

ЗМЕНШЕННЯ ЧАСУ ЗБІЖНОСТІ ПРИ ВИКОРИСТАННІ ШИРОКОМОВНОГО ТРАФІКУ МАРШРУТНОЇ ІНФОРМАЦІЇ

к.т.н. Г.А. Кучук, О.О. Болюбаш
(подав д.ф.-м.н., проф. С.В. Смеляков)

На основі аналізу протоколів маршрутизації запропонована формалізація задачі мінімізації середньої затримки широкомовного трафіку маршрутної інформації та підхід до її рішення у випадку великої кількості маршрутизаторів у мережі.

Вступ. Мережний рівень семирівневої еталонної комунікаційної моделі OSI (Open System Interconnection), запропонованої Міжнародною організацією з стандартизації ISO (International Organization of Standardization) служить для утворення єдиної транспортної системи, що поєднує кілька мереж з різними принципами передачі інформації між кінцевими вузлами. Мережний рівень займає в моделі OSI проміжне положення: до його послуг звертаються протоколи вищих рівнів, а для виконання своїх функцій мережний рівень викликає функції канального рівня, який у свою чергу звертається до засобів фізичного рівня.

Основною задачею мережного рівня є *маршрутизація*, програмними засобами забезпечення якої є *протоколи маршрутизації* (ПМ). Логіка роботи ПМ заснована на *алгоритмах маршрутизації* (АМ), основним результатом роботи яких є створення і підтримка *таблиць маршрутизації* (ТМ), у які записується вся маршрутна інформація [1].

Зміст ТМ залежить від використовуваного ПМ. У загальному випадку ТМ містять наступну інформацію: дійсні адреси пристроїв у мережі; службову інформацію протоколу маршрутизації; адреси сусідніх маршрутизаторів. Основними вимогами до АМ є [2] оптимальність вибору маршруту, простота реалізації, стійкість (стійкість до відмов устаткування, високих навантажень і помилок), швидка збіжність (швидке узгодження між маршрутизаторами інформації про топологію мережі), гнучкість реалізації. АМ можуть бути [3] статичними або динамічними, одномаршрутними або багатомаршрутними, однорівневими або ієрархічними, внутрідоменними або міждоменними, одноадресними або груповими.

Однією з основних задач мережного рівня є підтримка в актуальному стані ТМ усіх маршрутизаторів мережі [4]. Для цього незалежно від ПМ із відповідними АМ, що використовуються у мережі, необхідно періодично

здійснювати лавинну маршрутизацію із широкомовним трафіком [5]. Але при великому часі збіжності даного процесу може бути порушена стабільність функціонування мережі [6]. Для рішення цієї задачі на сьогодні запропоновано багато різних підходів [2, 5, 7], однак, якщо мають місце часті зміни стану топології мережі, вони не завжди дають прийнятний час збіжності.

Метою даної статті є формалізація задачі зменшення часу збіжності при використанні широкомовного трафіку маршрутної інформації на основі аналізу існуючих ПМ і знаходження підходу для її рішення при великій кількості маршрутизаторів у мережі.

Аналіз існуючих ПМ. На рівні маршрутизації існує три основні групи ПМ (розподіл на групи визначається типом алгоритму визначення оптимального маршруту, який реалізує протокол) [4]: протоколи вектора відстані або протоколи на базі дистанційно-векторного алгоритму (Distance Vector Algorithms, DVA); протоколи стану каналу або протоколи на базі алгоритму стану зв'язків (Link State Algorithms, LSA); протоколи політики маршрутизації.

Протокол RIP. У ПМ DVA кожен маршрутизатор періодично і широкомовно розсилає по мережі вектор відстаней від себе до усіх відомих йому мереж. Ці ПМ добре працюють тільки в невеликих мережах. У великих мережах вони засмічують лінії зв'язку інтенсивним широкомовним трафіком, до того ж зміни конфігурації можуть відпрацьовуватись за цим алгоритмом не завжди коректно, тому що маршрутизатори не мають точного уявлення про топологію зв'язків у мережі, а мають у своєму розпорядженні тільки узагальнену інформацію – вектор дистанцій, до того ж отриманий через посередників. Для того, щоб зрозуміти, у якому стані знаходяться лінії зв'язку, підключені до його портів, маршрутизатор періодично обмінюється короткими пакетами зі своїми найближчими сусідами. Цей трафік також широкомовний, але він циркулює тільки між сусідами і тому не так засмічує мережу. Робота маршрутизатора відповідно до ПМ DVA нагадує роботу моста, тому що точної топологічної картини мережі такий маршрутизатор не має. Найбільш розповсюдженим протоколом, заснованим на дистанційно-векторному алгоритмі, є ПМ RIP (Routing Information Protocol). Протокол RIP гарантує, що таблиці маршрутизації за визначений час (час збіжності) стануть правильними. Однак алгоритм у своїй поточній реалізації не гарантує, що час збіжності буде малим. Може виявитися так, що до скінчення часу збіжності в мережу будуть внесені зміни, і тоді усе потрібно почати знов. Повільна збіжність може мати досить серйозні наслідки. Зокрема, може збільшитись обсяг трафіку повідомлень про зміни маршрутів (службового трафіку), якими обмінюються маршрутизатори, можуть утворюватись логічні

петлі маршрутизації. Існує кілька технологій, що прискорюють збіжність протоколу RIP IP і підвищують його продуктивність.

Механізм обміну повідомленнями RIP заснований на ширококомвній розсилці всієї таблиці маршрутизації. У середніх і великих мережах це може сильно завантажити канали зв'язку, особливо якщо розподілена мережа складається з віддалених мереж, які з'єднуються комутованими каналами зв'язку. Тому що протокол RIP працює за алгоритмом вектора відстані, він має повільну збіжність. Якщо канал зв'язку вийде з ладу, буде потрібно кілька хвилин для того, щоб маршрутизатори скорегували свої таблиці. Протягом цього часу можуть утворитись петлі маршрутизації.

Протокол OSPF. Відкритий протокол OSPF (Open Shortest Path First), що базується на алгоритмі Дейкстри – алгоритмі пошуку найкоротшого шляху, належить до ПМ LSA. Він розроблений для мереж IP робочою групою Internet Engineering Task Force (IETF), що займається розробкою протоколів для внутрісистемних маршрутизаторів IGP (Interior Gateway Protocol), з метою використання в Internet. Основна причина розробки – у середині вісімдесятих років двадцятого сторіччя непридатність RIP для обслуговування великих гетерогенних об'єднаних систем стала усе більш очевидною. Протокол OSPF обчислює маршрути в IP-мережах, підтримуючи при цьому інші протоколи обміну маршрутною інформацією. Для з'ясування стану маршрутизатори-сусіди досить часто обмінюються короткими повідомленнями Hello. Для відновлення інформації про стан каналу посилаються повідомлення LSA (Link-State Advertisement) на всі маршрутизатори, що знаходяться в межах однієї і тієї ж ієрархічної області. В оголошення LSA протоколу OSPF включається інформація про підключені інтерфейси, використані показники та інші змінні. OSPF-маршрутизатори обмінюються не тільки своїми, але і чужими оголошеннями про зв'язки, отримуючи зрештою інформацію про стан усіх зв'язків мережі. Ця інформація й утворює граф зв'язків мережі, який, природно, є одним і тим самим для всіх маршрутизаторів мережі. У протоколі OSPF використовується кілька тимчасових параметрів, і серед них найбільш важливими є *інтервал повідомлення Hello* і *інтервал відмови маршрутизатора RDI* (Router Dead Interval).

Протоколи АТМ-технології. Зараз швидкими темпами розвиваються нові інформаційні та телекомунікаційні технології, які направлені на підвищення пропускної спроможності існуючих мереж передачі даних. Забезпечення високошвидкісних фізичних з'єднань між вузлами розподіленої обчислювальної мережі підтримує АТМ-технологія (Mode Asynchronous Transfer). АТМ-обладнання забезпечує обмін даними із швидкістю до 155 Мбіт/с у мідному кабелі і до 622 Мбіт/с в оптоволоконному кабелі. На стадії тесту-

вання знаходиться обладнання, що допускає роботу із швидкістю до 2,4 Гбіт/с [8]. Основні відмінності ATM-технології від традиційних полягають у тому, що вона “орієнтована на з’єднання”, тобто процеси, які запущено на двох робочих станціях мережі, забезпечуються даними через спеціально встановлений віртуальний канал, створений спеціально для них та який ніким більше не використовується. У результаті проходить скорочення мережного трафіку в порівнянні з традиційними технологіями, в яких всі робочі станції ділять загальне середовище передачі даних, створюючи надлишковий мережний трафік.

В ATM-технології рішення задач маршрутизації покладено на протокол PNNI. До основи протоколу PNNI закладено алгоритм стану каналу. Цей алгоритм відрізняється масштабуванням, швидкою збіжністю і невеликим службовим трафіком. Протокол PNNI розширює алгоритм стану каналу, вводячи підтримку якості обслуговування й ієрархічних структур. Остання обставина дозволяє протоколу працювати ефективно в мережах практично будь-якого ступеня складності. Кожен вузол зберігає запис, що описує частину топології, яку він бачить, тобто зведення про себе, дані про вихідні канали і всі свої доступні адресні префікси. У термінології PNNI ці записи називаються *елементами стану топології* PTSE (PNNI Topology State Element). У протоколі PNNI поширення записів PTSE у мережі поділяється на дві фази – початковий обмін інформацією про мережну топологію і наступний лавинний обмін (flooding). Зміни в якійсь частині мережі призведуть до того, що порушений ними вузол буде створювати нові елементи PTSE (наприклад, елементи для нового каналу зв’язку) або обновляти існуючі (наприклад, при змінах параметрів якості обслуговування). Нові і змінені елементи PTSE передаються усім сусідам вузла (звідси і назва – лавинний обмін). При такій схемі поширення нова інформація швидко розійдеться по всій групі. Для підвищення надійності виконується підтвердження отримання нових елементів PTSE. Після того, як вузол отримав, зберіг і розіслав далі нові елементи PTSE, будь-які їхні копії, що надходять, видаляються. Тому лавинний обмін якимось фіксованим елементом PTSE закінчиться, коли його отримають усі вузли. Слід зазначити, що тільки значні зміни в мережній топології викликають розсилку повідомлень про відновлення. Це дозволяє контролювати службовий трафік і навантаження на маршрутизатори (визначення маршрутів вимагає значних ресурсів маршрутизатора). Маршрутизація від джерела зручна тим, що всі обчислення здійснюються на одному маршрутизаторі, тим самим знижується навантаження на інші. Підвищується гнучкість мережі, тому що різні маршрутизатори можуть реалізовувати різні алгоритми обчислення маршруту. Прак-

точно виключаються петлі маршрутизації (обчислюючий комутатор «побачить» петлю і просто не буде використовувати відповідний маршрут).

Результати аналізу. Проведений аналіз показав, що протокол RIP, який має обчислювальну простоту, у середніх і великих мережах може сильно переважити канали зв'язку ширококомовним розсиланням усієї таблиці маршрутизації, утворити петлі маршрутизації, а також має повільну збіжність (до кількох хвилин). Більш ефективним є протокол OSPF, у якому усунуті практично всі недоліки протоколу RIP, однак він є обчислювально складним і вимагає використання на границі доменів потужних маршрутизаторів з досить великою ємністю пам'яті. Найбільш перспективним з розглянутих протоколів є протокол PNNI ATM-технології. Даний протокол подібний протоколу OSPF і має практично ті ж якості та недоліки за винятком відносної обчислювальної складності. Однак, для всіх існуючих протоколів зменшення часу збіжності при лавинній маршрутизації, особливо для великих мереж, є актуальним. Одним з підходів до рішення даної задачі є зменшення часу затримки службової інформації [8].

Формалізація задачі. Припустимо, що задано узагальнений граф мережі $G = \langle V, U \rangle$, де $V = \{v_i, i = \overline{1, n}\}$ – множина мережних маршрутизаторів (ММ); $U \subset V \times V$ – множина каналів зв'язку між ММ. На графі G задамо матрицю ширококомовного трафіку (ШТ), який створено службовою інформацією (СІ) при лавинній маршрутизації $F = (f_{ij}^{(c)})$, де $f_{ij}^{(c)}$ – необхідний ШТ між маршрутизаторами v_1 і v_2 . Значення $f_{ij}^{(c)}$ для різних ПМ будуть різними. Так, у мережах, де використовується протокол RIP, розмір трафіку строго фіксований. У мережі з протоколом OSPF трафік при незмінному стані ліній зв'язку визначається повідомленнями HELLO і оновленими оголошеннями про стан зв'язків і залежить від числа “сусідів”, інтенсивності оголошень про стан зв'язків та ін. Нехай $\vec{g} = (g_{rs}^{(c)})$ – вектор потоку СІ на G , де $g_{rs}^{(c)}$ – сумарний потік СІ, що протікає при заданому виборі маршрутів $\Xi(G)$ за ребром $u = (r, s)$, що має пропускну спроможність q_{rs} , з якої для передачі СІ може бути виділено не більш $k_{rs}\%$, причому зведені витрати на її передачу складуть $z_{rs}^{(c)}$. Тоді, з огляду на результати проведеного аналізу, для передачі ШТ СІ необхідно вибрати такі маршрути, щоб змінюючи розподіл $\Xi(G)$ мінімізувати середній час затримки [8]:

$$T_{cp}^{(c)} = \frac{1}{\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n f_{ij}^{(c)}} \sum_{(r,s) \in U} \frac{g_{rs}}{0,01 \cdot k_{rs} \cdot q_{rs} - g_{rs}} \xrightarrow{\Xi(G)} \min \quad (1)$$

$$\text{при} \quad 0,01 \cdot k_{rs} \cdot q_{rs} \leq g_{rs}; \quad (2)$$

$$\sum_{(r,s) \in U} z_{rs} \leq z_{\text{lim}}; \quad i, j \in \overline{1, n}; \quad r, s \in V, \quad (3)$$

де z_{lim} – гранично припустиме значення зведених витрат на передачу СІ.

Задача (1) – (3) зводиться до задачі опуклого програмування на графі, для рішення якої існує кілька різних підходів [10]. Однак обчислювальні витрати при реалізації цих методів зі збільшенням розмірності графа G зростають експоненціально і досить швидко перевищують припустимий розрахунковий час. Для зменшення обчислювальних витрат пропонується використовувати алгоритм, який заснований на послідовній комбінації методів найшвидшого спуска і відхилення потоку. Він, маючи структурно більш складну схему, може бути реалізований з використанням тільки малотактових операцій.

Висновок. Для зменшення часу збіжності при використанні ширококомовного трафіку маршрутної інформації при лавинній маршрутизації в існуючих протоколах маршрутизації можна мінімізувати середній час затримки, вибравши оптимальний розподіл маршрутів на заданому мережному графі. Перспективою подальших розвідок у даному напрямку є зменшення об'єму трафіку лавинної маршрутизації за рахунок незначного збільшення постійно циркулюючої в мережі службової інформації.

ЛІТЕРАТУРА

1. Кульгин М. *Технологии корпоративных сетей*. – С.-Пб.: Мир, 2000. – 748 с.
2. Олифер В.Г., Олифер Н.А. *Новые технологии и оборудование IP-сетей*. – С.-Пб.: БХВ, 2000. – 512 с.
3. *Основи інформаційних систем / Під ред. В.Ф. Ситніка*. – К: КНЕУ, 2001. – 420 с.
4. Стеклов В.К., Беркман Л.Н. *Телекомунікаційні мережі*. – К.: Техніка, 2001. – 392 с.
5. Уолдрэнд Дж. *Телекоммуникационные и компьютерные сети*. – М.: Постмаркет, 2001. – 480 с.
6. Tanenbaum Andrew S. *Computer Networks*. – Prentice Hall, 1996. – 428 p.
7. Пятибратов А.П., Гудыно Л.П., Кириченко А.А. *Вычислительные системы, сети и телекоммуникации*. – М.: Финансы и статистика, 2001. – 512 с.
8. Кучук Г.А. *Мінімізація середньої затримки пакетів при використанні АТМ-технології // Інформатика*. – К.: Наук. думка. – 1999. – Вип. 7. – С. 166 – 169.
9. *Основи дискретної математики / Ю.В. Капітонова, С.Л. Кривий, О.А. Летишевський та інші*. – К.: Наук. думка, 2002. – 580 с.

Надійшла 12.06.2003

КУЧУК Георгій Анатолійович, канд. техн. наук, ст. наук. співроб., нач. НДВ інформаційно-обчислювального центру ХВУ. У 1977 році закінчив мехмат Московського держуніверситету. Область наукових інтересів – оптимізація інформаційних систем.

БОЛЮБАШ Олексій Олексійович, ад'юнкт ХВУ. У 1998 році закінчив ХВУ. Область наукових інтересів – оптимізація обчислювальних мереж.