УДК 621.382

М.Ю. Лосев

Харківський національний економічний університет ім. С. Кузнеця, Харків

ОБГРУНТУВАННЯ ВИБОРУ ХАРАКТЕРИСТИК АЛГОРИТМІВ МАРШРУТИЗАЦІЇ ПАКЕТІВ В МЕРЕЖАХ, ЯКІ ВИКОРИСТОВУЮТЬ ПРОТОКОЛ EIGRP

У роботі аналізуються характеристики алгоритмів збору і обробки інформації при рішенні задачі маршрутизації пакетів на базі ймовірностно-часових показників цифрової мережі, які обчислюються на основі моделювання процесу інформаційного обміну в корпоративних комунікаційних мережах з використанням протоколу EIGRP. Визначаються фактори, які найбільше впливають на ефективність рішення задач маршрутизації пакетів в мережі.

Ключові слова: *цифрова мережа, імітаційного моделювання, віртуальне з'єднання, інформаційний пакет, маршрутизація, адаптивний алгоритм, протокол передачі даних, лінія зв'язку, топологія мережі, ймовірносно-часовий граф, еквівалентне перетворення.*

Вступ

Під алгоритмом маршрутизації часто мається на увазі протокол мережевого рівня, який управляє пакетами при їх русі по підмережі зв'язку до необхідного місця призначення. Моменти часу, коли ухвалюються рішення про вибір маршруту, залежать від того, чи використовує мережа дейтаграмну передачу або віртуальні з'єднання.

У дейтаграмній мережі два послідовні пакети однієї і співай же пари користувачів можуть проходити по різних маршрутах і вибирати маршрут необхідно для кожного пакету.

У мережі з віртуальними з'єднаннями маршрут вибирається при встановленні кожного віртуального з'єднання. Алгоритм маршрутизації використовується для вибору шляху по мережі для даного віртуального з'єднання. Всі пакети послідовно використовують цей шлях аж до моменту, коли або дане віртуальне з'єднання закінчує своє існування, або коли для даного з'єднання з яких-небудь причин вибирається інший маршрут.

Звичайно для вибору маршруту використовується досить складний набір алгоритмів, які працюють більш менш незалежно, хоча і обмінюються інформацією. Його складність обумовлена рядом причин:

по-перше, маршрутизація вимагає координації роботи всіх вузлів підмережі, а не полько однієї пари модулів, як, наприклад, в протоколах рівнів лінії передачі даних і транспортного;

по-друге, система маршрутизації повинна справлятися з виходами з ладу ліній або вузлів шляхом перенаправлення трафіку і оновлення баз даних, використовуваних системою;

по-третє, для досягнення якнайкращих характеристик алгоритм маршрутизації може змінити маршрути, коли деякі області мережі стають переобтяженими [1].

Адаптивна маршрутизація забезпечує автоматичне оновлення таблиць маршрутизації після зміни конфігурації мережі. Для адаптації якраз і потрібні протоколи маршрутизації. Ці протоколи працюють на основі алгоритмів, що дозволяють всім маршрутизаторам збирати інформацію про топологію зв'язків в мережі, оперативно відпрацьовую всі зміни конфігурації зв'язків.

Адаптивні алгоритми маршрутизації повинні відповідати декільком важливим вимогам:

вони повинні забезпечувати якщо не оптимальність, то хоча б раціональність маршруту;

алгоритми повинні бути достатньо простими, щоб при їх реалізації не витрачалися дуже багато мережеві ресурси, зокрема вони не повинні вимагати дуже великого об'єму обчислень або породжувати інтенсивний службовий трафік;

алгоритми маршрутизації повинні володіти властивістю збіжності, тобто завжди приводити до однозначного результату за прийнятний час [2].

Аналіз мереж на основі імітаційного моделювання виконується в багатьох джерелах, присвячених керуванню потоками інформації і маршрутизації [3,4]. Однак в них відсутні дослідження з вибору характеристик алгоритмів маршрутизації. Виправлення такого недоліку на основі використання імітаційних моделей мережі являє собою надзвичайно трудомістку роботу. Це стосується в першу чергу протоколів маршрутизації. В умовах зростаючих вимог до достовірності передачі повідомлень і часу їх доставки є актуальною задача вибору характеристик адаптивних алгоритмів маршрутизації в корпоративних комунікаційних мережах, в тому числі які використовують протокол маршрутизації EIGRP. Для цього потрібно вирішити наступні завдання: проаналізувати алгоритми адаптивної маршрутизації, які засновані на використовуванні протоколу EIGRP; провести аналіз і визначити фактори, які найбільше впливають на ефективність рішення задач маршрутизації пакетів в мережі.

Основу протоколу маршрутизації EIGRP складають алгоритми і процедури, використовувані для виключення можливості появи маршрутних

© М.Ю. Лосев

петель, а також для збільшення швидкості оновлення маршрутної інформації при зміні стану системи (збіжності протоколу маршрутизації). Для підвищення швидкості збіжності протоколу EIGRP, зокрема, використовуються механізм передачі часткових оновлень і алгоритм DUAL – Diffuse Update Algorithm (Алгоритм дифузних оновлень).

У найпростішому варіанті маршрутизації вузол, видаючи пакет в канал, формує адресу, по якому повинен пройти пакет. Адреса є послідовністю вузлів і записується в заголовку пакету. Коли вузол одержує новий пакет, він звіряє його подальшу адресу з своїм маршрутом, обчисленим на підставі інформації, що є в кожному вузлі і вибраним з таблиці мінімізації маршрутів. При збігу адреси з маршрутом відбувається подальша передача пакету іншому вузлу або одержувачу.

В умовах реальної обстановки через відмови вузлів і ліній зв'язку топологія мережі змінюється, змінюється вхідний потік вимог. Це викликає зміни в часі потоків пакетів на різних ділянках, що може привести до перевантажень мережі.

Для підвищення ефективності передачі даних і мінімізації затримок, що виникають унаслідок таких перевантажень, необхідно проаналізувати алгоритм маршрутизації та вибрати таки його характеристики, які дозволять пристосовуватися до різноманітних змін графіка, що враховує різного роду відмови. Дослідження алгоритмів маршрутизації, які використовують протокол EIGRP проведемо на основі аналізу ймовірносно-часових характеристик процесу обміну даними.

Основний матеріал

Показники ефективності системи обміну даними залежать від багатьох факторів, в тому числі і від характеристик каналів і трактів передачі даних. Тому розроблюємо математична модель повинна бути адекватною, наглядно описувати фізичні процеси в мережі і дозволяти враховувати різноманітні фактори, котрі впливають на її характеристики. Цим умовам задовольняє математична модель, основана на представлені процесу інформаційного обміну у виді ймовірносно-часових графів (ЙЧГ) [2]. Так як процес інформаційного обміну включає тільки ряд етапів, котрі виконуються послідовно в часі, то він може бути відображений ймовірносно-часовим графом, аналіз характеристик котрого проводиться з використовуванням методу похідних функцій. Суть даного метода [1] полягає в складанні такого ймовірносно - часового графу, котрий описує функціонування системи з необхідною для аналізу конкретних процесів деталізацією. Кожна дуга такого графа повинна описуватись декотрою функцією *f(Pij,Tij),* де *Pij* – ймовірність вибору конкретної дуги, а *Tij* – час її проходження, вказуєте число пакетів, за котре досягається потрібний стан. Вид цієї функції повинен бути таким, щоб при надходженні похідної функції ймовірності *Pij* перемножилися, а *Tij* додавалися. Така функція може бути визначена наступним образом [1]:

$$fij(Pij,Tij) = Pij * Z^{Tij}, \quad (1)$$

де *Z* – параметр.

Тоді функція послідовності W дуг може бути записана у вигляді:

$$fj(z) = \prod_{i=1}^{w} Pij * Z^{Tij}. \quad (2)$$

Похідна ж функція F(z), відповідна графу, є сума функцій всіх шляхів, котрі з'єднують початкову і кінцеву вершини графа. Так як кінцева вершина графа може бути розділена, наприклад, на три, відповідно правильному прийому, втраті пакета і приймання нею з помилкою, тоді виробляюча функція записується у вигляді [2]:

$$F(z) = F_{пр}(z) + F_{втр}(z) + F_{пом}(z), \quad (3)$$

де *Fпр(z), Fвтр(z), Fпом(z)* – функції дуг, котрі з'єднують початкову і кінцеву вершини графа.

Для спрощення знаходження похідної функції необхідно проводити еквівалентні перетворення ЙЧГ [2]. При цьому послідовно з'єднані дуги замінюють однією з функцій, рівною добутку функцій цих дуг, а паралельне з'єднання – однією дугою з функцією, рівною сумі функцій цих дуг. Якщо в графі є петля, то це характеризує нескінченно повторяю чий процес, математично описаний геометричною прогресією, чисельник котрої дорівнює функції дуги *f1(z)*, а знаменник – функції петлі *f2(z).* Звідси слідує, що при еквівалентних перетвореннях дуга з петлею замінюється однією дугою з функцією [2]:

$$f(z) = \frac{f1(z)}{1 - f2(z)}. \quad (4)$$

Еквівалентні перетворення ЙЧГ здійснюються до тих пір, поки можна буде написати функцію, котра характеризує перехід по графу із початкового стану в кінцевий, тобто похідну функцію *F(z).* Тоді ймовірності втрати пакету, його правильного прийому і прийому з помилкою знаходяться із виразів:

$$P_{втр} = F_{втр}(z)\big|z = 1,$$
$$P_{пр} = F_{пр}(z)\big|z = 1, \quad (5)$$
$$P_{пом} = F_{пом}(z)\big|z = 1.$$

а середній час його доставки *Tср* – із виразу [1]:

$$T_{ср} = \frac{dF(z)}{dZ}\Big|z = 1 \quad (6)$$

Протокол маршрутизації EIGRP, так само, як і протокол OSPF, припускає наявність партнерських відносин між сусідніми маршрутизаторами для організації обміну маршрутною інформацією між ними. Для представлення маршруту до кожної мережі з числа безпосередніх сусідів даного маршрутизатора можуть бути вибрані два маршрутизатори-партнера, а саме Successor (послідовник) і Feasible Successor (вірогідний послідовник). Вибір відповідальних маршрутизаторів проводиться так, щоб, з одного боку, забезпечити знаходження найкоротшого маршруту, а з іншого боку, уникнути появи маршрутних петель. Як критерій оптимальності маршруту використовується сума вартостей складових його каналів. У протоколі EIGRP критерій маршруту називають дистанцією (Distance).

Кожному з маршрутів, що представляються, відповідають два значення дистанції [2]:

Advertised Distance – дистанція, що представляється;

Feasible Distance – очікувана дистанція.

Advertised Distance (дистанція, що представляється) є метрикою маршруту, даного маршрутизатора, що представляється одним з партнерів до деякої шуканої мережі N. При обчисленні Advertised Distance не враховується вартість останньої ділянки, що сполучає маршрутизатор з партнером, що представляє даний маршрут.

Очікувана дистанція відповідає значенню Advertised Distance для даного маршруту, збільшеному на вартість останньої ділянки маршруту – від першого маршрутизатора до кінцевого.

Для того, щоб одержати метрики маршрутів до мережі N, маршрутизатор направляє своїм партнерам відповідні запити. У відповідь кожний з опитаних маршрутизаторів направляє характеристику маршруту, що є у нього, до шуканої мережі. Після отримання всіх відповідей маршрутизатор проводить вибір послідовника і вірогідного послідовника для мережі N. Часова діаграма обміну інформацією наведена на рис.1.

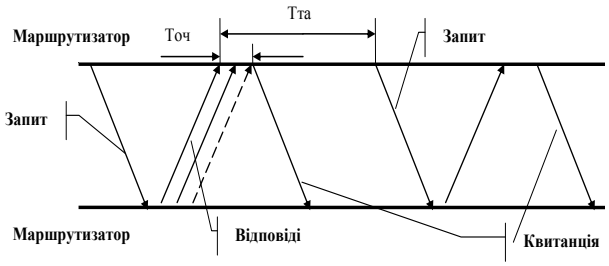

Рис. 1. Часова діаграма обміну інформацією між маршрутизаторами

Вірогідним послідовником для мережі N стає той маршрутизатор числа безпосередніх сусідів, якому відповідає значення Advertised Distance менше, ніж значення Feasible Distance маршруту, що ходить через маршрутизатор Successor (послідовник). Маршрут, який проходе через Feasible Successor (вірогідний послідовник), використовується в системі як резервний. В тому випадку, якщо основний маршрут з яких-небудь причин не може бути використаний для передачі даних, маршрутизатор повинен провести перемикання на резервний маршрут. В тому випадку, якщо резервний маршрут для мережі N відсутній, маршрутизатор протоколу EIGRP повинен направити запит до своїх безпосередніх сусідів щодо цього маршруту. Якщо у сусіда є маршрут до цієї мережі, він направляє у відповідь на запит часткове оновлення таблиці маршрутизації. В тому випадку, якщо шукана мережа відсутня в його таблиці маршрутизації, сусід повинен передати запит своїм сусідам, надіслав квитанцію.

Основою протоколу EIGRP є алгоритм DUAL [5], послідовність реалізації якого може бути представлена ймовірносно-часовим графом (ЙЧГ) рис.1.

На цьому графі пакет запиту може бути втрачений $f_{âòð1}(z)$ (вершина «втр» графу), прийнятий правильно $f_{ïð1}(z)$ (вершина «Від» графу), мати помилки, які визначаються і локалізуються $f_{ñï1}(z)$ (вершина «оп» графу) і помилки, які не визначаються $f_{ïîì1}(z)$ (вершина «пом» графу). У відповідь пакет (вершина «Від» рис.1) також може бути втрачений, прийнятий правильно, пити не за адресою. Аналогічний процес реалізується при передачі квитанції підтвердження (вершина «Кв» рис.2).

Для спрощення моделі процесу обміну даними будемо вважати, що функції втрати пакету або помилки, яка визначається однакові на всіх етапах передачі даних. При втраті пакету і помилки в адресі буде завдано збитків мережі, які можна вимірювати тимчасовим інтервалом, який складається з часу очікування пакету та тайм ауту між повторним посиланням пакету *Точ* + *Тта* [2].

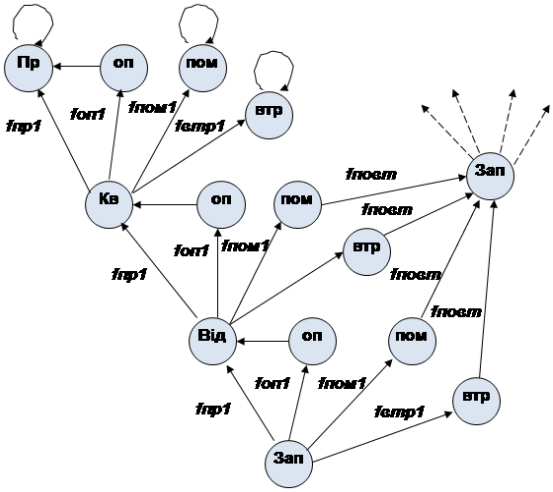

Рис. 2. Ймовірносно-часовий граф процесу передачі даних відповідно алгоритму DUAL протоколу EIGRP

З урахуванням часу зміни стану пакету на графі (рис.1) та ймовірностей переходу з одного стану у другий функції, котрі характеризують перехід з вершини у вершину визначаються по формулам:

$$f_{втр1} = (P_{втр} Z^{T_{тa}+T_{оч}} + P_{пом} Z^{T_n})^{\mu};$$

$$f_{пом1} = \sum_{i=0}^{\mu-1} \left[P_{пом} Z^{T_n} (P_{втр} Z^{T_{тa}} + P_{но} Z^{T_n} \right]^i; \quad (7)$$

$$f_{пр1} = \sum_{i=0}^{\mu-1} \left[P_{пр} Z^{T_n} (P_{пр} Z^{T_{тa}} + P_{оп} Z^{T_n} \right]^i;$$

$$f_{повт} = P_{повт} Z^{T_{тa}},$$

де $P_{втр}$ – вірогідність втрати пакету; $P_{повт}$ – вірогідність повторення передачі пакету; $P_{пом}$ – вірогідність виникнення помилки в пакеті; $P_{пр}$ – вірогідність правильного прийому пакету; T_n – час

видачі пакету в мережу; μ – кількість повторних передач пакету.

Після декількох кроків еквівалентних перетворень, ЙЧГ буде мати вигляд, приведений на рис.3.

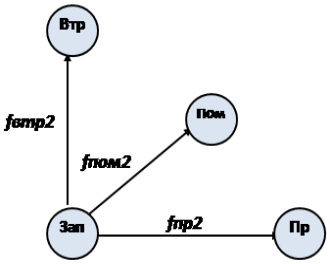

Рис. 3. Ймовірносно-часовий граф після останнього кроку еквівалентних перетворень

Функції дуг цього графа будуть визначені виразами:

$$f_{втр1} = (P_{втр} Z^{T_{ma}+T_{оч}} + P_{пом} Z^{T_n})^{\mu};$$

$$f_{пом1} = \sum_{i=0}^{\mu-1} P_{пом} Z^{T_n} \times (P_{втр} Z^{T_{ma}} + P_{но} Z^{T_n})^{i}; \quad (8)$$

$$f_{пр1} = \sum_{i=0}^{\mu-1} (P_{пр} Z^{T_n} \times (P_{пр} Z^{T_{ma}} + P_{оп} Z^{T_n})^{i};$$

$$f_{повт} = P_{повт} Z^{T_{ma}}.$$

В процесі пошуку маршруту для передачі даних потрібно передавати пакети запиту від вузла к вузлу декілька разів. При втраті інформаційних пакетів або квитанції потрібне повторення їх передачі. ЙЧГ, який враховує таку процедуру для W повторень передачі пакетів можна зібрати з W послідовно розташованих графів, які наведені на рис.1.

Відповідно до такого порядку передачі даних ймовірності втрати пакета й помилки визначаються по формулах [2]:

$$P_{втр} = P_{втр1}(1 - P_{повт}^{W})/(1 - P_{повт}) + (1 - P_{пом})P_{втр1}\frac{1 - [(1 - P_{повт})P_{втр1} + P_{повт}]^{W}}{1 - (1 - P_{повт})P_{втр1} - P_{повт}};$$

$$P_{пом} = P_{пом1}(1 - P_{повт}^{W})/(1 - P_{повт}) + (1 - P_{повт})P_{пом1}\frac{1 - [(1 - P_{повт})P_{пом1} + P_{повт}]^{W}}{1 - (1 - P_{повт})P_{пом1} - P_{повт}}.$$

Якщо квитанція передається на групу з d*W* пакетів, то ЙЧГ буде також мати вигляд, наведений на рис. 2. Однак число передач квитанції зменшиться й буде дорівнює *Пкв=W / dW*. При передачі квитанції на групу з *W* пакетів ЙЧГ перетвориться до виду, зображеному на рис.3, де функції переходів з стану до стану будуть визначатися відповідно виразам:

$$f_{втр2} = (P_{пом} + P_{втр} Z^{WT_П} P_{пом} Z^{T_{Ta}} + P_{пр} Z^{WT_П}(1 - P_{повт}) Z^{T_П};$$

$$f_{пом2} = P_{но} Z^{WT_П} + (P_{пом} + P_{втр}) \times Z^{WT_П} P_{но} Z^{T_П}; \quad (9)$$

$$f_{пр2} = P_{пр} P_{повт} Z^{WT_П + T_П}.$$

Складові виробляючої функції можна визначити за формулами [5]:

$$F_{пр} = f_{пр1} \times \frac{1 - f_{втр1}^{W}}{1 - f_{втр1}}; \quad (10)$$

$$F_{втр} = f_{втр1}^{W};$$

$$F_{пом} = f_{пом1} \times \frac{1 - f_{втр1}^{W}}{1 - f_{втр1}}. \quad (11)$$

На основі отриманих ймовірносно-часових графів та формул, які визначають виробляючи функції (3 – 11) можна аналізувати ефективність процесу збору та обробки даних при рішенні задач маршрутизації відповідно протоколу EIGRP.

Між парами маршрутизаторів величина навантаження мережі динамічно міняється, кількість повторень запитів або квитанцій повинна адаптивно регулюватися залежно від сформованих умов. При виборі цієї характеристики для групи пакетів (запит multicast) необхідно враховувати, що при малому його значенні квитанції довго не відправляються, у результаті чого закривається доступ у мережу. При великому значенні збільшується число квитанцій, що приведе до додаткової витрати ресурсів мережі. Конкретне значення кількості повторень запитів можна визначити для заданих умов функціонування мережі шляхом рішення оптимізаційного завдання. Для забезпечення можливості вибору раціональної величини *W* на рис.4 наведено залежність відносного значення необхідних ресурсів мережі від можливої кількості повторень запитів.

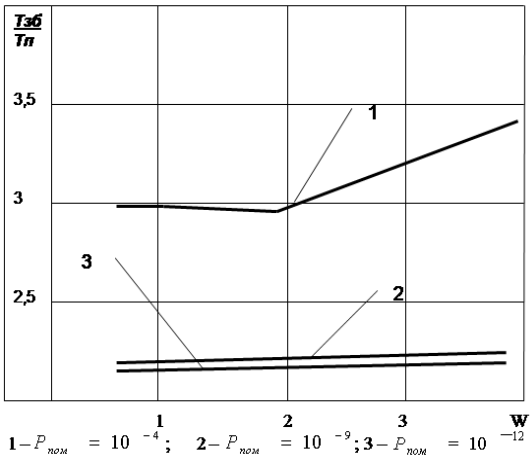

Рис. 4. Залежність відносного значення необхідних ресурсів мережі від можливої кількості повторень запитів

Аналіз цих графіків, показує, що для каналів високої якості, з ймовірністю помилки не менше 10^{-6}, при передачі оновлюючих пакетів потрібні дещо більші ресурси мережі. Це пояснюється відсутністю в даному випадку необхідності посилати зухвалі пакети. Суттєве збільшення якості каналу зв'язку мало впливає на зменшення загрузки мережі. Крім того, оновлюючі пакети передаються тільки в міру необхідності, що також забезпечить певний виграш в ресурсах мережі. Проте необхідні ресурси мережі в досліджуваному варіанті адаптивної маршрутизації залежать від величини збитку за рахунок втрат оновлюючих пакетів і спотворенні їх номерів. При використовуванні каналів зв'язку з великим значенням ймовірності виникнення помилок необхідно вживати не більше двох повторень запитів або квитанцій.

У тих випадках, коли маршрутизатор протоколу EIGRP втратив або не мав маршрут до якої-небудь мережі N, він повинен передати запит (Query) про цей маршрут своїм сусідам. Залежно від того, чи є у сусіда інформація про даний маршрут, він або сам відповідає на запит, формуючи повідомлення Reply, або передає аналогічний запит своїм сусідам. Маршрутизатор, що передав запит, переходить в активний стан відносно мережі N. У цьому стані він знаходитиметься до тих пір, поки не одержить новий маршрут в мережу N від одного або декількох своїх сусідів або поки не одержить від кожного з них повідомлення про недосяжність цієї мережі. Після виконання вказаних дій маршрутизатор переходить в пасивний стан по відношенню до мережі N [5]. Цим діям відповідає ЙЧГ, який приведений на рис. 5. В даному ЙЧГ кожна вершина є ймовірносно-часовим графом рис. 3. Номер вершини є номером запиту або передачі даних від одного маршрутизатора до другого. На рис. 5 уведені наступні додаткові позначення:

$f_{\text{Ì}}(z)$ – функція, яка характеризує можливість присутності даних про маршрут на черговому маршрутизаторі;

$f_{\text{ÂÌ}}(z)$ – функція, яка характеризує можливість відсутності даних про маршрут на черговому маршрутизаторі;

μ – кількість повторних передач.

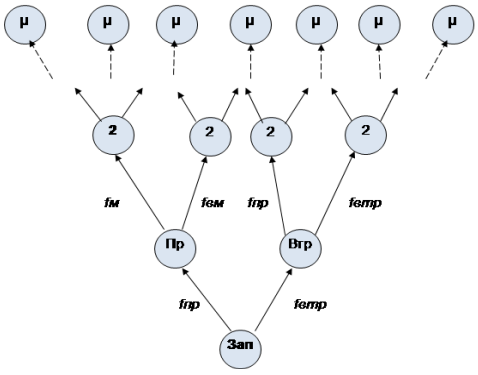

Рис.5. Ймовірносно-часовий граф, котрий описує процес передачі пакетів Query і Reply

Ймовірносно-часовий граф (рис.5) може бути еквівалентно перетворений до виду аналогічному рис.3. З тою лиш різницею, що в ньому буде відсутня вершина «Пом». При цьому складові виробляючої функції і саму виробляючу функцію можна визначити за формулами:

$$F_{пр} = f_{пр} + \sum_{s=1}^{\mu-1}((f_{м} + f_{пр}) f_{вм} + (f_{пр}^{\mu} + f_{вм}^{\mu}) f_{втр} \sum_{j=0}^{i-1} f_{пр}^{i-j-1} f_{вм}^{\mu-1});$$

$$F_{втр} = f_{втр} + \sum_{s=1}^{\mu-1}((f_{м} + f_{втр}) f_{вм} + (f_{втр}^{\mu} + f_{вм}^{\mu}) f_{пр} \sum_{j=0}^{i-1} f_{втр}^{i-j-1} f_{вм}^{\mu-1}); \quad (12)$$

$$T_{ср} = F_{пр}(Z) + F_{втр}(Z)\big|Z = 1.$$

Отриманні вирази для похідних функцій можуть бути використані при розрахунках ймовірносно – часових характеристик процесу передачі пакетів Query і Reply при використанні протоколу EIGRP.

Оскільки взаємодія між парами користувачів і навантаження мережі динамічно змінюється, то час активного стану маршрутизатора повинен адаптивно регулюватися залежно від сформованих умов. На цю характеристику суттєво впливає час тайм-ауту *Tma*. Слід зазначити, що в цьому випадку маршрутизатори, у яких величина часу активного стану більше, будуть мати перевагу у використанні ресурсів мережі. При виборі тривалості тайм-ауту на час збору даних необхідно враховувати, що при великому його значенні квитанції довго не відправляються, у результаті чого закривається доступ у мережу. При малому значенні збільшується число квитанцій, що приведе до додаткової витрати ресурсів мережі. Конкретне значення тривалості тайм-ауту можна визначити для заданих умов функціонування мережі шляхом рішення оптимізаційного завдання. Для забезпечення можливості вибору раціональної величини T_{ma} на рис.6 наведено залежності $T_{ср} = f(T_{ma} / T_{п})$, побудовані по формулах (12) при різних значеннях якості каналів зв'язку.

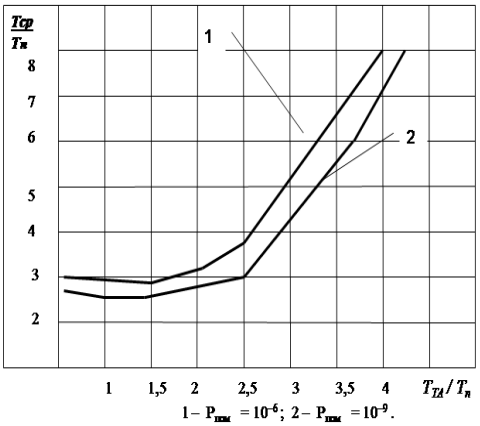

Рис.6. Залежність відносного значення необхідних ресурсів мережі від відносного часу активного стану маршрутизатора

Із цих малюнків видно, що середній час затримки пакетів зі зростанням - T_{ma} / T_n збільшується й має мінімум при певних значеннях. Це оптимальне значення перебуває в межах 1,2 – 1,8 при цьому якість каналів зв'язку оказує не суттєвий вплив на час рішення задачі маршрутизації. Тому з метою зменшення часу запізнювання величину T_{ma} / T_n необхідно вибирати порядку 1,5. Це значення забезпечує активний вплив на навантаження мережі.

Висновки. Управління потоком пакетів полягає в підтримці ефективного використання ресурсів мережі при задоволенні вимог вчасної доставки, імовірності втрати, запобігання перевантажень мережі. На основі розробки аналітичної моделі процесу обміну даними, яка дозволяє проаналізувати ефективність рішення задачі маршрутизації потоку пакетів у мережі, проведено дослідження залежності відносного значення необхідних ресурсів мережі від можливої кількості повторень запитів сусідніх маршрутизаторів про стан мережі. При цьому визначено, що суттєве збільшення якості каналу зв'язку мало впливає на зменшення загрузки мережі. Крім того, оновлюючі пакети передаються тільки в міру необхідності, що також забезпечить певний виграш в ресурсах мережі. Проте необхідні ресурси мережі в досліджуваному варіанті адаптивної маршрутизації залежать від величини збитку за рахунок втрат оновлюючих пакетів і спотворенні їх номерів. При використовуванні каналів зв'язку з великим значенням ймовірності виникнення помилок необхідно вживати не більше двох повторень запитів або квитанцій. Проведено аналіз ефективності рішення задачі маршрутизації на основі протоколу EIGRP при використанні повідомлень Query Reply. Оскільки взаємодія між парами користувачів і навантаження мережі динамічно змінюється, а час активного стану маршрутизатора повинен регулюватися залежно від сформованих умов, на цю характеристику суттєво впливає час тайм-ауту. При цьому досліджено залежність відносного значення необхідних ресурсів мережі від відносного часу активного стану маршрутизатора при різних значеннях якості каналів зв'язку. Середній час затримки пакетів зі зростанням відносного часу активного стану маршрутизатора збільшується й має мінімум при певних значеннях. Це оптимальне значення перебуває в межах 1,2 – 1,8 при цьому якість каналів зв'язку оказує не суттєвий вплив на час рішення задачі маршрутизації. Тому з метою зменшення часу запізнювання величину тайм-ауту необхідно вибирати порядку 1,5 відносно часу передачі пакету. Це значення забезпечує активний вплив на навантаження мережі.

Список літератури

1.Лосев Ю.И. Автоматизация в сетях с коммутацией пакетов / Ю.И. Лосев, М.Ю. Лосєв, Ф.К. Яковец . – К: «Техніка», 1994. – 212 с.

2. Пономаренко В.С. Методи та моделі розроблення комп'ютерних систем і мереж. Монографія / В.С. Пономаренко, С.П. Євсеєв, С.В. Кавун, М.Ю. Лосєв, С.В. Мінухін. – Харків: Вид. ХНЕУ, 2008. – 316 с.

3. Камер Дуглас Э. Сети TCP/IP, том 1. Принципы, протоколы и структура / Камер Дуглас Э. – М.: Издательский дом "Вильямс", 2003. – 445с.

4. Информационные технологии и системы в управлении, образовании, науке: Монография / Под. ред. проф. В.С. Пономаренко. – Х.: Цифрова друкарня №1, 2013. – 278с.

5. Филимонов А.Ю. Протоколы Интернета. – СПб.: БХВ-Петербург, 2003.– 528с.

Рецензент: д-р техн. наук, доц. К.О. Метєшкін, Харківська національна академія міського господарства

Автор*: ЛОСЄВ Михайло Юрійович*
Харківський національний економічний університет імені Семена Кузнеця, Харків, кандидат технічних наук, доцент.
Роб. тел. – 702-31-18, дом. тел. – 336-61-26, E-mail – losevmu@rambler.ru.

ОБОСНОВАНИЕ ВЫБОРА ХАРАКТЕРИСТИК АЛГОРИТМОВ МАРШРУТИЗАЦИИ ПАКЕТОВ В СЕТЯХ, ИСПОЛЬЗУЮЩИХ ПРОТОКОЛ EIGRP

М.Ю. Лосев

В работе анализируются характеристики алгоритмов сбора и обработки информации при решении задачи маршрутизации пакетов на базе вероятностно-временных показателей цифровой сети, вычисляемых на основе моделирования процесса информационного обмена в корпоративных коммуникационных сетях, использующих протокол EIGRP. Определяются факторы, оказывающие наибольшее влияние на эффективность решения задач маршрутизации пакетов в сети.

Ключевые слова: *цифровая сеть, имитационное моделирование, виртуальное соединение, информационный пакет, маршрутизация, адаптивный алгоритм, протокол передачи данных, линия связи, топология сети, вероятностно-временной граф, эквивалентное преобразование.*

JUSTIFICATION CHARACTERISTICS SELECTION ALGORITHMS PACKET ROUTING IN NETWORKS USING EIGRP

M. Losev

This paper analyzes the characteristics of the algorithms for collecting and processing information in solving the problem of routing packets in digital networks. Probability and time performance networks, which are using the EIGRP, based on the modeling information exchange process are calculated. The factors, which are affecting the efficiency of solving the routing packets in the network, are defined in the work.

Keywords: *digital network, simulation, virtual connection information packet routing, adaptive algorithm, the data transfer protocol, link, network topology, probability-time graph, the equivalent transformation.*