

АДАПТИВНЕ УПРАВЛІННЯ КОРПОРАТИВНОЮ ОБЧИСЛЮВАЛЬНОЮ МЕРЕЖЕЮ

к.т.н. Г.А. Кучук, к.т.н. І.Д. Овсянніков, О.В. Муравйов, С.В. Савченко
(подав проф. А.В. Корольов)

Запропоновано підхід до розв'язання задачі синтезу децентралізованого адаптивного управління корпоративною обчислювальною мережею.

У наш час сучасна корпоративна обчислювальна мережа (КОМ) повинна надавати користувачам такі послуги [1]:

- передачу пакетів локальних обчислювальних мереж (ЛОМ);
- передачу пакетів міні - комп'ютерів і мейнфреймів;
- обмін факсами;
- передачу трафіка офісних АТС;
- вихід у міські, міжміські і міжнародні телефонні мережі;
- обмін відеозображеннями з метою проведення відеоконференцій;
- передачу банківського та аналогічних трафіків.

Для забезпечення перерахованих вище послуг використовується транзитний транспортний механізм глобальних обчислювальних мереж (ГОМ), що базується на трьох нижніх рівнях мережної моделі OSI. Паралельно, із зростанням популярності INTERNET, зростає частка послуг КОМ, що відносяться до верхніх рівнів стека протоколів: доступ до гіпертекстової інформації WEB - вузлів, широкомовне поширення звукозаписів і відеоінформації, пошук і доставка інформації за індивідуальними замовленнями, тощо. Фрагмент структури сучасної КОМ, що працює в режимі комутації пакетів (КП), поданий на рис.1, де зображені такі блоки: USM - пристрої комутації або маршрутизації; DCE - устаткування забезпечення протоколу фізичного рівня; DTE - окінцеве устаткування мережі; UNI - інтерфейс "користувач - мережа"; NNI - інтерфейс "мережа - мережа".

Такий варіант є оптимальним як з погляду сумарного трафіка, переданого мережею в одиницю часу, так і щодо вартості мережних послуг [2] (при інших рівних умовах мережа з КП у 2-3 рази дешевше мережі з комутацією каналів (КК) [3]). Однак не завжди можна побудувати корпоративну обчислювальну мережу на основі комутації пакетів. Тому, у залежності від каналів зв'язку (КЗ), що виділяються, розглядають також КОМ на основі виділених каналів (ВК) або КК. При побудові всіх перерахованих типів КОМ особливо актуальними є питання, пов'язані з відс-

коналенням методів адаптивного управління мережею, що включають управління інформаційними потоками (ІП) та каналами зв'язку.

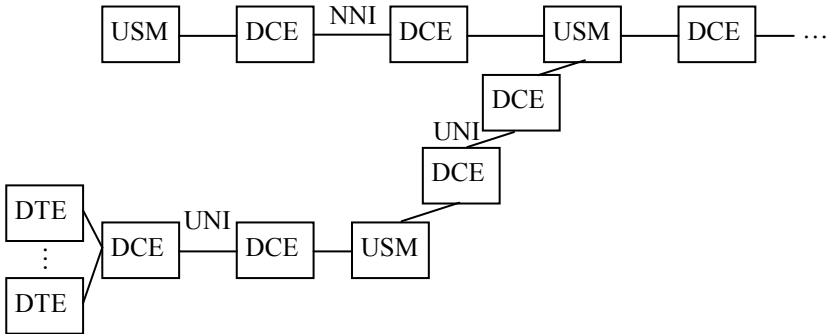


Рис. 1. Фрагмент структури КОМ

Розглянемо побудову алгоритмів управління ІП, що враховують адаптивну маршрутизацію і ряд мережних обмежень (обмеження навантаження, місткість буферної пам'яті та обмежені пропускні спроможності каналів зв'язку). Подамо КОМ як сукупність засобів зв'язку і комутації (ЗЗК) та системи управління мережею (СУМ). Модель мережі ЗЗК задамо як неорієнтований регулярний граф $G(V, R)$, де V - множина вузлів мережі ЗЗК, а $R = \{r_{ij} | i, j \in V\}$ - множина ліній зв'язку між ними. Будемо розглядати на G стаціонарний потік $\Lambda = \{k_{ij}\}$ з апріорно - невідомими параметрами. Навантаження, що надходить на мережу ЗЗК, буде розподілятися за заданими статичним (P_{st}) і динамічним (P_{dn}) планами, причому маршрути плану P_{st} у будь - якому випадку мають пріоритет. План розподілу кожного вузла i ($i \in V$) задамо маршрутною матрицею $S_i = (p_{ij}^i)$, $j \in V$, де p_{ij}^i - умовна ймовірність, з якою виклик, який належить до плану P_{dn} , що надійшов на i - й вузол і адресований j - му вузлу, направляється до вузла $l \in V$ по КЗ $r_{il} \in R$.

При заданій моделі системи управління мережею ($M_{СУМ}$) задача адаптивного управління потоками (УП) - це вибір оптимального розподілу навантаження динамічного плану, що забезпечується при заданій структурі мережі ЗЗК, статичному плані, навантаженні мережі та функціоналі, що оцінює ефективність алгоритмів УП (F), тобто

$$F(G, \Lambda, P_{dn}, P_{st}, M_{СУМ}) \xrightarrow{\Lambda, P_{dn}} \text{extr.}$$

У мережах із КК, як завжди, однією з основних складових даного вище функціонала F є ймовірність успішного встановлення зв'язку, а задачею УП - максимальне використання пропускної спроможності мережі при зміні вхідного навантаження в широких межах. При цьому необхідно уникати непродуктивних перевантажень мережі, пов'язаних з ширококомовними повідомленнями, повторними викликами і невиправдано довгими маршрутами. Зазначені задачі вирішують алгоритми обмеження навантаження, які обмежують доступ абонентів до мережі, та алгоритми адаптивної маршрутизації [4], що обмежують вибір вихідних напрямків.

При розгляданні потоків без пріоритетів доцільно використання функціонала середніх втрат повідомлень у мережі [5] при вхідному навантаженні Λ і динамічному плані розподілу R_{dn} :

$$W = \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} \omega_{ij} = \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} (\Lambda_{ij}(\Pi_{dn}, \Pi_{st}) - (\lambda_{ij} + \lambda_{ji})) \times p_{ij} \left(\Lambda_{ij}^{(b)}(\Pi_{dn}, \Pi_{st}) \right), \quad (1)$$

де Λ_{ij} - інтенсивність потоку, що надходить відповідно до заданих планів на канал зв'язку r_{ij} із боку вузлів i та j ; $\Lambda_{ij}^{(b)}$ - інтенсивність повторного потоку на каналі зв'язку r_{ij} ; $p_{ij} \left(\Lambda_{ij}^{(b)}(\Pi_{dn}, \Pi_{st}) \right)$ - ймовірність блокування шляху r_{ij} для потоку $\Lambda_{ij}^{(b)}$.

Для кожної із складових суми (1) частинні похідні дорівнюють

$$\frac{\partial \omega_{ij}}{\partial \Lambda_{ij}} = p_{ij} + \Lambda_{ij}^{(tr)} \cdot \frac{\partial p_{ij}}{\partial \Lambda_{ij}^{(b)}} \cdot \frac{\partial \Lambda_{ij}^{(b)}}{\partial \Lambda_{ij}}, \quad (2)$$

де $\Lambda_{ij}^{(tr)} = \Lambda_{ij} - (\lambda_{ij} + \lambda_{ji})$ - інтенсивність потоку транзитних викликів на r_{ij} , що надходять із боку вузлів i та j .

Частинні похідні $\frac{\partial p_{ij}}{\partial \Lambda_{ij}^{(b)}}$ виразу (2) в заданих умовах мають аналітичний вираз [6]. Для оцінки їх значень використовують емпіричну оцінку, яка обчислюється на основі даних про зміну потоків Λ_{ij} і $\Lambda_{ij}^{(b)}$ на попередній ітерації, тобто

$$\frac{\partial \Lambda_{ij}^{(b)}}{\partial \Lambda_{ij}} [n] \approx \frac{\Delta \Lambda_{ij}^{(b)} [n-1]}{\Delta \Lambda_{ij} [n-1]}.$$

При маршрутизації з пріоритетами розглядається функціонал середнього значення сумарної цінності переданих мережею повідомлень [7]:

$$\Phi = \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} \left(1 - P_{ij}(\Lambda, P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)}) \right) \int_0^{c_{ij}} L_{ij}(u_{ij}) du_{ij}, \quad (3)$$

де $P_{ij}(\Lambda^{(0)}, P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)})$ - ймовірність відмови передачі повідомлення каналами зв'язку r_{ij} при вхідному обмеженому навантаженні $\Lambda^{(0)}$ та обмежених планів $P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)}$; $L_{ij}(u_{ij})$ - гранична функція цінності повідомлень потоку, що проходить через КЗ r_{ij} , при перевищенні якого ($\eta_{ij} > L_{ij}(u_{ij})$) вимоги на передачу повідомлень приймаються мережею до обслуговування; c_{ij} - граничне обмеження для потоку через канал зв'язку r_{ij} ; u_{ij} - значення поточного потоку через КЗ r_{ij} .

Отже, у даному випадку необхідно вибрати такі $\Lambda^{(0)}, P_{dn}^{(0)}$ і $P_{st}^{(0)}$, при яких забезпечується максимум функціонала (3). При цьому синтез алгоритмів управління потоками можна розбити на два етапи. На першому етапі необхідно синтезувати алгоритми, який забезпечує мінімум середньозважених втрат повідомлень $\Lambda^{(0)}$, тобто

$$\sum_{i \in V} \sum_{j \in V} k(c_{ij}) \cdot \lambda_{ij} \cdot P_{ij}(\Lambda^{(0)}, P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)}) \rightarrow \min,$$

де $k(c_{ij}) = \int_{L_{ij}(c_{ij})}^{\eta_{ij}^{(max)}} u_{ij} t_{ij}(u_{ij}) du_{ij}$ - ваговий коефіцієнт, визначений відповідно до (3) і середньої оцінки пріоритету $t_{ij}(u_{ij})$

На другому етапі синтезуються алгоритми, що забезпечують максимум сумарної цінності. Необхідна умова оптимальності - рівність нулю частинних похідних $\frac{\partial \Phi}{\partial c_{ij}}$, тобто

$$L_{ij}(c_{ij}) \left(1 - P_{ij}(\Lambda^{(0)}, P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)}) \right) - \frac{\partial P_{ij}(\Lambda^{(0)}, P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)})}{\partial c_{ij}} \int_0^{c_{ij}} L_{ij}(u_{ij}) du_{ij} = 0,$$

або

$$L_{ij}(c_{ij}) = \frac{1}{1 - P_{ij}(\Lambda^{(0)}, P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)})} \cdot \frac{\partial P_{ij}(\Lambda^{(0)}, P_{dn}^{(0)}, P_{st}^{(0)})}{\partial c_{ij}} \cdot \int_0^{c_{ij}} L_{ij}(u_{ij}) du_{ij}. \quad (4)$$

Так як функціонал (3) - вгнутий [6], то вираз (4) є і достатньою умовою оптимальності обмеження вхідного навантаження.

Для реалізації (4) на $G(V, R)$ можна використовувати ітеративні процедури, які використовують додатні прирости величині c_{ij} . Відповід-

но до знайдених значень c_{ij} [n] визначається необхідна величина порога L_{ij} для пріоритетів повідомлень, що надходять на КЗ r_{ij} .

При використанні в мережі комутації пакетів, що базується на віртуальній комутації каналів, коли передачі повідомлення передують організації віртуального каналу, можливе проведення повної аналогії з комутацією каналів [3] і тому можуть застосовуватись вирази (2) - (4) з деякими обмеженнями. При передачі пакетів одного повідомлення за різним, незалежно обраним маршрутом (наприклад, метод дейтаграм), основною вимогою до мережі є прозорість для абонентів. Тому затримки повідомлень у мережі повинні бути мінімальні, а місткість буферної пам'яті (БП) КП вибирається так, щоб, з одного боку, забезпечити проміжне збереження пакетів, переданих у мережі з малими затримками, а, з іншого боку, ймовірність переповнювання БП КП була достатньо малою. Відповідно будуються алгоритми обмеження доступу в мережі та вибору оптимального маршруту.

Отже, незалежно від вибраного класу корпоративної обчислювальної мережі, задача синтезу адаптивного мережею припускає:

- вибір відповідного функціонала оцінки ефективності управління;
- синтез керуючих алгоритмів обмеження доступу до мережі;
- синтез алгоритмів адаптивної маршрутизації, що забезпечують оптимальний розподіл потоків по КЗ мережі.

ЛІТЕРАТУРА

1. Монти С. Сети предприятий на основе WINDOWS NT для профессионалов. – С.-Пб : Питер, 1999. – 644 с.
2. Tanenbaum Andrew S. Computer Networks. – Prentice Hall, 1996. – 428 p.
3. Halsall F. Data Communications, Computer Networks and Open Systems. – Addison - Wesley, 1996. – 396 p.
4. Королев А.В., Кучук Г.А., Гиневский М.И. Алгоритм маршрутизации в замкнутой корпоративной вычислительной сети // Системы обработки информации. – Харьков : НАНУ, ПАНМ, ХВУ. – 2000. – Вип. 1(7). – С. 179 - 183.
5. Кульгин М.Б. Коммутация и маршрутизация IP/IPX трафика. – М. : Компьютер - пресс, 1998. – 324 с.
6. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. – М. : Мир, 1979. – 342 с.

Надійшла до редколегії 4.9.2000