

МОДИФІКОВАНА ВЕРСІЯ АЛГОРИТМУ ВІДХИЛЕННЯ ПОТОКУ

к.т.н. В.В. Косенко, С.Ю. Гайдаров, С.Г. Семенов, к.т.н. А.М. Клименко
(подав д.т.н., проф.. В.А. Краснобаєв)

У статті розглянута модифікована версія алгоритму відхилення потоку для процедури альтернативної маршрутизації, що вирішує задачі визначення оптимальних потоків у мережі передачі даних.

Постановка задачі. На стадії проектування телекомунікаційної мережі та у процесі її розвитку задача вибору методу маршрутизації є однією з основних. Для цієї мети можуть бути використані різні засоби:

- натурне моделювання;
- імітаційне моделювання;
- вимір і статистичний аналіз параметрів реальної мережі;
- математичні оптимізаційні моделі.

Аналіз літератури показав, що в загальному випадку метод альтернативної маршрутизації має перевагу над методом фіксованої маршрутизації, тому що більш повно використовує ресурси телекомунікаційних мереж [1 – 3], а проведенне в [3] моделювання альтернативної процедури вибору маршруту дозволило вирішити задачу визначення оптимальних потоків і визначення найбільш раціональних маршрутів у мережі передачі даних.

Метою даної статті є розгляд модифікованої версії алгоритму відхилення потоку для альтернативної процедури вибору маршруту, з метою виконання задачі визначення оптимальних потоків і визначення найбільш раціональних маршрутів у телекомунікаційних мережах.

У [3] визначено що, для того щоб у результаті ітерацій потік наближався до оптимального рішення, необхідно мінімізувати величину

$$\sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \left(\varphi_{kl} \frac{dt}{df_{kl}} \right),$$

де φ – потік по найкоротших маршрутах, визначених відповідно до «ваг»

$$\omega_{kl} = \frac{d\Gamma}{df_{kl}}.$$

Опис алгоритму.

Крок 1. Визначити «ваги» ліній зв'язку ω_{kl} і ініціалізувати потоки в лініях зв'язку f_{kl} :

$$\omega_{kl} := \begin{cases} \left[\frac{\partial T}{\partial f_{kl}} \right]_{f_{kl}=0} = \frac{1}{d_{kl}}; & k, l = 1, 2, \dots, N; d_{kl} > 0; \\ \infty; & k, l = 1, 2, \dots, N; d_{kl} = 0; \end{cases}$$
$$f_{kl} := 0; \quad k, l = 1, 2, \dots, N.$$

Крок 2. Використовуючи «ваги» ліній зв'язку ω_{kl} , визначити найкоротші шляхи π_{ij} між усіма парами вузлів «джерело – адресат». Для перебування найкоротших шляхів у даному випадку найбільш відповідним є алгоритм Флойда [4].

Крок 3. Розподілити потоки за найкоротшими шляхами:

$$\forall i, j = 1, 2, \dots, N:$$
$$\forall (k, l) \in \pi_{ij}:$$
$$f_{kl} := f_{kl} + \frac{\gamma_{ij}}{\mu}.$$

Крок 4. Обчислити

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

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

Крок 6. Покласти

$$\gamma^{(2)} := \min \left\{ \gamma, \frac{\gamma^{(1)}}{\rho_{\max}} \right\},$$

де $\rho_{\max} = \max \left\{ \frac{f_{kl}}{d_{kl}} \right\}; \quad \forall (k, l) : d_{kl} > 0$.

Крок 7. Перерахувати потоки у лініях зв'язку

$$f_{kl} := f_{kl} \cdot \frac{\gamma^{(2)}}{\gamma^{(1)}}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N.$$

Крок 8. Визначити «ваги» ліній зв'язку ω_{kl} і ініціалізувати потоки за найкоротшими шляхами ϕ_{kl} :

$$\omega_{kl} := \begin{cases} \frac{\partial T}{\partial f_{kl}} = \frac{d_{kl}}{(d_{kl} - f_{kl})^2}; & k, l = 1, 2, \dots, N: d_{kl} > 0 \text{ и } f_{kl} < d_{kl}; \\ \infty; & k, l = 1, 2, \dots, N: d_{kl} = 0 \text{ или } f_{kl} \geq d_{kl}; \\ \varphi_{kl} := 0; & k, l = 1, 2, \dots, N. \end{cases}$$

Крок 9. Використовуючи «ваги» ліній зв'язку ω_{kl} , визначити найкоротші шляхи π_{ij} між усіма парами вузлів «джерело – адресат».

Крок 10. Розподілити потоки за найкоротшими шляхами:

$$\begin{aligned} \forall i, j = 1, 2, \dots, N : \\ \forall (k, l) \in \pi_{ij} : \\ \varphi_{kl} := \varphi_{kl} + \gamma_{i_0 j_0} \frac{\gamma_{ij}}{\mu} \cdot \frac{\gamma^{(2)}}{\mu \cdot \gamma}. \end{aligned}$$

Крок 11. Знайти величину $\beta \in [0, 1]$, яка мінімізує функцію

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

за умови виконання обмеження:

$$f_{kl} < p_{kl}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N.$$

Пошук величини β можна здійснити кожним з відомих методів одновимірного пошуку, наприклад, методом Фібоначчі. Обмеження

$$f_{kl} < p_{kl}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N$$

легко додати в реалізацію методу одновимірного пошуку: якщо для деякого значення $\beta: \beta \cdot \varphi_{kl} + (1-\beta) \cdot f_{kl} \geq d_{kl}$, то досить покласти $T(\beta) = \infty$.

Крок 12. Виконати відхилення (девіацію) потоку на величину β :

$$f_{kl} = \beta \cdot \varphi_{kl} + (1-\beta) \cdot f_{kl}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N.$$

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

Крок 14. Якщо $|T_{\text{old}} - T_{\text{new}}| \leq \varepsilon$, то STOP;

якщо $\gamma^{(2)} < \gamma$, то припустимих рішень немає;

якщо $\gamma^{(2)} = \gamma$, то отримано оптимальне рішення з заданою точністю ε ; інакше:

1) покласти $T_{\text{old}} := T_{\text{new}}; \gamma^{(1)} = \gamma^{(2)}$;

2) якщо $\gamma^{(1)} < \gamma$, то перейти до кроку 6; інакше перейти до кроку 8.

У порівнянні з вихідним описом [5, 6], алгоритм поєднує в собі кроки побудови початкового припустимого потоку (кроки 1 – 14) і власне задачі мінімізації середньої затримки (кроки 8 – 14).

Для визначення безлічі оптимальних маршрутів $\prod_{ij} = \{\pi_{ij}^{(r)}, r = 1, 2\}$, R_{ij} і часток потоків $\alpha_{ij}^{(r)}$ від вхідного потоку γ_{ij} можна використовувати модифікацію алгоритму, запропоновану в роботі [2].

Висновки. Трудомісткість алгоритму визначається кроками 2 і 9, на яких виробляється пошук найкоротших шляхів між усіма парами вузлів. Для алгоритму Флойда теоретична трудомісткість складає $O(N^3)$, отже, трудомісткість алгоритму відхилення потоку – $O(N^3)$.

ЛІТЕРАТУРА

1. Бертсекас Д., Галлагер Р. *Сети передачи данных: Пер. с англ.* – М.: Мир. – 1989. – 544 с.
2. Федотов Э.В. *Определение оптимальных маршрутов в сети пакетной коммутации // Сетевая обработка информации.* – М. – 1990. – С. 95 – 98.
3. Анохіна О.Д., Гайдаров С.Ю., Можаяєв О.О., Семенов С.Г. *Визначення оптимальних потоків у мережі передачі даних за допомогою процедури альтернативної маршрутизації // Системи обробки інформації.* – Х.: ХВУ, 2004. – Вип. 10 (38). – С. 3 – 8.
4. Floyd R.W. *Algorithm 97: Shortest path / Comm. ACM.* – 1962. N 3. P. 345.
5. Fratta L., Gerla M., Kleinrock L. *The flow deviation method: An approach to store-and-forward communication network design // Networks.* – 1973. – V. 3, N 2. – P. 97 – 133.
6. Gerla M., Kleinrock L. *On the topological design of distributed computer networks // IEEE Trans. on Commun.* – 1977. – V. COM-25, N 1. – P. 48 – 53.

Надійшла 29.10.2004

КОСЕНКО Віктор Васильович, канд. техн. наук, начальник інформаційно-обчислювального центру ХУ ПС. У 1982 році закінчив ХВВКІУ. Область наукових інтересів – керування процесами в інформаційних системах.

ГАЙДАРОВ Сергій Юрійович, старший науковий співробітник інформаційно-обчислювального центру ХУ ПС. У 1980 році закінчив ХВВКІУ. Область наукових інтересів – керування процесами в інформаційних системах.

СЕМЕНОВ Сергій Геннадійович, заступник начальника інформаційно-обчислювального центру ХУ ПС. У 1994 році закінчив ХВУ. Область наукових інтересів – оптимізація обчислення мереж.

КЛИМЕНКО Алла Миколаївна, канд. техн. наук, старший викладач НТУ „ХПІ”. У 1962 році закінчила ХПІ. Область наукових інтересів – керування процесами в інформаційних системах.