

АЛГОРИТМИ ОПТИМАЛЬНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В МЕРЕЖАХ СКЛАДНОЇ ТОПОЛОГІЇ

Воропаєва В.Я.

Донецький національний технічний університет, ФКІТА,
E-mail: vita@fcita.dn.ua

Abstract

Viktoriya Voropayeva. Optimal routing algorithms in the complex topology network. The main purpose of this paper is to discuss problems of multimedia traffic optimal routing in the complex topology network. The proposed optimal routing algorithm allows to satisfy different customer's requests to quality of service and to save telecommunication administration's investments.

Забезпечення оптимальної маршрутизації в мережах складної топології є важливою задачею при проектуванні, модернізації та експлуатації телекомунікаційних мереж, бо дозволяє найбільш раціонально використовувати ресурси мережі (пропускні здатності каналів зв'язку) при одночасному задоволенні різноманітних вимог користувачів. Розроблені на сьогоднішній день методи і алгоритми маршрутизації засновані на різних підходах, залежно від типу мережі — з комутацією каналів або з комутацією пакетів. Для телефонних мереж, які побудовані як мережі з комутацією каналів, використовується спрямування основного навантаження через прямі канали (або канали високого використання) та альтернативна маршрутизація через транзитні вузли для надлишкового трафіку. Ємність пучків у прямому та транзитному напрямках розраховується за першою формулою Ерланга [1]. В інформаційних мережах, де здебільшого використовується комутація пакетів, реалізовані різноманітні алгоритми маршрутизації, що відрізняються як критеріями оптимальності, так і здатністю до динамічної адаптації цих алгоритмів до змін у топології мережі [2].

Різниця у підходах до маршрутизації обумовлювалась тим, що телекомунікаційні мережі проектувались для обслуговування двох різних типів трафіка: пакетного (даних) та мовного (реального часу). Дійсно, усі додатки передачі даних донедавна висували до мережі з комутацією пакетів схожі вимоги з якості транспортного обслуговування: висока чутливість до втрат пакетів і невисока — до їх затримок. А мовний трафік передавався виключно по мережах з комутацією каналів і висував обмеження на час затримки. Але тепер ситуація змінилася. Сьогодні по інформаційних мережах усе більше передають трафік реального часу, наприклад, передача телефонних розмов через Інтернет VoIP (Voice over IP), відео-конференції, інтернет-радіо (internet radio), потокове відео (streaming video), інтерактивні ігри (interactive games) та інше. Для більшості мультимедійних послуг критичним є такі параметри передачі пакетів через мережу, як затримка пакета впродовж усього маршруту від вузла-адресата до вузла-одержувача, дисперсія цієї затримки (джитер), імовірність втрати пакетів. Ці змінені вимоги приводять до того, що виникає потреба або перебудувувати мережу, або шукати більш ефективні методи та алгоритми маршрутизації, які б оптимально використовували існуючі ресурси мережі.

Тому дуже актуальною є задача розробки таких алгоритмів оптимальної маршрутизації для мереж складної топології, які б забезпечили з одного боку оптимальне використання існуючого обладнання, тобто збереження вкладених операторами в мережу інвестицій, а з іншого — задоволення зростаючих вимог різноманітних користувачів до рівня якості мережних послуг.

Оптимальність тих чи інших алгоритмів маршрутизації оцінюється за різними критеріями. Найбільш поширені наступні:

1. Мінімальна кількість переходів — вартість використання маршруту вимірюється як кількість переходів (пройдені канали або вузли мережі) на найкоротшому маршруті. Згідно з цим пакети направлятимуться по шляху з найменшою кількістю можливих переходів.
2. Найкоротший шлях — кожний канал статично характеризується своєю вагою і вартість маршруту визначається як сума вагових коефіцієнтів кожного з каналів в маршруті. Згідно з цим пакети направлятимуться по шляху з найнижчою можливою вартістю маршруту.
3. Мінімальна затримка — кожний канал динамічно характеризується ваговим коефіцієнтом в залежності від трафіка в каналі. Алгоритм з мінімальною затримкою багаторазово змінює таблиці маршрутизації так, що вибираються маршрути з мінімальною загальною затримкою.

Математичною моделлю телекомунікаційної мережі при вирішенні задачі маршрутизації є орієнтований граф, у якому кожна вершина позначає вузол комутації (маршрутизатор), а ребро графа — лінію зв'язку. Практично в усіх мережах вибір найкоротшого маршруту робиться згідно з критерієм мінімальної вартості. Під вартістю розуміють як одиничні характеристики мережі, такі як фінансова вартість, кількість хопів (ретрансляційних ділянок), надійність, пропускна здатність каналу, затримка передачі інформації, так й інтегральні показники, які одночасно враховують усі ці компоненти. Вірно обрані метрики та правила їх комбінування є дуже важливим завданням при аналізі мережі. Якщо обирається маршрут з мінімальною кількістю хопів, тоді кожному ребру b_{ij} , яке є ретрансляційною ділянкою мережі, призначається одинична вага. Ця задача еквівалентна задачі пошуку найкоротшого шляху у звичайному графі. Найчастіше ретрансляційній ділянці призначається вартість ϖ_{ij} передачі. Ця величина може бути

обчислена, як зворотно пропорційна від пропускної здатності каналу $\varpi_{ij} \approx \frac{1}{f_{ij}}$, прямо пропорційна від навантаження на цю ділянку маршруту $\varpi_{ij} \approx u_{ij}$ або бути деякою комбінацією подібних величин $\varpi_{ij} \approx f\left(\frac{1}{f_{ij}}, u_{ij}\right)$.

Більшість розповсюджених алгоритмів пошуку маршруту з найменшою вартістю, які використовуються у мережах з комутацією пакетів, являють собою варіації одного з двох загальних алгоритмів — алгоритму Дейкстри (Dijkstra) та алгоритму Беллмана-Форда (Bellman-Ford) [3] і не враховують вимоги різних видів трафіка до часових затримок.

Для усунення цього недоліку та вирішення поставленої задачі пропонується алгоритм альтернативної маршрутизації, заснований на мінімізації середньої затримки на усіх найкоротших маршрутах, причому визначення затримок на ділянках включає аналіз статичних характеристик мережі, тобто топології та пропускних здатностей каналів зв'язку, і характеру переданого трафіка з урахуванням його різної чутливості до затримок часу доставки або до доступної пропускної здатності каналів зв'язку. Зокрема нормуються наступні параметри:

- 1) значення часових затримок T_{max} (відео 30 мс; голос 100 мс, дані 1 с);
- 2) значення коливань часових затримок (відео 30–100 мс; голос 100–150 мс, дані 1–2 с);
- 3) значення часу реакції системи на процес встановлення та підтримки мережевого з'єднання (тобто характеристика інтерактивності з'єднання), залежить від затримок при буферизації (відео та голос: 0,5 – 1 с; дані 1 – 1,5 с).

Розглянемо телекомунікаційну мережу, яка складається з N вузлів та M ліній зв'язку і має складну топологію, тобто існує більш, ніж один маршрут для зв'язку між кожною парою вузлів мережі. Вважаємо, що усі лінії зв'язку абсолютно надійні. Трафік, що поступає у мережу, складається з повідомлень однакового пріоритету та утворює пуасонівський потік з середньою інтенсивністю:

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

де γ_{ij} — середня інтенсивність потоку від вузла i до вузла j .

При наявності альтернативних маршрутів потік між парою вузлів (i,j) може спрямовуватися через різні лінії зв'язку. Кожна лінія зв'язку (k,l) складається з дуплексного каналу з пропускною здатністю d_{kl} .

Позначимо через $x_{kl}^{(i,j)}$ частку потоку γ_{ij} , яка проходить по лінії (k,l) ($0 \leq x_{kl}^{(i,j)} \leq 1$). Для $x_{kl}^{(i,j)}$ повинна виконуватись умова збереження потоку в мережі:

$$\sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{k=1}^N x_{lk}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i \\ 0, & l \neq i, j \\ 1, & l = j \end{cases} \quad (2)$$

(2) означає, що умовна одиниця потоку формується у вузлі i , який вважається джерелом (передавачем), і незмінною передається у вузол j (приймач), при цьому у транзитних вузлах потік зберігає своє значення.

Тоді величина трафіку в лінії (k,l) , обумовлена потоком γ_{ij} :

$$\lambda_{kl} = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}. \quad (3)$$

Позначимо через z_{ij} — середній час передачі повідомлення з вузла i у вузол j (затримка впродовж усього маршруту). Тоді середня затримка повідомлення у мережі T з урахуванням (1) визначається:

$$T = \frac{1}{\gamma} \cdot \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot z_{ij}. \quad (4)$$

З іншого боку ця затримка складається з проміжків t_{kl} знаходження повідомлення у лінії (k,l) . Тоді (4) можна записати у вигляді:

$$T = \frac{1}{\gamma} \cdot \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \lambda_{ij} \cdot t_{kl}. \quad (5)$$

Середній час знаходження повідомлення у лінії складається з часу передачі повідомлення, зворотно-пропорційного пропускній здатності лінії d_{kl} і середній інтенсивності обслуговування пакетів в мережі μ , та часу очікування у черзі W_{kl} :

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu \cdot d_{kl}} + W_{kl}. \quad (6)$$

За першою формулою Літгла [4] час очікування в черзі :

$$W_{kl} = \frac{1}{\mu \cdot d_{kl}} \cdot \frac{\lambda_{kl}}{\mu \cdot d_{kl} - \lambda_{kl}}. \quad (7)$$

Позначивши $f_{kl} = \lambda_{kl} / \mu$, отримаємо:

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu} \cdot \frac{1}{d_{kl} - f_{kl}}. \quad (8)$$

Підставляючи (8) у формулу (5), отримаємо формулу для середньої затримки повідомлень у мережі:

$$T = \frac{1}{\gamma} \cdot \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}. \quad (9)$$

Тепер можна сформулювати задачу оптимальної альтернативної маршрутизації як задачу пошуку таких значень $x_{kl}^{(i,j)}$, які забезпечують оптимальне значення середньої затримки T у мережі.

Відомі наступні параметри мережі:

- топологічна структура мережі;
- матриця міжвузлових потоків $\|\gamma_{ij}\|$;
- пропускна здатність ліній зв'язку $\|d_{ij}\|$;
- середня довжина повідомлень $1/\mu$.

Потрібно знайти такі величини $x_{kl}^{(i,j)}$, та потоки у лініях зв'язку f_{kl} , що:

$$T = \frac{1}{\gamma} \cdot \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}} \rightarrow \min \quad (10)$$

при умовах:

$$f_{kl} = \frac{1}{\mu} \cdot \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}; \quad k, l = \overline{1, N}, \quad (11)$$

$$f_{kl} < d_{kl}; \quad k, l = \overline{1, N}, \quad (12)$$

$$0 \leq x_{kl}^{(i,j)} \leq 1 \quad i, j, k, l = \overline{1, N}. \quad (13)$$

Пропонується наступний алгоритм для вирішення задачі (10)–(13).

1. Визначаємо ваги ліній зв'язку ϖ_{ij} та потоки f_{kl}

$$\varpi_{kl} = \begin{cases} \left[\frac{\partial T}{\partial f_{kl}} \right]_{f_{kl}=0} = \frac{1}{d_{kl}}, & k, l = \overline{1, N}, \quad d_{kl} > 0 \\ \infty, & k, l = \overline{1, N}, \quad d_{kl} = 0 \end{cases}$$

$$f_{kl} := 0; \quad k, l = \overline{1, N}.$$

2. Використовуючи ваги ліній зв'язку за допомогою алгоритму Дейкстри [4] визначаємо найкоротші шляхи π_{ij} між усіма парами вузлів у мережі.
3. Розподілюємо потоки по найкоротшим шляхам:

$$\forall i, j = \overline{1, N}: \quad \forall (k, l) \in \pi_{ij}: \quad f_{kl} := f_{kl} + \frac{\gamma_{ij}}{\mu}.$$

4. Розраховуємо

$$T_{old} := \frac{1}{\gamma} \cdot \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}.$$

5. Покладемо $\gamma^{(1)} := \gamma$.

6. Покладемо $\gamma^{(2)} := \min \left\{ \gamma, \frac{\gamma^{(1)}}{\rho_{max}} \right\}$, де $\rho_{max} = \max \left\{ \frac{f_{kl}}{d_{kl}} \right\}; \forall (k, l): d_{kl} > 0$.

7. Перераховуємо потоки у лініях зв'язку $f_{kl} := f_{kl} \cdot \frac{\gamma^{(2)}}{\gamma^{(1)}}; \quad k, l = \overline{1, N}$.

8. Визначаємо ваги ліній зв'язку ϖ_{ij} та потоки по найкоротших маршрутах φ_{kl} :

$$\varpi_{kl} = \begin{cases} \left[\frac{\partial T}{\partial f_{kl}} \right]_{f_{kl}=0} = \frac{1}{(d_{kl} - f_{kl})^2}, & k, l = \overline{1, N}, \quad d_{kl} > 0, \quad f_{kl} < d_{kl} \\ \infty, & k, l = \overline{1, N}, \quad d_{kl} = 0, \quad f_{kl} \geq d_{kl} \end{cases}$$

$$\varphi_{kl} := 0; \quad k, l = \overline{1, N}.$$

9. Використовуючи ваги ліній зв'язку за допомогою алгоритму Дейкстри визначаємо найкоротші шляхи π_{ij} між усіма парами вузлів у мережі.
10. Розподілюємо потоки по найкоротшим шляхам:

$$\forall i, j = \overline{1, N}: \quad \forall (k, l) \in \pi_{ij}: \quad \varphi_{kl} := \varphi_{kl} + \frac{\gamma^{(2)}}{\mu \cdot \gamma}.$$

11. Знаходимо значення $\beta \in [0, 1]$, яке мінімізує функцію

$$T(\beta) = \frac{1}{\gamma^{(2)}} \cdot \sum_{l=1}^N \sum_{k=1}^N \frac{\beta \cdot \varphi_{kl} + (1-\beta) \cdot f_{kl}}{d_{kl} - \beta \cdot \varphi_{kl} - (1-\beta) \cdot f_{kl}}.$$

12. Розраховуємо девіацію потоку:

$$f_{kl} = \beta \cdot \varphi_{kl} + (1-\beta) \cdot f_{kl}; \quad k, l = \overline{1, N}.$$

13. Розраховуємо $T_{new} = \frac{1}{\gamma^{(2)}} \cdot \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}.$

14. Якщо $|T_{old} - T_{new}| \leq \varepsilon$, то роботу алгоритму завершено. При цьому:

- якщо $\gamma^{(2)} < \gamma$, то неможливо знайти оптимальне рішення для такої мережі;
- якщо $\gamma^{(2)} = \gamma \pm \varepsilon$, то знайдене оптимальне рішення.

Інакше :

- покласти $T_{old} := T_{new}; \quad \gamma^{(1)} := \gamma^{(2)}$;
- при $\gamma^{(1)} < \gamma$ перейти на крок 6 інакше на крок 8.

Якщо проаналізувати структуру алгоритму, то можна побачити, що він складається з 2 частин: побудова початкового потоку (кроки 1–4) та мінімізація середньої затримки (кроки 5–14). Величина поточної пропускної здатності маршрутів обчислюється маршрутизаторами, виходячи з поточної пропускної здатності каналів маршруту (крок 1). Поточні пропускні здатності каналів визначаються за допомогою аналізу процесу передачі спеціальних службових пакетів, які посилаються періодично маршрутизатором по всім доступним йому каналам. Крім поточної пропускної здатності для кожного каналу визначається величина, що характеризує рівень флуктуацій часу передачі по каналу.

Розподіл трафіка між альтернативними маршрутами здійснюється пропорційно поточній пропускній здатності каналів маршруту, однак для трафіка реального часу включення альтернативних маршрутів здійснюється після перевірки допустимості рівня флуктуацій складеного маршруту.

Таким чином, в статті розглянуто алгоритм оптимальної маршрутизації для мереж складної топології, який на відміну від відомих враховує різні вимоги до часу затримки в мережі різних видів трафіку.

В алгоритмі передбачаються механізми аналізу пропускних здатностей каналів зв'язку з точки зору їх оптимальності, розрахунок оптимальної ваги шляхів на підставі цієї інформації та мінімізації функції затримки у мережі на підставі аналізу потоку по маршрутах, при якому розмір затримки зміг би відповідати загальноприйнятим характеристикам передачі певних видів трафіку.

Література

1. Корнышев Ю.Н. и др. Теория телетрафика: учебник для вузов/ Ю.Н. Корнышев, А.П. Пшеничников, А.Д. Харкевич. — М.: Радио и связь, 1996. — 272 с.
2. А.Н. Назаров. Модели и методы расчета структурно-сетевых параметров сетей АТМ. — М.: Горячая линия – Телеком, 2002. — 256 с.
3. Д. Филлипс, А. Гарсиа-Диас. Методы анализа сетей. — М.: Мир, 1984. — 496 с.
4. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. — М.: Мир, 1979. — 600 с.