

РІШЕННЯ ЗАДАЧІ ДИНАМІЧНОГО БАЛАНСУВАННЯ В ОБЛАСТІ МЕРЕЖІ OSPF

В статті представлені результати дослідження області мережі, яка функціонує на протоколі маршрутизації OSPF, на предмет можливості створення динамічного алгоритму автоматичного розподілу навантаження над протоколом, що забезпечив би стабільне функціонування мережевої структури. Створено моделі об'єктів та проведено моделювання роботи запропонованого алгоритму.

The article presents an area network studying results which operates under the routing protocol OSPF. It is made for possibility of creating a dynamic algorithm for automatic load distribution over an OSPF that would ensure the stable operation of the network structure. An object simulation models of proposed algorithm are created and implemented.

Постановка задачі в загальному вигляді та її актуальність

Відкритий протокол вибору першого найкоротшого шляху (Open Shortest Path First – OSPF) – протокол динамічної маршрутизації, заснований на технології відстеження стану каналу (link-state technology), що використовує для знаходження найкоротшого шляху Алгоритм Дейкстри (Dijkstra's algorithm). Протокол OSPF був розроблений IETF ще в 1988 році. На теперешній час OSPF широко використовується в корпоративних мережах через свої переваги: високу швидкість збіжності, підтримка мережних масок змінної довжини (VLSM), відсутність обмежень досяжності, оптимальне використання пропускної здатності мережі, оптимальний вибір шляху маршрутизації, можливість застосування на обладнанні від різних виробників, підтримка різних вимог IP-пакетів до якості обслуговування (пропускна здатність, затримка і надійність) та можливість статичного розподілу навантаження. Але, не дивлячись на перелічені переваги, є і недоліки такі, як розподіл навантаження за замовчуванням лише по чотирьом маршрутам з рівними метриками. Звичайно можливо за допомогою штатних методів і додаткових налаштувань обійти данні вимоги. Таке рішення не може бути використане, як уніфіковане, та вимагає багато часу і творчого підходу.

Мета

Дослідження мережі, яка функціонує на протоколі маршрутизації OSPF, на предмет можливості створення динамічного алгоритму автоматичного розподілу навантаження над

протоколом, що забезпечив би стабільне функціонування мережевої структури.

Огляд існуючих рішень

У цьому розділі ми розглянемо статичну задачу балансування навантаження, в якій вимоги до трафіку відомі.

OSPF використовує дворівневу ієрархію мережі. Ця ієрархія містить два основних елементи:

Область. Область – це група суміжних мереж. Області являють собою логічні розділи автономної системи.

Автономна система. Автономна система – це сукупність мереж із спільним управлінням і зі спільною стратегією маршрутизації. Автономні системи, також відомі як домени, можна логічно розділити на кілька областей.

OSPF використовує різні типи областей для обмеження лавинної розсилки оновлень станів каналів (link-state flooding) через всю мережу. Лавинна розсилка і обчислення алгоритму Дейкстри на маршрутизаторі обмежені змінами в межах області. Маршрутизатори, пов'язані з кількома областями, називають граничними маршрутизаторами мережі (ABR). Тому ABR повинен містити інформацію про всі області, до яких він підключений. Маршрутизатор називають ASBR граничним маршрутизатором автономної системи, коли він виконує функції шлюзу між OSPF та іншим протоколом маршрутизації. Маршрутизатор називають внутрішнім маршрутизатором (IR), коли всі його OSPF інтерфейси відносяться до однієї області.

OSPF передбачає кілька типів областей: магістральна область (backbone area), стандартна область (standard area), кінцева

область (stub area) і неповністю кінцева область (not-so-stubby area).

Магістральна область є ядром всієї OSPF мережі, всі області з'єднані з магістральною областю. Вона має бути зпроектована та розрахована виходячи з вимог до конкретної мережі. Нижче наведені рекомендації, використовувані при проектуванні опорної області мережі OSPF (області 0) [1]:

Враховувати, що область 0 є транзитною і не може служити для розміщення одержувачів трафіку.

Вимагати того, щоб забезпечувалася і контролювалася стабільність базової області.

Забезпечити найбільш повне застосування в проекті засобів резервування.

Прагнути до того, щоб магістральні області OSPF були зв'язаними.

Намагатися підтримувати якомога більш просту структуру області. Чим менше в ній маршрутизаторів, тим краще.

Підтримувати симетрію при визначенні пропускної здатності, щоб протокол OSPF міг забезпечувати розподіл навантаження.

Стежити за тим, щоб всі інші області з'єднувалися безпосередньо з областю 0.

Не допускати розміщення в області 0 ресурсів кінцевих користувачів (хостів).

Можна зробити висновок, що магістральна область має бути стійкою до зростання трафіку за рахунок резервування та симетричності пропускної здатності. З чого витікає, що застосування динамічного балансування до опорної області мережі OSPF не є доцільним.

Найбільш ймовірним є варіант, при якому може виникнути потреба в балансуванні саме не магістральної області, адже саме в областях цього типу мають бути розташовані ресурси кінцевих користувачів.

Модель мережі. Розглянемо IP мережу на основі протоколу OSPF маршрутизації (OSPF мережі). Нехай N позначає множину вузлів (маршрутизаторів), n і L набір послань l мережі. Як альтернативу, використаємо позначення (i, j) для позначення зв'язку від вузла i до вузла j . Ємність каналу l позначимо b_l . Множину пар входу-виходу $k = (s_k; t_k)$ позначимо як s_k для вхідних вузлів і t_k для вихідних вузлів з індексом K вузлів для пари k . Нехай P_k – множина всіх можливих шляхів p від вузла s_k до вузла t_k . Використаємо позначення $l \in p$, якщо канал (link) l належить до шляху p . Запит трафіку вхідної-вихідної пари позначимо d_k .

У протоколах маршрутизації на основі стану каналу, таких як OSPF, кожна ланка l

асоціюється з фіксованою вагою w_l і трафік передається по найкоротшому з шляхів. Нехай P_k^{SP} – множина найкоротших шляхів від вузла s_k до вузла t_k по відношенню до ваг зв'язків w_l , тоді отримуємо [3]:

$$P_k^{SP} = \left\{ p \in P_k \mid \sum_{l \in p} w_l = \min_{p' \in P_k} \sum_{l \in p'} w_l \right\}. \quad (1)$$

Стандартним є вибір $w_l = l$ для всіх l результатів в шляхах на мінімальній відстані, що мінімізує таким чином загальну необхідну смугу пропускання каналу зв'язку.

У кожному вузлі i , вхідний трафік з тим же призначенням t агрегується, а потім розщеплюється в зв'язки $(i; j)$, які належать до одного з найкоротших шляхів з вхідної-вихідної пари $(i; t)$. Такі сусідні вузли j називаються допустимими наступними ланками (хопами). Нехай ϕ_{ij}^t це відповідні коефіцієнти розподілу. Таким чином, ϕ_{ij}^t відноситься до частини всього трафіку, що проходить через вузол i , та трафіку призначеного вузлу t , що відправлено через зв'язок $(i; j)$. Необхідна умова [3]:

$$\sum_{j: (i; j) \in p} \phi_{ij}^t = 1 \quad (2)$$

На рисунку 1 ілюстровано математичну модель мережі описану вище. Як, наприклад, зазначено в [4], як правило, передбачається, що ці відносини розщеплення на ϕ_{ij}^t дорівнюють:

$$\phi_{ij}^t = \frac{1}{|\{j : (i; j) \in p\}|} \quad (3)$$

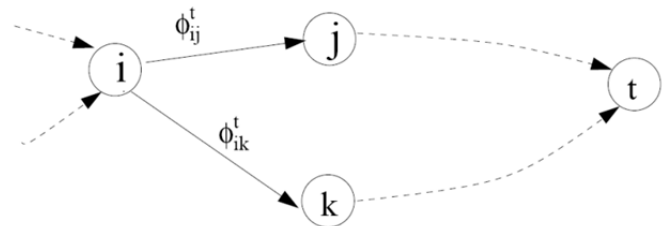


Рис. 1. Модель мережі

Постановка задачі розподілу статичного балансування. Розподіл навантаження може базуватись на мінімізації середньої затримки або мінімізації максимального використання лінії зв'язку. Оптимальне рішення для задачі мінімізації максимального використання зв'язків не може бути унікальним в цілому. Серед оптимальних рішень, те, яке мінімізує загальне використання ресурсів є найбільш розумним. Таким чином сформулювалася постановка задачі, рішення якої має мінімізувати максимальне використання зв'язків у мережі з великою вагою, але і

враховує загальне використання ресурсів з меншою вагою, як, наприклад, в [5]:

$$\begin{aligned} & \min \left(a + r \sum_{k \in K} \sum_{l \in L} x_l^k \right); \\ & a \geq 0, x_l^k \geq 0; \Leftrightarrow k \in K, l \in L; \\ & \sum_{k \in K} x_l^k \leq ab_l; \Leftrightarrow l \in L; \\ & Ax^k = R^k; \Leftrightarrow k \in K; \end{aligned} \quad (4)$$

де a і x_l^k є вільні змінні, що описують мінімум максимальної утилізації каналу і навантаження трафіку пари вхід-вихід k на лінії l відповідно, а r деяка мала константа. Крім того, $A \in R^{N \times L}$, де $N=|N|$ і $L=|L|$, позначає матрицю, для якої виконується $A_{nl} = -1$, якщо канал l прямує до вузла n , та $A_{nl} = 1$, якщо канал l виходить з вузла n , і $A_{nl} = 0$ в іншому випадку; $x^k \in R^{L \times 1}$, $k \in K$, відноситься до вектора навантаження каналу з елементами x_l^k ;

$R^k \in R^{N \times 1}$, $k \in K$, позначає вектор, для якого:

$R_{sk}^k = d_k$, $R_{tk}^k = -d_k$ і $R_{sk}^k = 0$ в іншому випадку.

В [5] доведено, що існує множина позитивних ваг каналів w_l таких, що оптимальні шляхи в задачі балансування навантаження (4) це найкоротші шляхи щодо цих ваг каналів. Іншими словами, множина рішень задачі балансування буде завжди міститися в множині (1) до для всіх k . Процедура визначення цих ваг каналів приведена нижче.

Нехай $y_l = \sum_{k \in K} x_l^k$ навантаження трафіку, на каналі l , а оптимальне рішення x_l^k проблеми балансування навантаження (4). Сформулюємо відповідно нову первинну задачу та її двоїсту задачу. У первинній задачі викликані навантаження трафіку y_l використовуються, як нові обмеження пропускної здатності [5]:

$$\begin{aligned} & \min \left(\sum_{k \in K} \sum_{l \in L} x_l^k \right); \\ & x_l^k \geq 0; \Leftrightarrow k \in K, l \in L; \\ & \sum_{k \in K} x_l^k \leq y_l; \Leftrightarrow l \in L; \\ & Ax^k = R^k; \Leftrightarrow k \in K; \end{aligned} \quad (5)$$

Двоїста задача:

$$\begin{aligned} & \max \left(\sum_{k \in K} d_k U_{tk}^k - \sum_{l \in L} y_l W_l \right); \\ & W_l \geq 0; \Leftrightarrow l \in L; \\ & U_{sk}^k; \Leftrightarrow k \in K; \end{aligned} \quad (6)$$

$$U_j^k - U_i^k \leq W_{(i,j)} + 1; \Leftrightarrow k \in K; (i, j) \in L.$$

Необхідні ваги каналу потім додаються $w_l = W_l + 1$, де змінні W_l визначаються як рішення двоїстої задачі.

Крім того, оптимальне призначення трафіку обчислюється на основі розподілу метрик ϕ_{ij}^t визначених з навантаження каналів x_l^k отриманих при вирішенні прямої задачі. Ці відносини розподілу розраховуються наступним чином [6]:

$$\phi_{ij}^t = \frac{\sum_{k: t_n=t} x_{(i,j)}^k}{\sum_{j:(i,j) \in L} \sum_{k: t_n=t} x_{(i,j)}^k}. \quad (7)$$

Алгоритм динамічного балансування в області мережі OSPF

Проблема статичного балансування навантаження представлена в попередньому розділі може бути поставлена і вирішена тільки тоді, коли запити до обсягу трафіку d_k відомі.

Постановка задачі динамічного балансування. Наші припущення полягають у наступному. Вимоги трафіку d_k фіксовані, але невідомі. Навантаження каналу періодично вимірюється в час t_n . Нехай $y_l(n)$ позначає вимірне навантаження каналів l за період часу (t_{n-1}, t_n) . Інформація про вимірне навантаження збирається з усіх вузлів в мережі. Час, необхідний для збору інформації незначний (ним можна знехтувати) в порівнянні з довжиною періоду вимірювання.

Загалом основне завдання динамічного алгоритму балансування навантаження полягає в наступному: на підставі вимірних навантажень на каналах, метрики каналів w_l і відношення розподілу трафіку ϕ_{ij}^t слід скоригувати таким чином, щоб мережа дійшла в стан конвергентності якомога швидше, щоб досягалися (невідомі) оптимальні значення показників відповідної задачі статичного балансування навантаження, представленої вище.

Однак це дуже не бажано модифікувати ваги каналів. Мета в даному випадку полягає у коригуванні співвідношення розподілу трафіку в мережі таким чином, щоб мережа переходила в конвергентний стан і досягалися (невідомі) оптимальні значення показників відповідної обмеженої (5) та двоїстої (6) задачі оптимізації.

Хотілося б звернути увагу, що для кожного випадку алгоритм зберігає рішення в базі даних і перед початком роботи перевіряє чи не має даних по такому випадку в базі. Дані зберігаються і будуть валідними для конкретної області мережі OSPF поки RT матриця залишається без змін.

Спочатку маємо проаналізувати, які є канали від початкового роутера 0 до роутера 4. То ж, Алгоритм пошуку шляху в графі буде наступним:

Крок 1. Знаходимо всі роутери, які мають з'єднання з початковим та кінцевим роутером (one-hop routers). Та запам'ятовуємо шлях в окрему матрицю, розмірність якої дорівнює розмірності вектору матриці AA . В нашому випадку:

$$\begin{bmatrix} 1 & 5 & 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 6 & 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (10)$$

Крок 2. Знаходимо всі інші шляхи, але алгоритм керується правилом: одна ланка потрапляє в таблицю лише один раз. Пріоритетними є шляхи, що вже потрапили в таблицю на першому кроці, а отже маршрут 1-7-6-4 не потрапить в таблицю. У випадку, коли маршрути не потрапили до таблиці на першому кроці, але всеодно мають спільні ребра, то маршрут обираємо за допомогою алгоритму SPF. Отримуємо наступну матрицю для нашого випадку:

$$\begin{bmatrix} 1 & 2 & 3 & 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (11)$$

Крок 3. Знову використаємо SPF. Проаналізуємо отримані маршрути та відсортуємо в порядку, який вкаже алгоритм. Перевіримо чи не має навантаження по трафіку на даних каналах. Так як OSPF підтримує балансування навантаження між чотирма маршрутами з рівною метрикою, то в результуючій таблиці отримаємо, як максимум, чотири найкращі (з точки зору SPF) маршрути. Для прикладу, маємо три наступних:

$$\begin{bmatrix} 1 & 5 & 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 6 & 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 2 & 3 & 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad (12)$$

Маршрути знайдено. На наступному кроці, віддаленим скриптом активуємо підінтерфейси на роутері 0 та роутері 2 та об'єднуємо їх в єдину мережу. Оскільки параметри каналу мають бути однакові, то обираємо канал з

найменшими метрикою і пропускною здатністю та встановлюємо такі показники примусово на даному віртуальному каналі. Аналогічні дії виконуємо для роутера 0 та роутера 6. Тепер трафік має піти маршрутами виділеними на рисунку 3.

Визначимо показники продуктивності змодельованої мережі. Ефективність функціонування мережі за час моделювання t_m , який містить k тимчасових інтервалів ($t_m = k\Delta t$), оцінювалася за показниками, запропонованими в [7]:

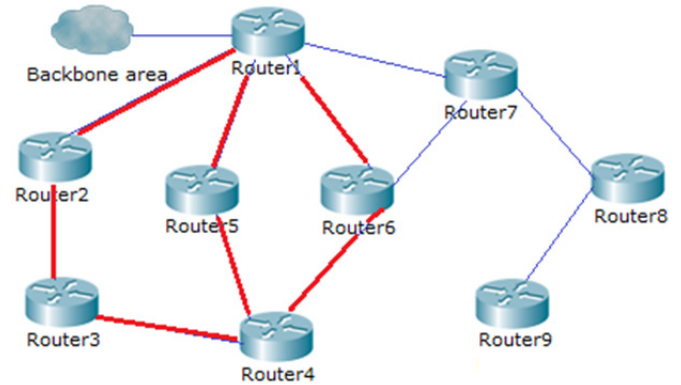


Рис. 3. Модель балансування трафіку в області OSPF

1) Нормований обсяг навантаження, що надійшло в мережу ($Y_{вхн}$, %):

$$Y_{вхн} = \frac{\sum_{k=1}^K Y_{вх}(k)}{\Delta t \sum_{k=1}^K C(k)} 100\%; \quad (13)$$

$$Y_{вх}(k) = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N y_{вхi,j}(k)$$

де $Y_{вх}(k)$ величина сумарного навантаження, що надходить в мережу на k -му інтервалі; $y_{вхi,j}(k)$ обсяг навантаження, що надходить до вузлів мережі; $C(k)$ пропускна здатність мережі на k -му інтервалі.

2) Нормований обсяг навантаження, що вийшов з мережі ($Y_{вихн}$, %):

$$Y_{вихн} = \frac{\sum_{k=1}^K Y_{вих}(k)}{\Delta t \sum_{k=1}^K C(k)} 100\%; \quad (14)$$

$$Y_{вих}(k) = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N y_{вихi,j}(k)$$

де $Y_{вих}(k)$ величина сумарного навантаження, обслугованого мережею на k -му інтервалі;

$u_{вихi,j}(k)$ обсяг навантаження, що виконано на окремому вузлі мережі.

3) Нормоване значення продуктивності мережі (P_H , %):

$$P_H = \frac{\sum_{k=1}^K P(k)}{\sum_{k=1}^K C(k)} \cdot 100\%; \quad (15)$$

$$P(k) = \sum_{i=1}^N \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^N c_{i,j}(k) u_{i,j}^j(k)$$

де $P(k)$ продуктивність мережі на k -му часовому інтервалі.

4) Нормований коефіцієнт використання окремих каналних ресурсів мережі ($K_{i,jH}$):

$$K_{i,jH} = \frac{\sum_{k=1}^K K_{i,j}(k)}{K}; \quad (16)$$

$$K_{i,j}(k) = \frac{c_{i,j}(k) u_{i,j}^j(k)}{C(k)}$$

де $K_{i,j}(k)$ коефіцієнт використання окремих каналних ресурсів.

5) Нормований коефіцієнт використання каналних ресурсів мережі в цілому ($K_{викH}$):

$$K_{викH} = \frac{\sum_{k=1}^K K_{вик}(k)}{K} \quad (17)$$

де $K_{вик}(k)$ коефіцієнт використання каналних ресурсів мережі на k -му інтервалі.

Результати моделювання наведені в таблиці 2.

Висновки

У рамках запропонованої моделі за заданих початкових умов були отримані результати моделювання. Нормований показник продуктивності за весь час моделювання при

використанні запропонованого методу динамічного балансування навантаження склав $P_H = 38.7\%$, а при відсутності алгоритму балансування в мережі OSPF, P_H становив 17% . З отриманих результатів видно, що змодельована мережа успішно справляється з навантаженням, що надходить та рівномірно розподіляє його відповідно до штатного алгоритму SPF.

У роботі проаналізоване завдання балансування навантаження і варіанти його вирішення в мережах OSPF, в ході чого було встановлено, що балансування навантаження по маршрутах з різною вартістю в цьому протоколі не вирішується, а винятком є лише випадок з рівними метриками.

У статті запропоновано метод динамічного балансування навантаження для вирішення поставленого завдання. Новизна методу полягає в тому, що він на відміну від використовуваних в протоколі маршрутизації OSPF ресурсів враховує динаміку зміни навантаження буфера і інтерфейсів маршрутизатора. Він здійснює також балансування навантаження між маршрутами з різною метрикою. У загальному випадку запропонований метод балансування може бути застосований в якості налаштування над існуючим протоколом маршрутизації, реалізованим в маршрутизаторі.

Проведено моделювання роботи мережі на основі запропонованої моделі в рамках однієї області мережі. За отриманими результатами зроблено висновок про те, що управління на основі запропонованої моделі успішно вирішує завдання балансування навантаження, рівномірно завантажуючи всі доступні канали зв'язку, тим самим підвищуючи показники продуктивності мережі в цілому.

Табл. 2. Результати моделювання.

Порівняння функціонування мережі	Показники продуктивності									
	$U_{вхн}, \%$	$U_{вихн}, \%$	$P_H, \%$	$K_{викн}$	K_{12}	K_{15}	K_{16}	K_{64}	K_{54}	K_{23}
До балансування	17.5	6.4	12.6	0.22	0	0.9	0	0	0.9	0
Після балансування	17.5	15.1	38.7	0.57	0.6	0.75	0.71	0.64	0.69	0.61

Перелік посилань

1. Томас М. Т. Структура и реализация сетей на основе протокола OSPF. – М.: Издательский дом "Вильямс", 2004. – 816 С.

2. Шмидт К. Дж., Мауро Д. Р. Основы SNMP. – М.: Символ-Плюс, 2005. – 455 С.
3. Susitaival R., Aalto S. Adaptive load balancing with OSPF // NET-NETs 2004. – 2004. – P. 9/1-9/10.
4. Fortz B., Thorup M. Internet Traffic Engineering by Optimizing OSPF Weights // in Proc. Of IEEE Infocom 2000. – 2000. – P 3-5.
5. Wang Y., Wang Z., Zhang L. Internet Traffic Engineering without Full Mesh Overlaying // Proc. of IEEE Infocom 2001. – 2001. – P 1-6.
6. Sridharan A., Guerin R., Diot C. Achieving Near-Optimal Traffic Engineering Solutions for Current OSPF-IS-IS Networks // in Proc. of IEEE Infocom 2003. – 2003. – P 1-8.
7. Евсеева О.Ю. Методы адаптивной маршрутизации в гибридных телекоммуникационных сетях с гарантированным качеством обслуживания: автореф. дис. канд. техн. наук: 05.12.02, Укр. гос. академия железнодорожного транспорта – Х., 2004. – 20 с.