sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N (\varphi_{kl} - f_{kl}) \partial T / \partial f_{kl} \geq 0, \quad (4)$$

Нерівність (4) в точці екстремуму переходить у рівність. Для того, щоб потік  $f$  наближався до оптимального, необхідно мінімізувати величину

$$\sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \varphi_{kl} \partial T / \partial f_{kl},$$

де  $\varphi$  – потік по найкоротшим маршрутам, визначений відповідно деяких ваг

$$w_{kl} = \partial T / \partial f_{kl}.$$

Для визначення початкового сумарного потоку доцільно використати ваги, отримані при нульових значеннях потоків.

З метою спрощення розрахунків розрахуємо ваги ліній зв'язку  $w_{kl}$  як:

$$w_{kl} = \begin{cases} [\partial T / \partial f_{kl}]_{f_{kl}=0} = 1 / C_{kl}, \text{ для } C_{kl} > 0; \\ \infty, \text{ для } C_{kl} = 0; \end{cases} \quad (5)$$

де  $k, l = 1, 2, \dots, N$  – вузли мережі,

та ініціалізуємо потоки в лініях  $f_{kl} = 0$ .

Повний зовнішній трафік, який надходить у мережу, утворює пуасонівський потік із середнім значенням  $\gamma_{ij}$  (повід/с):

$$\gamma = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij}. \quad (6)$$

Для побудови алгоритму багатошляхової розподіленої маршрутизації з метою оптимізації потоків у мережі **першим кроком** розрахуємо відомими методами найкоротші шляхи між вузлами (i) і (j), та включимо їх до множини оптимальних маршрутів між парою вузлів (i,j) П.

**Другим кроком** розподілимо потоки по найкоротших шляхах відповідно до обраної метрики [1, 2, 4].

Для  $\forall i, j = 1, 2, \dots, N: \forall (k, l) \in \Pi_{ij}^0$  розрахуємо потік між вузлами мережі:  $f_{kl} = f_{kl} + \gamma_{kl} / \mu$ , якщо значення інтенсивності потоку  $\gamma_{kl} = 0$ , то  $f_{kl}$  не змінюється.

Для розподіленого потоку у мережі розрахуємо середнє значення затримки [3]:

$$T_{old} = 1 / \gamma \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N f_{kl} / (C_{kl} - f_{kl}). \quad (7)$$

**Третім кроком** алгоритму знайдемо:

– поточне значення сумарного потоку з урахуванням максимального заповнення ліній зв'язку:

$$\gamma' = \min \{ \gamma, \gamma / \rho_{max} \},$$

де  $\rho_{max} = \max \{ f_{kl} / d_{kl} \}$  – коефіцієнт завантаження каналу (k, l);

– перерахуємо потоки в каналах для усіх (k, l)

$$f_{kl} = f_{kl} * (\gamma' / \gamma);$$

– відсортуємо пари вершин (i,j) в порядку зменшення середньої затримки.

**Четвертим кроком** буде перевірка виконання умови: якщо сумарний потік задовольняє вимогам

обмеження на пропускні здатності каналів, пошук закінчено. Якщо ні, необхідно зменшити пропорційно всі елементи матриці вимог так, щоб потоки в каналах не перевищували їх пропускні здатності.

$$\varphi_{kl} = \varphi_{kl} - \gamma_{ij} (\gamma' / \gamma * \mu), \quad (8)$$

при  $\gamma_{ij} / \mu < C$ .

Отримаємо допустимий потік, проте, він замалий, щоб бути розв'язком задачі оптимізації із заданою матрицею вимог.

На наступному кроці застосуємо алгоритм девіації потоку для мінімізації T зі зменшеною матрицею вимог, після чого знову збільшуємо матрицю вимог настільки, щоб отримати максимально можливий сумарний потік в межах заданих обмежень на пропускні здатності каналів.

**П'ятим кроком** алгоритму знайдемо величину  $\beta$ , що мінімізує функцію:

$$T_{new} = 1 / \gamma' \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{(\beta * \varphi_{kl} + (1-\beta) * f_{kl})}{(C_{kl} - \beta * \varphi_{kl} - (1-\beta) * f_{kl})}. \quad (9)$$

Після чого здійснимо відхилення потоку на значення  $\beta$ :

$$f_{kl} = \beta * \varphi_{kl} + (1-\beta) * f_{kl} \quad (10)$$

та розрахуємо значення середньої затримки  $T_{new}$ , відповідно до (9). Перевіримо, чи цільова функція покращилась:

$$|T_{old} - T_{new}| \leq \varepsilon, \quad (11)$$

де  $\varepsilon$  – допустима похибка ( $\varepsilon > 0$ ).

Таким чином, послідовно збільшуючи вимоги і оптимізуючи потік, або отримаємо допустимий потік з вхідною матрицею вимог, якщо такий потік існує, або за таких умов оптимальний сумарний потік знайти не вдасться.

Алгоритм Франка-Вульфа є одним з найбільш ефективних з точки зору обчислювальності складності серед відомих алгоритмів, що використовують для розв'язку подібних задач.

Максимальне число ітерацій алгоритму n, загальна кількість елементарних операцій складає  $N=2*n*(n^2-3*n+4)$ .

**Приклад.** Розглянемо ефективність запропонованого алгоритму на підставі аналізу мережі, що подано на рис. 1.

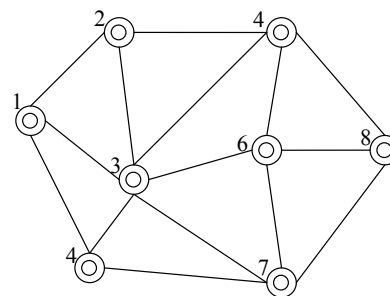


Рис. 1. Мережа, що аналізується

**Початкові дані.**

Матриця відстаней для мережі (рис. 1) має наступний вигляд:

$$d_{ij} = \begin{pmatrix} 0 & 126 & 102 & 142 & 217 & 195 & 228 & 281 \\ 126 & 0 & 117 & 222 & 125 & 150 & 235 & 219 \\ 102 & 117 & 0 & 112 & 139 & 95 & 133 & 181 \\ 142 & 222 & 112 & 0 & 242 & 178 & 138 & 251 \\ 217 & 125 & 139 & 242 & 0 & 76 & 179 & 102 \\ 195 & 150 & 95 & 178 & 76 & 0 & 103 & 86 \\ 228 & 235 & 133 & 138 & 179 & 103 & 0 & 135 \\ 281 & 219 & 181 & 251 & 102 & 86 & 135 & 0 \end{pmatrix}$$

Задамо пропускні здатності каналів зв'язку мережі та інтенсивності надходження пакетів та їх обслуговування:

$$C_{ij} = \begin{pmatrix} 0 & 10 & 10 & 10 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 10 & 0 & 10 & 0 & 10 & 0 & 0 & 0 \\ 10 & 10 & 0 & 10 & 10 & 10 & 10 & 0 \\ 10 & 0 & 10 & 0 & 0 & 0 & 10 & 0 \\ 0 & 10 & 10 & 0 & 0 & 10 & 0 & 10 \\ 0 & 0 & 10 & 0 & 10 & 0 & 10 & 10 \\ 0 & 0 & 10 & 10 & 0 & 10 & 0 & 10 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 10 & 10 & 10 & 0 \end{pmatrix}$$

Задамося матрицею вимог, що показує трафік між вузлами мережі (пак/с):

$$\gamma_{ij} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0.2 & 0.7 & 0.1 & 0.7 & 0.6 & 0.4 & 0 \\ 2 & 0.6 & 0 & 0.9 & 0.5 & 0.7 & 0.9 & 0.8 & 0.7 \\ 3 & 0.8 & 0.8 & 0 & 0 & 0.5 & 0.2 & 0.5 & 0.9 \\ 4 & 0.7 & 0.2 & 0.4 & 0 & 0.2 & 0.6 & 0.5 & 0.7 \\ 5 & 0.3 & 0.4 & 0.8 & 0.5 & 0 & 0.2 & 0.9 & 0.7 \\ 6 & 0.1 & 0.1 & 0.8 & 0 & 0.6 & 0 & 0.6 & 0.1 \\ 7 & 0.3 & 0.8 & 0 & 0.7 & 0.5 & 0 & 0 & 0.1 \\ 8 & 0.4 & 0.2 & 0.1 & 0.6 & 0.9 & 0.7 & 0.3 & 0 \end{pmatrix}$$

Інтенсивність обслуговування каналами зв'язку задамо однаковою:

$$\forall \mu_{ij} = 5 \text{ пак./с.}$$

Для заданих інтенсивностей обміну даними у мережі, обслуговування каналами та пропускних здатностей самих каналів зв'язку знайдемо оптимальний сумарний потік у мережі.

Для мережі, що подано графом (рис. 1), **першим кроком** визначимо відомими методами (наприклад, методом Дейкстри) найкоротші шляхи  $\forall i, j = 1, 2, \dots, N: \forall (k, l) \in \Pi_{ij}^0$ . Загальна кількість розглянутих шляхів – 512.

Відповідно до вищезазначеного розрахуємо незалежні шляхи для кожної пари вузлів «відправник-адресат» (для прикладу виділимо множину маршрутів, що включає по 3 незалежні шляхи для кожної пари):

- $\Pi_{12} = \{(1-4-7-6-5-2)_{584}, (1-2)_{126}, (1-3-2)_{219}\};$
- $\Pi_{13} = \{(1-3)_{101}, (1-2-3)_{242}, (1-4-3)_{253}\};$
- $\Pi_{14} = \{(1-4)_{140}, (1-3-4)_{212}, (1-2-5-6-7-4)_{566}\};$
- $\Pi_{15} = \{(1-3-5)_{238}, (1-2-5)_{248}, (1-4-7-6-5)_{456}\};$
- $\Pi_{16} = \{(1-3-6)_{193}, (1-2-5-6)_{323}, (1-4-7-6)_{379}\};$
- $\Pi_{17} = \{(1-3-7)_{230}, (1-4-7)_{275}, (1-2-5-6-7)_{425}\};$
- $\Pi_{18} = \{(1-3-6-8)_{277}, (1-2-5-8)_{347}, (1-4-7-8)_{409}\};$
- $\Pi_{23} = \{(2-3)_{117}, (2-1-3)_{228}, (2-5-3)_{264}\};$
- $\Pi_{24} = \{(2-3-4)_{228}, (2-1-4)_{267}, (2-5-6-7-4)_{441}\};$
- $\Pi_{25} = \{(2-5)_{123}, (2-3-5)_{254}, (2-1-4-7-6-5)_{583}\};$
- $\Pi_{26} = \{(2-5-6)_{198}, (2-3-6)_{209}, (2-1-4-7-6)_{506}\};$
- $\Pi_{27} = \{(2-3-7)_{246}, (2-5-6-7)_{300}, (2-1-4-7)_{402}\};$
- $\Pi_{28} = \{(2-5-8)_{222}, (2-3-6-8)_{293}, (2-1-4-7-8)_{536}\};$
- $\Pi_{34} = \{(3-4)_{112}, (3-1-4)_{244}, (3-7-4)_{271}\};$
- $\Pi_{35} = \{(3-5)_{138}, (3-6-5)_{170}, (3-2-5)_{241}\};$
- $\Pi_{36} = \{(3-6)_{93}, (3-5-6)_{213}, (3-7-6)_{234}\};$
- $\Pi_{37} = \{(3-7)_{130}, (3-6-7)_{195}, (3-4-7)_{247}\};$
- $\Pi_{38} = \{(3-6-8)_{177}, (3-5-8)_{237}, (3-7-8)_{264}\};$
- $\Pi_{45} = \{(4-3-5)_{251}, (4-7-6-5)_{317}, (4-1-2-5)_{393}\};$
- $\Pi_{46} = \{(4-3-6)_{206}, (4-7-6)_{240}, (4-1-2-5-6)_{468}\};$
- $\Pi_{47} = \{(4-7)_{136}, (4-3-7)_{243}, (4-1-2-5-6-7)_{570}\};$
- $\Pi_{48} = \{(4-7-8)_{270}, (4-3-6-8)_{290}, (4-1-2-5-8)_{492}\};$
- $\Pi_{56} = \{(5-6)_{76}, (5-8-6)_{188}, (5-3-6)_{234}\};$
- $\Pi_{57} = \{(5-6-7)_{178}, (5-8-7)_{236}, (5-3-7)_{271}\};$
- $\Pi_{58} = \{(5-8)_{100}, (5-6-8)_{188}, (5-2-3-7-8)_{508}\};$
- $\Pi_{67} = \{(6-7)_{103}, (6-8-7)_{221}, (6-3-7)_{228}\};$
- $\Pi_{68} = \{(6-8)_{85}, (6-5-8)_{177}, (6-7-8)_{237}\};$
- $\Pi_{78} = \{(7-8)_{135}, (7-6-8)_{189}, (7-3-5-8)_{374}\};$

Для розглянутої мережі загальний потік розраховується як (6):  $\gamma = \sum_{i,j=1}^N \gamma_{ij} = 26.2 \text{ Mbit/s.}$

**Другим кроком** розподілимо потоки між вузлами відповідно до критерію мінімальної відстані:  $f_{kl} = f_{kl} + \gamma_{kl} / \mu$ . Для цього вважаємо, що кожен потік  $\gamma_{ij}$  просувається по найкоротшому шляху

$$\Pi_{ij} = \min \{ \Pi_{ij}^1, \Pi_{ij}^2, \Pi_{ij}^3 \};$$

$$f_{kl} = \begin{pmatrix} 0 & 3 & 0 & 3.1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1.5 & 0 & 0.9 & 0 & 4.6 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0.8 & 0 & 0 & 0 & 0.6 & 2.8 & 0 \\ 1.8 & 0 & 0.8 & 0 & 0 & 0 & 2.3 & 0 \\ 0 & 0.9 & 1.9 & 0 & 0 & 1.9 & 0 & 0.6 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0.7 & 0 & 2.6 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1.3 & 0 & 1.7 & 0 & 2.7 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

**Третім кроком**, для можливих 84-х планів розподілення інформації в мережі (множини маршрутів відповідно до матриці вимог), було розраховано середні значення часу затримки в мережі та коефіцієнт завантаження мережі.

Маршрути розподілення інформації були відсортовані в порядку збільшення середнього часу затримки передачі повідомлень в мережі. Результати розрахунків для інтенсивностей трафіку, заданих початковою матрицею вимог, показані на рис. 2 – 4.

Наступна ітерація дозволила, збільшивши пропорційно вдвічі початкову матрицю вимог, досягти незначних змін в середній часовій затримці в межах перших 30-и оптимальних планів розподілу інформації множини оптимальних маршрутів  $\Pi_i$ .

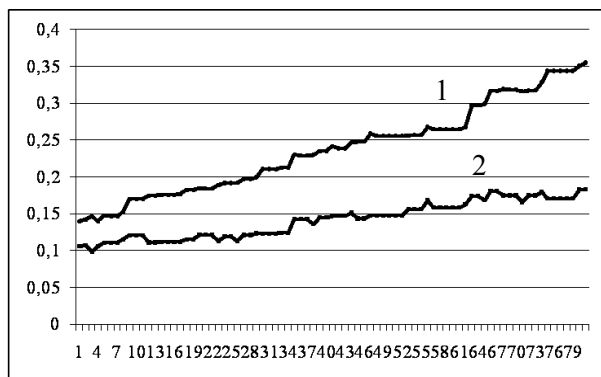


Рис. 2. Значення середнього часу затримки  $T(1)$  та коефіцієнт завантаження каналів мережі  $\rho$  (2) для початкової матриці вимог

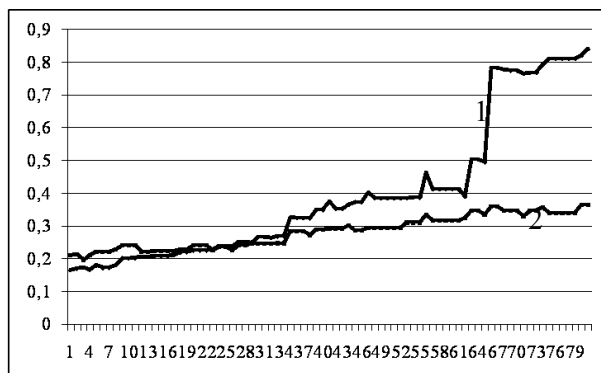


Рис. 3. Значення середнього часу затримки  $T(1)$  та коефіцієнт завантаження каналів мережі  $\rho$  (2) для вдвічі збільшеної матриці вимог

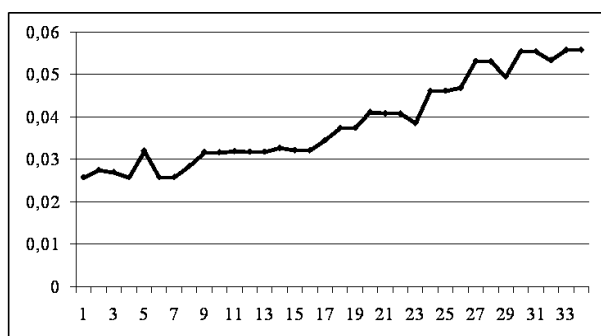


Рис. 4. Значення цільової функції на множині  $\Pi_i$

**Четвертим кроком** необхідно перевірити виконання умови (8): якщо сумарний потік задовольняє вимогам обмеженням на пропускні здатності каналів, пошук закінчено.

Для даного прикладу на поточній ітерації перевантаження немає.

**П'ятим кроком** необхідно оцінити зміни цільової функції (11).

Так, для плану розподілу інформації в мережі з поточним номером 28 значення цільової функції складає:  $|T_{old} - T_{new}| > 0.05$ , що є критерієм зупинки методу.

## Висновки

1. Запропонований підхід, як і інші багатошляхові методи, має перевагу перед одношляховими, що полягає в наявності заздалегідь розрахованих альтернативних маршрутів, що призводить до підвищення надійності мережі і можливості перерозподілу навантаження між каналами зв'язку.

2. Визначення найкоротшого шляху може бути здійснене методами лінійного програмування, що дозволить оцінювати значення конвергенції мережі при мінімізації середнього часу затримки передачі повідомлення в мережі.

3. Метод відхилення потоків забезпечує оптимальний вибір маршрутів для трафіку в мережі і є порівняно ефективним з точки зору обчислень. Єдиним обмеженням на використання алгоритму є вимога відсутності циклів негативної ваги.

## Список літератури

1. Вишневецький В.М. Широкополосные беспроводные сети передачи информации / В.М. Вишневецький, А.И. Ляхов, С.Л. Портной, И.В. Шахнович. – М.: Техносфера, 2005. – 592 с.
2. Кульгин М. Технологии корпоративных сетей / М. Кульгин. – СПб.: Питер, 2000. – 704 с.
3. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями: пер. с англ. / Л. Клейнрок. – М.: Мир, 1979. – 600 с.
4. Олифер В.Г. Компьютерные сети / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер. – 3-е изд. – СПб.: Питер, 2006. – 958 с.
5. Сонькин М.А. Информационная технология интеграции компонентов многоуровневых систем с пакетной передачей данных / М.А. Сонькин, Е.Е. Слядников // Изв. ТПУ. – 2006. – Т. 309, № 6. – С. 93 – 101.
6. Кулаков Ю.А. Способ повышения эффективности процедуры ретаргитизации в мобильных сетях / Ю.А. Кулаков и др. // Вісник НТУ України «КПИ», Інформатика, управління та обчислювальна техніка, 2004. – № 41. – С. 38 – 44.
7. Зайченко Е.Ю. Сети с технологией MPLS: моделирование, анализ и оптимизация / Е.Ю. Зайченко, Ю.П. Зайченко. – К.: Изд. «Политехника», 2008. – 320 с.
8. Греков Л.Д. Проектирование распределенной транспортной системы на основе мультиагентной модели и метаэвристических методов оптимизации / Л.Д. Греков // Радиоелектронні і комп'ютерні системи. – 2008. – №2 (29). – С. 47-49.
9. Алексеева Я.А. Аналіз алгоритмів маршрутизації в ad-hoc мережах / Я.А. Алексеева, М.Ю. Терновой //

*Электроника и связь. Тематический выпуск «Проблемы электроники», ч. 2. – 2008. – С. 204-207.*

*Надійшла до редколегії 11.07.2012*

*10. Бертсекас Д. Сети передачи данных: Пер. с англ. / Д. Бертсекас, Р. Галлагер. – М.: Мир, 1989. – 544 с.*

**Рецензент:** д-р техн. наук, с.н.с. В.О. Василюк, Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків.

**ОПТИМИЗАЦИЯ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В СЕТЯХ С ПАКЕТНОЙ КОММУТАЦИЕЙ  
В УСЛОВИЯХ ДИНАМИЧЕСКИ ИЗМЕНЯЕМОЙ ТОПОЛОГИИ**

В.В. Воротников

*В статье предложена реализация алгоритма оптимизации многопутевой маршрутизации в сетях с динамически изменяемой топологией на основе метода девиации потока Франка-Вульфа. Приведены результаты исследований.*

**Ключевые слова:** *ad-hoc сети, оптимизация, многопутевая маршрутизация.*

**MULTIPATH ROUTING OPTIMIZATION IN NETWORKS WITH PACKAGE COMMUTATION  
UNDER CONDITIONS OF DYNAMICALLY VARIABLE TOPOLOGY**

V.V. Vorotnikov

*The realization of algorithm of multipath routing optimization is offered for networks with a dynamically variable topology on the basis of method of Frank – Woolf deviation of stream . Results of research are brought.*

**Keywords:** *ad-hoc networks, optimization, multipath routing.*