

МЕТОДИ СЕЛЕКЦІЇ ПЕРЕВАНТАЖЕНЬ ТА ВІДМОВ МЕРЕЖНИХ ВУЗЛІВ

Харлай Л.О.

Державний заклад «Київський коледж зв'язку»

Lharlay@i.ua

The method of selection of overloads and failures of network nodes

Further development of politics of traffic is application of the differentiated and integrated services it is dynamic allocation of stripe of key-in of channels of transmission between users taking into account their priorities instead of direction of all streams one by one or by a few locally-optimal routes. At such approach it is succeeded to avoid the periodic local overloads of routes, that were certain as optimal on the current stage, and on that all users directed the traffic.

Одна з проблем мереж – це ефективний контроль трафіку. Спостереження за потоком трафіку називається політикою трафіку [1]. Методи вирішення проблеми контролю трафіку ґрунтуються на застосуванні політики, що дозволяє гармонійно розподілити інформаційний потік. Провідні розробники мережевого устаткування намагаються утілити ідею використання політики контролю трафіку в технічні рішення. Як правило, реалізуються методи QOS (Quality of Service) і COS (Class of Service), які досить тісно зв'язані між собою.

У тих випадках, коли об'єм трафіку або затримки в мережі можуть зростати в межах 10–30%, розумно буде задіювати QoS/CoS-політику як спосіб контролю трафіку. В результаті застосування політики пріоритетів створюються марковані потоки трафіку. Алгоритм політики, наприклад, може визначити, що пакети, які згенеровані чутливими до затримок додатками, мають перевагу по доставці перед пакетами інших типів – обміну файлів або електронної пошти. Якщо ж виникне ситуація, коли частина пакетів в результаті перевантаження буде відкинута, то насамперед це трапиться з пакетами з низьким пріоритетом. Разом із забезпеченням достатньої смуги пропускання схема пріоритетів дозволяє здійснити доставку необхідного трафіку в пункт призначення.

Одним з раціональних шляхів управління трафіком (що вимагає значно менших витрат, ніж реалізація політики QOS) може служити динамічне управління ресурсами мережі – розділення смуги пропускання на декілька частин для конкретних потреб. У разі, коли зростає навантаження, пакети починають розміщуватися в буферній пам'яті мережевих вузлів, що приводить до затримок. Проте очевидне, на перший погляд, рішення збільшення об'єму буферної пам'яті – не приводить до поліпшення ситуації з перевантаженнями, а іноді може навіть погіршити її.

Тому подальшим розвитком політики трафіку є застосування диференційованих і інтегрованих послуг [1] – динамічний розподіл смуги пропускання каналів передачі між користувачами з урахуванням їх пріоритетів

замість направлення всіх потоків поодиноці або декількома локально-оптимальними маршрутами. При такому підході вдається уникати періодичних місцевих перевантажень маршрутів, які були визначені як оптимальні на поточному етапі, і по яких всі користувачі направили свій трафік.

Таким чином, для реалізації політики трафіку з диференційованими послугами необхідно вирішувати задачу розподілу потоків між локально-оптимальними або квазіоптимальними маршрутами в реальному часі. Проте раніше доцільно проаналізувати процес формування сумарних потоків в парціальних каналах загальної мережі передачі даних.

Розглянемо модель процесу формування сумарного потоку в результаті накладення окремих потоків від різних джерел. Тут необхідно чітко розмежовувати поняття «Потік трафіку» і «процес в мережі». Потоки трафіку в сучасних цифрових мережах з пакетною комутацією найчастіше мають самоподібний характер, що доведено численними експериментальними дослідженнями. Процеси в мережах, такі, як пошук оптимальних маршрутів, формування і регулювання потоків трафіку, встановлення і розрив з'єднання, організація обміну даними усередині автономного сегменту мережі, між сегментами, можна розглядати як певні потоки заявок на обслуговування у відповідному вузлі, мережевому або термінальному.

У свою чергу, сучасні прилади маршрутизації, будь-то програмні маршрутизатори чи апаратні, мають можливість тільки статичного розмежування ресурсів каналу.

Розглянемо модель мережі пакетної комутації, у якій квітування пакетів здійснюється тільки між сусідніми вузлами. Невдало переданий пакет повторюється з вузла відправника. Це вимагає збереження копії пакета в буферній пам'яті передавального вузла до моменту одержання від сусіднього вузла позитивної квитанції про прийом пакета. Відсутність відгуку протягом тайм-ауту класифікується як утрата пакета, і передавальний вузол повторює пакет по тому ж самому або новому маршруту [1]. Розглянемо мережу, що складається з W вузлів комутації пакетів, пам'ять яких являє собою множину однорідних буферів. Канали зв'язку для простоти передбачаються абсолютно надійними, так що повторення передачі пакетів між сусідніми вузлами визначається лише зайнятістю буферної пам'яті вузла.

Припустимо, що в мережі передаються пакети R класів, маршрути яких задаються матрицями $\|P_{Ri}(r)\|$, де $P_{Ri}(r)$ ($R = \overline{1, W}$; $i = \overline{1, W+1}$; $r = \overline{1, R}$) – імовірність передачі пакета класу r з вузла R у вузол i ($P_{Ri}(r) + \dots + P_{RW+1}(r) = 1$). Пакет класу r завершує обслуговування в мережі, залишаючи її з R -го вузла по каналу $(R, W+1)$. Пакети надходять у мережу з R зовнішніх джерел з інтенсивністю $\Lambda_r = (r = \overline{1, R})$. Нехай $\lambda_{0i}(r) = \Lambda_r P_{0i}(r)$, тоді очевидно, що загальний потік, що надходить у мережу,

$$\Lambda = \sum_{r=1}^R \sum_{i=1}^W \lambda_{0i}(r). \quad (1)$$

Як і раніше, передбачається, що потоки $\lambda_i(r)$, що надходять у вузол, є пуассоновськими.

Рівняння балансу потоків для вузлів розглянутої мережі має вигляд

$$\lambda_i(r) = \lambda_{0i}(r) + \sum_{R=1}^W \lambda_R(r) \pi_R(\lambda_R) P_{Ri} + \lambda_i(r)(1 - \pi_i(\lambda_i)), \quad i = \overline{1, W}; \quad r = \overline{1, R}, \quad (2)$$

де $\lambda_R = \sum_{R=1}^W \lambda_R(r)$; $\pi_R(\lambda_R)$ – стаціонарна імовірність наявності вільного буфера в R -му вузлі мережі.

Система (2) може бути записана у виді

$$\lambda_i(r) = \frac{1}{\pi_i(r)} (\lambda_{0i}(r) + \sum \lambda_R(r) \pi_R(\lambda_R) P_{Ri}(r)). \quad (3)$$

Вводячи позначення $\gamma_i(r) = \lambda_i(r) \pi_i(\lambda_i), i = \overline{1, W}; r = \overline{1, R}$, і підставляючи $\gamma_i(r)$ в (2), одержуємо систему рівнянь балансу потоків для мережі з необмеженою пам'яттю у вузлах

$$\gamma_i(r) = \lambda_{0i}(r) + \sum_{R=1}^W \gamma_R P_{Ri}(r). \quad (4)$$

Останній вираз показує, що, зберігаючи баланс потоків, що пропускаються мережею, інтенсивності потоків у вузлі з обмеженою буферною пам'яттю перевершують відповідну інтенсивність мережі з необмеженою пам'яттю в $1/\pi_i(\lambda_i)$ разів. При цьому число повторень передачі по каналах мережі $(R, i) R \neq i; R, i = \overline{1, W}$ можна вважати розподіленим по геометричному закону із середнім $1/\pi(\lambda_i)$. Останнє еквівалентно збільшенню відносної частоти відвідування центрів обслуговування моделі замкнутої мережі масового обслуговування при $F_i = 1 - \pi_i(\lambda_i)$. Таким чином, взаємовплив при міжвузловому квітіруванні виявляється у функціональній залежності $\pi_i(\lambda_i) = \Phi_i(\pi_1(\lambda_1), \dots, \pi_W(\lambda_W))$.

Зазначена мережа досліджувалася за допомогою еквівалентної системи нелінійних рівнянь щодо ймовірностей зайнятості буферної пам'яті вузла

$$B_i = 1 - \pi_i(\lambda_i), \quad i = \overline{1, W}; \quad B_i = f_i(B_1, B_2, \dots, B_W) \dots \quad (5)$$

Система рівнянь розв'язується чисельними методами, наприклад, методом Ньютона, збіжність якого істотно залежить від вибору початкового наближення. Середній час затримки пакетів для розглянутої мережі визначається виразом (5), де

$$P_{0i} = \sum_{i=1}^R P_{0i}(r); \quad \alpha_i = \lambda_i / \lambda_0.$$

В сучасних мережах пропускна здатність каналу є досить сталою величиною. Тому не враховуємо вплив пропускної здатності каналу на відносний час передачі пакетів. Параметром за яким можна судити про завантаженість мережі є: час затримки пакету в буфері маршрутизатора.

Література

1. Таненбаум Э., Уэзеролл Д. Компьютерные сети: 5-е изд. – СПб: Питер, 2012. – 960 с.
2. Столлингс В. Современные компьютерные сети. 2-е изд. – СПб.: Питер, 2003. – 783 с.