

УДК 621.396.662.072.078: 004.738 (043.3)

DOI: 10.18372/2073-4751.79.19372

Скрипниченко А.А.,
e-mail: skriptrak@ukr.net

МЕТОД АДАПТИВНОЇ К-ШЛЯХОВОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ У БЕЗПРОВОДОВИХ МЕРЕЖАХ СПЕЦІАЛЬНОГО ПРИЗНАЧЕННЯ

Київський національний університет імені Тараса Шевченка

Вступ

Гетерогенна безпроводова мережа з різномірним трафіком за визначенням повинна працювати з різними технологіями маршрутизації, які функціонують в одному й тому ж сегменті або у різних, не обов'язково сусідніх, автономних сегментах. Маршрути можуть повністю або частково перекриватися, працюючи разом скординовано, щоб завжди забезпечувати найкраще з'єднання з користувачем при максимальному використанні мережних ресурсів. Координація між різними маршрутами може бути досягнута за допомогою загального управління доступом до радіо-ресурсів (*Radio Access Technologies Management*). У зв'язку з очевидною обмеженістю енергетичних, часових, частотних та інформаційних ресурсів загальне управління розподілом маршрутів як мережних ресурсів в безпроводових мережах є невід'ємною складовою загальної проблеми проектування, розробки та впровадження БПМ.

У літературі запропоновано та проаналізовано різноманітні критерії вибору пучка маршрутів, такі як співвідношення сигнал/(завади плюс шуми), тобто *SINR* [1-3], навантаження мережі, вимоги якості обслуговування (*Quality of Service – QoS*) [4], переваги та політики користувача [5] і т.д. Зазвичай порівняльна продуктивність різних методів вибору числа маршрутів аналізується методами комп'ютерного моделювання з включенням стаціонарних та мобільних користувачів в зону покриття локальної мережі *WLAN* [5]. Хоча окремі пропозиції щодо аналітичного підходу до оцінки алгоритмів вибору числа маршрутів і представлені у деяких роботах теоретичного та прикладного характеру [6, 7], вичерпні аналітичні оцінки ефективності

алгоритмів вибору у доступних нам джерелах не виявлені. Більш того, мобільність користувачів та можливості переходу від одних до інших безпроводових мереж різних технологій з різними зонами функціонування (наприклад, *WLAN* та *WWAN*) з достатнім ступенем глибини також не розглядаються.

Не розглядаються також наступні проблеми, притаманні саме БП мережам:

- конфлікти між універсальністю та складністю набору мережних маршрутів;
- суперечності між щільністю розташування вузлів, зоною дії мережі та якістю обслуговування;
- конфлікти між ефективністю та вартістю мережі;
- конфлікти між справедливістю та оптимальністю при розподілі ресурсів та виборі множини маршрутів [1, 9] – проблему поставлено, але остаточне її розв'язання не наведено;
- конфлікти між надлишковістю множини маршрутів та перевантаженістю мережного трафіку.

У статті зроблено спробу частково заповнити цю прогалину; зокрема, розглянуто методи розв'язання останніх двох конфліктів.

Стан проблеми та постановка завдання досліджень

Збільшення ефективності мережі неминує супроводжуватися зростанням вимог до її провідних технічних характеристик (ключових параметрів), а внаслідок природних обмежень мережного ресурсу, природно, виникають технічні та організаційні конфлікти.

Щоб конкретизувати цю проблему, розглянемо її з позицій системного підходу [10].

Конфлікти різної природи виникають при розробці тих чи інших методів обміну даними між мережними вузлами та опрацювання інформації у мережних вузлах:

- прокладання маршрутів від відправника до отримувача на мережному рівні еталонної моделі *ISO* – виникають конфлікти між справедливістю та оптимальністю;
- обмеження числа маршрутів на підґрунті результатів аналізу стану та параметрів мережних сегментів веде до конфлікту між простотою алгоритму маршрутизації та ефективністю обміну даними (у сенсі затримок доставки).

Наприклад, при побудові довільної технічної, інформаційної або будь-якої іншої системи за критерієм "ефективність/вартість" можна було б намагатися якнайбільше знизити вартість. Оскільки вартість знаходиться у знаменнику, обране співвідношення, здавалося б, буде необмежено зростати. Більш того, при зниженні вартості до нуля воно прагнучиме до нескінченності. Однак здоровий глузд підказує, що при цьому й саме система буде відсутня. Знову ж таки задача лишається сенсу.

Такі ж міркування справедливі для усіх різновидів конфліктів, що виникають у наукових дослідженнях, включаючи енергоефективність та завадозахищеність, справедливість та оптимальність тощо.

Єдино можливим засобом розв'язку конфліктів є системний підхід [10]:

- аналіз асимптотичної поведінки процесу розвитку конфлікту, вибір простору прийнятних рішень з відкиданням свідомо безглузких варіантів;
- обирання раціональних компромісів між суперечливими сторонами конфлікту.

Такий підхід використовується і у представленій роботі.

Усунення конфліктів між справедливістю та оптимальністю організації маршрутів

Визначимо різницю між маршрутизацією, коли системі доводиться робити вибір певного маршруту прямування, і пересиланням – дією, що відбувається при отриманні пакета. Представимо маршрутизатор як пристрій, в якому функціонують два процеси. Один з них обробляє пакети, що надходять, і вибирає для них за таблицею маршрутизації вихідну лінію. Такий процес називається пересиланням (*forwarding*).

Другий процес відповідає за заповнення та оновлення таблиць маршрутизації. Саме це є функцією алгоритму маршрутизації.

Такі цілі, як справедливість та ефективність, можуть здаватися очевидними, проте вони часто виявляються взаємовиключними.

Очевидно, потрібен компроміс між справедливим виділенням трафіку всім станціям та оптимальним використанням каналу у глобальному сенсі. При появі швидкої та дешевої транзитної ділянки маршруту (так буває, хоч і нечасто), всі користувачі розраховуватимуть маршрут так, щоб ця ділянка обов'язково входила до цього маршруту. Відповідно виникає перевантаження, і маршрут перестає бути оптимальним [1].

Для запобігання таким ситуаціям необхідно, крім оптимального маршруту, розраховувати запасні маршрути, менші за величиною цільової функції. Якщо оптимальний маршрут перевантажений, система управління мережею переводить "підшефних" абонентів на один з інших запасних маршрутів.

Маршрутизацію з обмеженням на число вихідних ліній K , використовуваних для передачі даних з кожного вузла вузлу-адресату, можна розглядати як якийсь усічений варіант альтернативної маршрутизації. Таку маршрутизацію називають K -шляховою [3]. На стадії проектування мережі передачі даних і в процесі її розвитку дуже важливою є задача вибору

алгоритму маршрутизації. Для цієї мети можуть бути використані різні засоби.

У даній роботі розглянуті математичні моделі алгоритмів маршрутизації. Застосування їх при аналізі алгоритмів маршрутизації в мережах представляє інтерес з наступних причин:

- до теперішнього часу розроблений достатньо повний математичний апарат, що дозволяє використовувати його в "чистому вигляді", а при необхідності модифікувати існуючі моделі з урахуванням специфіки конкретної мережі;

- використання математичних моделей не вимагає значних ресурсів (обчислювальних, часових і т.п.), що дозволяє при необхідності проводити багатократний аналіз в процесі розробки і експлуатації мережі;

- математичні моделі, на відміну від інших засобів, дозволяють робити висновки про тенденції розвитку мереж, що є надзвичайно важливим при побудові великомасштабних мереж передачі даних.

Розглянемо наступну модель мережі. Мережа складається з N вузлів комутації і M ліній зв'язку. Без втрати спільності опису можна зробити наступні спрощуючі припущення:

- всі лінії зв'язку на інтервалі спостереження працюють безвідмовно;

- завадостійкість ліній зв'язку достатньо висока, так що помилки, спотворення і повторні передачі розглядаються як рідкісні явища на інтервалі спостереження;

- вузли комутації мають обмежений, але досить великий об'єм пам'яті;

- час обробки у вузлах комутації порівняно малий, тому їм можна знехтувати;

- довжини всіх повідомлень незалежні і розподілені по показовому закону з середнім значенням $1/\mu$ [байт];

- трафік, що поступає в мережу, складається з повідомлень, що мають однаковий пріоритет, і утворює пуасонівський потік з середнім значенням γ_{ij} [повідомлень/сек] для повідомлень, що виникають у вузлі i і призначені вузлу j .

Позначимо повний зовнішній трафік:

$$\gamma = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \quad (1)$$

- кожна лінія зв'язку складається з єдиного дуплексного каналу зв'язку з пропускною спроможністю, рівною d_{kl} [байт/с] ((k, l) – лінія зв'язку між вузлами k і l); якщо лінія зв'язку між вузлами k і l відсутня, то $d_{kl} = 0$.

Позначимо через $x_{kl}^{(i,j)}$ частку потоку γ_{ij} , що проходить по лінії (k, l) :

$$0 < x_{kl}^{(i,j)} < 1. \quad (2)$$

Тоді:

$$\lambda_{kl} = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}, \quad (3)$$

де, λ_{kl} – величина потоку в лінії (k, l) [повідомлень/сек], обумовлена потоком γ_{ij} .

Для змінних $x_{kl}^{(i,j)}$ повинна виконуватися умова збереження потоку в мережі, яке записується таким чином:

$$\sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{k=1}^N x_{lk}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i \\ 0, & l \neq i, j \\ 1, & l = j. \end{cases} \quad (4)$$

Позначимо символом Z_{ij} середній час, що витрачається на передачу повідомлення, яке виникло у вузлі i і призначається вузлу j (міжкінцева затримка повідомлення). Важливою характеристикою якості функціонування мережі передачі даних є середня затримка повідомлення в мережі T , яка визначається як зважена сума міжкінцевих затримок Z_{ij} :

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} Z_{ij}. \quad (5)$$

У припущенні локальної стаціонарності потоку на інтервалі спостереження можна застосувати формулу Літтла, що приводить до загального, і в той же час достатньо простого результату [3]:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \lambda_{kl} t_{kl}, \quad (6)$$

де, t_{kl} – середній час перебування повідомлень в лінії (k, l) .

На жаль, отримання аналітичного виразу для величини t_{kl} (і, отже, для величини T) в загальному випадку неможливе.

Проте, спираючись на приведені вище припущення, можна довести [27, 28], що середня затримка повідомлень в мережі T може бути визначена аналітично. Дійсно, в даному випадку мережа зводиться до моделі, вперше вивченої в [29], в якій кожна лінія зв'язку розглядається як незалежна СМО типу М/М/1.

В цьому випадку середній час перебування повідомлень в лінії (k, l) складається з часу передачі повідомлення $\frac{1}{\mu d_{kl}}$ і часу очікування в черзі W_{kl} . Він визначається по наступній формулі:

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl}} + W_{kl}, \quad (7)$$

де,

$$W_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl}} \frac{\lambda_{kl}}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}$$

або

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}. \quad (8)$$

Позначимо через $f_{kl} = \frac{\lambda_{kl}}{\mu}$ величину потоку в лінії (k, l) , виражену в байтах/сек. Тоді:

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl} - f_{kl}} \quad (9)$$

При підстановці t_{kl} у вираз (6) одержимо вираз для середньої затримки повідомлень по мережі:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}. \quad (10)$$

Зроблені припущення дозволяють сформулювати задачу пошуку таких значень змінних, які забезпечать оптимальне (найменше) значення величині T .

Відомі:

- топологічна структура МПД;
- матриця вхідних потоків ;
- пропускні спроможності ліній зв'язку;
- середня довжина повідомлення, пропорційна $1/\mu$.

Вимагається знайти змінні $x_{kl}^{(i,j)}$ і, отже, потоки в лініях зв'язку f_{kl} такі, що:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}} \rightarrow \min \quad (11)$$

при виконанні обмежень:

$$f_{kl} = \frac{1}{\mu} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N, \quad (12)$$

$$f_k < d_{kl}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N, \quad (13)$$

$$\sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{k=1}^N x_{lk}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i \\ 0, & l \neq i, j \\ 1, & l = j, \end{cases} \quad (14)$$

$$0 \leq x_{kl}^{(i,j)} \leq 1; \quad i, j, k, l = 1, 2, \dots, N. \quad (15)$$

Дана задача, по суті, є задачею вибору оптимальних потоків і визначення оптимальних маршрутів в мережі по критерію середньої затримки.

Обмеження (15) припускає, що для передачі повідомлень з вузла i у вузол j може бути використано більше одного маршруту, тобто задачею (11–15) описується альтернативна процедура вибору маршрутів.

Для вибору та обґрунтування прийняттого числа найкращих маршрутів треба неперервно у реальному часі розв'язувати задачу комбінаторної оптимізації. Загальна мета процесу оптимізації полягає у визначенні мінімального числа маршрутів, що покривають необхідну зону покриття мережі із забезпеченням якості сервісу, що заявляється. Розглянемо це завдання більш докладно.

Розробка адаптивного алгоритму вибору числа маршрутів

Завдання розміщення оптимального числа маршрутів розв'язується на підґрунті методу цілісного комбінаторного програмування [11], яка застосовується для каналу обміну даними, є класичне завдання мінімізації

$$\min \left(\sum_{j=1}^m c_j y_j + \mu \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m u_i \frac{1}{r_{ij}} x_{ij} \right) \quad (16)$$

за умови нормування

$$\sum_{j=1}^m x_{ij} = 1, \quad i \in I \quad (17)$$

та додаткових обмеженнях

$$x_{ij} \leq y_j; \quad x_{ij}, y_j \in \{0;1\}; \quad i \in I, \quad j \in M. \quad (18)$$

Перший доданок у цільовій функції відповідає загальній вартості установки. Так як $1/r_{ij}$ пропорційна випромінюваній потужності від i -ї контрольної точки (КТ), пов'язаної з j -м вузлом, другим доданком описується шукана КТ, на якій загальна потужність випромінювання мінімальна. Оскільки критерії пошуку мінімуму з обох доданків суперечливі, вводиться певний коефіцієнт компромісу $\mu \geq 0$. Умова (3) є гарантією, що кожна i -та КТ асоціюється з єдиним j -м вузлом. Обмежуюча умова (4) означає, що КТ задані лише для точок, де у даний момент часу існують мережні вузли. Зазначимо, що оскільки змінні x_{ij} є бінарними, у кожному допустимому рішенні всі активні сполуки можуть бути віднесені лише до одного вузла. Розглядаючи граничне значення потужності терміналів користувача, необхідно приєднати до кожної пари КТ $i \in I$ та до варіанта розміщення вузла $j \in S$ наступну умову:

$$\frac{P_t}{r_{ij}} x_{ij} \leq P_{\max} y_j, \quad (19)$$

де P_{\max} – максимальна потужність випромінюваного сигналу, а $\frac{P_t}{r_{ij}}$ відповідає необхідній потужності випромінювання в i -й

КТ для забезпечення якості сигналу $P_t P_r$, що приймається, на j -му вузлі прийому. Необхідно відмітити, що коли $\frac{r_{ij} P_{\max}}{P_t}$, то контрольні точки не можуть бути асоційовані з j -м вузлом із-за обмеження по потужності та, відповідно, змінна x_{ij} може бути виключена із загального набору точок. Інакше кажучи, умова (15) випливає з відповідної умови (14). Як зазначалося вище, необхідно брати до уваги якість сервісу, що безпосередньо залежить від потужності сигналу кожного вузла. Для кожного з'єднання мінімально необхідна якість, що визначається через мінімально допустиме відношення сигнал-завада, $S_{IR} \geq S_{IRmin}$, може бути записана як

$$S_F \frac{P_r}{P_{\text{int}} (k_{\text{ort}} + \delta)} \geq S_{IRmin}, \quad (20)$$

що еквівалентно

$$\frac{P_{\text{int}}}{P_r} \leq \frac{S_F}{S_{IRmin} (k_{\text{ort}} + \delta)}. \quad (21)$$

Потужність вхідного сигналу P_r , що приймається на j -й точці прийому, яка знаходиться у контрольній точці, від кожного мобільного вузла, дорівнює P_t . Розглядаючи величину обмеження мінімальної якості як верхню межу числа з'єднань $\sum_{i=1}^n u_i x_{ij}$, яке може бути асоційовано з даною точкою прийому, отримаємо вираз:

$$\sum_{i=1}^n u_i x_{ij} \leq \frac{S_F}{S_{IRmin} (k_{\text{ort}} + \delta)} + 1. \quad (22)$$

Підставляючи типові значення δ , S_F , S_{IRmin} , отримаємо верхню межу K_{cmax} максимальної кількості з'єднань, які можуть обслуговуватися будь-яким вузлом. Таким чином, для кожного варіанта розміщення ділянок $j \in S$, обмеження на мінімально допустиму якість сигналу може бути записано у вигляді

$$\sum_{i=1}^n u_i x_{ij} \leq K_{cmax}. \quad (23)$$

В результаті отримаємо базову задачу мінімізації з обмеженнями:

$$\min \left(\sum_{j=1}^m c_j y_j + \mu \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^m u_i \frac{1}{r_{ij}} x_{ij} \right) \quad (24)$$

за умов

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, \quad i \in I; \quad (25)$$

$$x_{ij} \leq \min \left\{ 1, \frac{r_{ij} P_{\max}}{P_t} \right\} y_i, \quad i \in I, \quad j \in M; \quad (26)$$

$$\sum_{i=1}^n u_i x_{ij} \leq K_{\max}, \quad j \in M; \quad (27)$$

$$x_{ij}, y_j \in \{0,1\}, \quad i \in I, \quad j \in M, \quad (28)$$

яка відноситься до класу стандартних завдань розміщення з обмеженнями, добре вивченими в літературі з оптимізації [12-14].

Розглянуте вище завдання оптимізації числа та розташування вузлів характеризується такими особливостями. По-перше, це стохастична задача внаслідок випадкових умов поширення сигналів, властивостей середовища розповсюдження тощо. По-друге, розмірність завдання велика. Число оптимізованих параметрів дуже приблизно можна оцінити як добуток числа вузлів в зоні обслуговування на кількість змінюваних параметрів в мережі зв'язку. До цього результату необхідно ще додати число параметрів, загальних для мережі в цілому: характеристики ландшафту, середньорічні та сезонні зміни метеорологічних умов, випадкові зміни навантаження на мережу в цілому та на окремі її сегменти та ін. Можна припускати, що загальна кількість змінних параметрів у даному завданні оптимізації складатиме сотні або навіть тисячі. Як відомо [11, 12 та ін.], при розмірності оптимізаційної задачі більше ніж 20 ... 25 регулярні методи пошуку екстремуму практично непрацездатні. Тому такі завдання вирішуються евристичними та метаевристичними методами [13]. До таких методів, зокрема,

відноситься метод табу-пошуку [13]. Евристичні алгоритми пошуку є наближеними за визначенням. При їх застосуванні можна отримати рішення з прийнятною точністю за найближчий час і з прийнятними потрібними ресурсами. Тут необхідно враховувати такі чинники:

- швидкість збіжності алгоритму залежить від успішного вибору початкового наближення;
- точність отриманого рішення залежить не тільки від точності завдання вихідних даних, а й від детальності їх представлення. Може статися, що за надмірної детальності статистичних характеристик виникнуть додаткові локальні мінімуми цільової функції, що призведе до підвищення ризику зациклювання на одному з них.

Для урахування таких чинників розроблено комбінований метод оптимізації, заснований на дуальному підході – комбінації адаптивності та навчання по раніше отриманим результатам [13, 14]. Крім того, також введено оригінальний метод разового подолання заборони шляхів: коли черговий крок вважається мало перспективним і повинен відкидатися, але за попередніми кроками були отримані гарні результати – цей крок дозволяється, а отриманий результат зараховується як початковий для подальшого пошуку.

Дамо короткий опис алгоритму.

1. Набір параметрів, що оптимізуються. У нашому випадку це число вузлів, потужності сигналу на входах приймачів, пропускна здатність по висхідному та низхідному каналам.

2. Пробне та поточне рішення. Це елементи пошуку та порівняння поточних результатів рішення.

3. Кроки пошуку, що характеризують процес генерації пробних рішень, пов'язаних із поточним станом пошуку.

4. Набір можливих напрямів кроку пошуку – набір пробних рішень, близьких до поточного рішення. У розглянутій задачі частина аргументів є безперервними величинами, отже безліч пробних рішень може прагнути до нескінченності. Для

практичної реалізації алгоритму ми оперували на підмножині з обмеженою кількістю пробних рішень.

5. Обмеження на деякі кроки пошуку, які виявилися невдалими. Заборонені кроки запам'ятовуються і надалі не використовуються.

Ефективність рішення (швидкість збіжності, відсутність зациклювань на локальних екстремумах) безпосередньо залежить від виявлених невдалих кроків. Розмір списку заборонених кроків пов'язаний із розмірністю завдання. У деяких джерелах [13, 14] вказується, що досить ефективним є найпростіший вибір розміру списку близько 7.

У роботі [13] зазначено, що при практичній апробації найкращі результати були отримані при розмірі списку $n/3$, де n – розмірність задачі. Для завдань

управління ресурсами розмір списку зазвичай перевищує 25%-35% від розмірності завдання.

Критерій подолання – правило ігнорування заборони. Якщо за результатами проби заборонений крок призводить до рішення з кращою цільовою функцією, ніж та, що була отримана на тому ж кроці, цей крок приймається. Гнучкість процедури пошуку дещо підвищується.

Критерій зупинки – умова, у якому процес пошуку припиняється. Це може бути перевищення допустимої кількості ітерацій після останньої зміни найкращого рішення або перевищення максимально допустимої кількості ітерацій.

На рис. 1 та 2 наведені результати комп'ютерного моделювання описаного алгоритму адаптивної К-шляхової маршрутизації та класичного алгоритму К-шляхової маршрутизації.

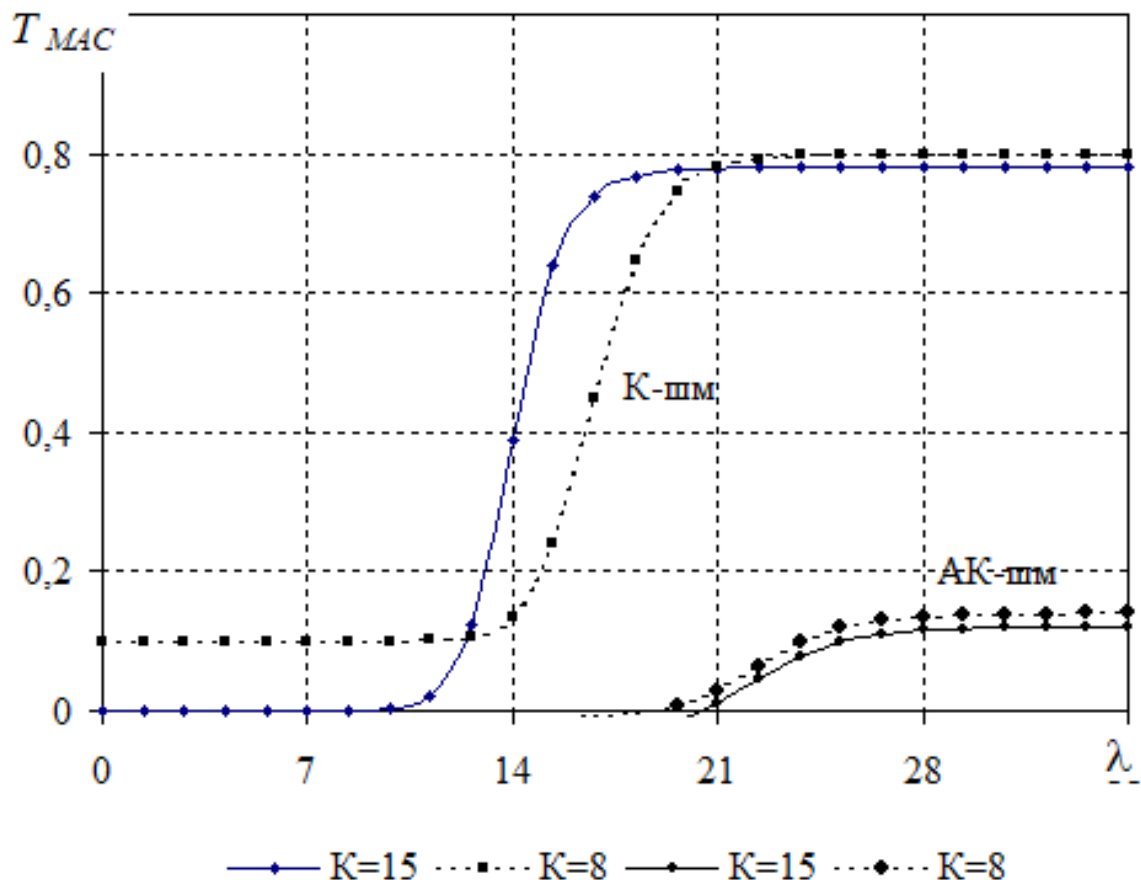


Рис. 1. Затримка доставки T_{MAC} у залежності від інтенсивності трафіку λ ; K – число маршрутів; К-шм – К-шляхова маршрутизація; АК-шм – адаптивна К-шляхова маршрутизація

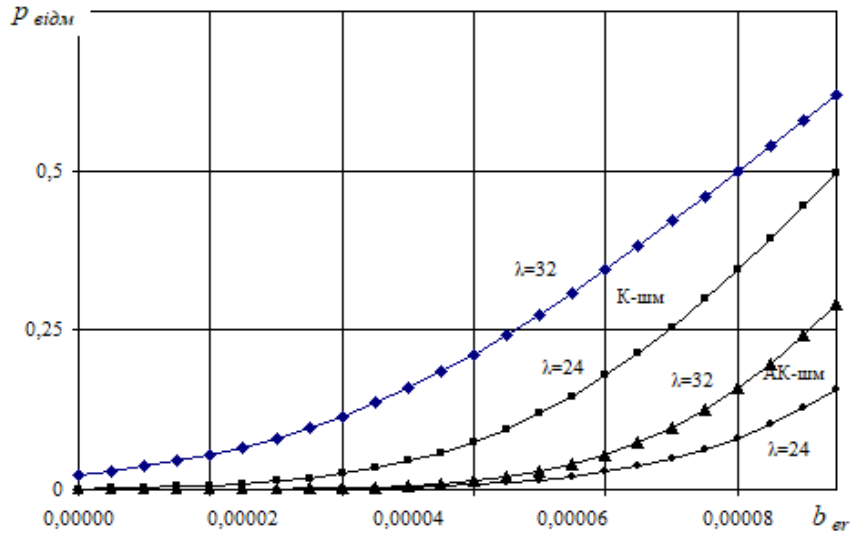


Рис. 2. Залежність імовірності відмови в доступі до маршруту $p_{відм}$ від відносної інтенсивності завад $b_{ер}$. λ – відносна інтенсивність трафіку

З наведених рисунків видно, що затримка доставки за алгоритмами як класичної, так і адаптивної К-шляхової маршрутизації залежить від інтенсивності трафіку, але при використанні алгоритму адаптивної К-шляхової маршрутизації приблизно у чотири рази менша. Платня за це – створення механізмів поточного запису до таблиць маршрутизації. Однак самі механізми запису, хоча і є досить громіздкими, але доволі прості.

При адаптивній К-шляховій маршрутизації поточні записи до таблиць маршрутизації (ТМ) отримуються від експертної системи, в якій накопичується та обробляється інформація про поточний стан мережних та комутаційних вузлів.

Походження записів у рядку:

- із програмного забезпечення стека комунікаційних протоколів (створення мінімальних ТМ, записів про адреси особливого призначення типу адрес локального тестування, групових або широкомовних адрес);

- від адміністратора мережі (статичні записи без обмеження терміну життя, що зберігаються при перезавантаженні, а іноді – після вимкнення та повторного включення маршрутизатора);

- від стандартних протоколів маршрутизації (динамічні записи з обмеженим терміном життя).

Для усунення конфлікту між адекватністю та складністю моделі організації доставляння даних розроблено метод усунення надлишковості множини маршрутів на основі спрямованої дифузії з мобільними агентами [15].

Висновок

Отримано загальний вираз для розподілу маршрутів в неоднорідній безпроводовій мережі разом із ймовірностями перетину межі точки доступу. Чисельні результати та результати моделювання показують задовільний збіг. Чисельні результати наведені для демонстрації використання ймовірностей перетину меж гарячої точки для розрахунку швидкості вертикальної передачі обслуговування в БПМ, який є важливим параметром для аналізу продуктивності на рівні мережі. Завдяки просторовому рознесенню маршрутів та наявності додаткових маршрутів вдається розв'язати конфлікт між справедливістю та оптимальністю вибору маршрутів неоднорідної безпроводової мережі.

1. При розв'язанні задач організації маршрутів у безпроводових мережах зв'язку необхідно враховувати не тільки розмір зони дії, а й якість сервісу, яка,

зокрема, залежить як від загальної кількості користувачів у мережі в цілому, так і від числа користувачів у кожному автономному сегменті.

2. Алгоритми адаптивної K-шляхової маршрутизації при відносній простоті є досить ефективними для вирішення поставлених завдань. Модифікації алгоритму з урахуванням специфіки предметної області дозволяють підвищити ефективність пошуку оптимальних маршрутів.

3. Додатковий вигравш у точності розрахунків, а головне – в економії потрібного числа вузлів можна отримати завдяки мінімізації надлишковості числа маршрутів, набір яких за відповідного управління методом спрямованої дифузії з мобільними агентами обирається мінімальним без втрат та переключень при обміні даними.

Література

1. Tanenbaum A. S., Wetherall D. J. *Computer Networks*. 5th ed. Boston : Prentice Hall, 2011. 960 p.
2. Jin F. et al. Common radio resource management for access selection in multi-access networks. *2008 IEEE Radio and Wireless Symposium : proceedings*, Orlando, FL, USA, 22–24 January 2008 / IEEE. 2008. P. 643–646. DOI: 10.1109/rws.2008.4463574.
3. Moura J. A., Hutchison D. Game Theory for Multi-Access Edge Computing: Survey, Use Cases, and Future Trends. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2019. Vol. 21(1). P. 260–288.
4. Oh H. S., Jeong D. G., Jeon W. S. Joint Radio Resource Management of Channel-Assignment and User-Association for Load Balancing in Dense WLAN Environment. *IEEE Access*. 2020. Vol. 8. P. 69615–69628. DOI: 10.1109/access.2020.298658.
5. Helou M. El et al. A Network-assisted Approach for RAT Selection in Heterogeneous Cellular Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. 2015. Vol. 33, no. 6. P. 1055–1067.
6. Khaki M., Ghasemi A. The impact of mobility model on handover RATE in heterogeneous multi-tier wireless networks. *Computer Networks*. 2020. Vol. 182. 107454. DOI: 10.1016/j.comnet.2020.107454.
7. Prakash S., Patel R. B., Jain V. K. Intelligent Mobility Management Model for Heterogeneous Wireless Networks. *International Journal of Advanced Computer Science and Applications (IJACSA)*. 2015. Vol. 6, iss. 12. P. 190–196.
8. Zayaraz G. et al. Mobility Management in Heterogeneous Wireless Networks. *IJRET: International Journal of Research in Engineering and Technology*. 2014. Vol. 03, iss. 07. P. 761–768.
9. Nguyen T. T. et al. Access Management in Joint Sensing and Communication Systems: Efficiency versus Fairness. arXiv:2111.04217v1. 2021. 14 p.
10. Пампуха І. В., Скрипниченко А. А. Системний підхід до аналізу та усунення конфліктів у безпроводових мережах спеціального призначення. *Наукоємні технології*. 2024. № 2. С. 2–14. DOI: 10.18372/2310-5461.62.18707.
11. Stallings W. *High-Speed Networks and Internets: Performance and Quality of Service*. 2nd ed. Upper Saddle River : Pearson Education, 2002. 744 p.
12. Resende M.G.C. *Handbook of Optimization in Telecommunications* / ed. by M. G. C. Resende, P. M. Pardalos. New York : Springer Science+Business Media, 2006. 1134 p.
13. Wittenmark B. Adaptive Dual Control Methods: An Overview. *IFAC Proceedings Volumes*. 1995. Vol. 28(13). P. 67–72. DOI: 10.1016/s1474-6670(17)45327-4.
14. Unbehauen, H. (n.d.). Adaptive dual control systems: a survey. *Proceedings of the IEEE 2000 Adaptive Systems for Signal Processing, Communications, and Control Symposium (Cat. No.00EX373)*, Lake Louise, AB, Canada, 04–04 October 2000 / IEEE. 2000. P. 171–180. DOI: 10.1109/asspcc.2000.882466
15. Vinogradov M. et al. Eliminate Application Redundancy Using Local Processing Using Directional Diffusion with Mobile Agents. *2019 3rd International*

Conference on Advanced Information and Communications Technologies (AICT) : proceedings, Lviv, Ukraine, 02–06 July 2019 / IEEE. 2019. P. 360–364.

Скрипниченко А.А.

МЕТОД АДАПТИВНОЇ К-ШЛЯХОВОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ У БЕЗПРОВОДОВИХ МЕРЕЖАХ СПЕЦІАЛЬНОГО ПРИЗНАЧЕННЯ

Розглядається задача забезпечення наскрізної якості обслуговування неоднорідних безпроводових мереж (БПМ) з випадковим множинним доступом. Проаналізовані процеси виникнення конфліктів між універсальністю та складністю вибору маршрутів та розподілу ресурсів у БПМ. Розроблено методіку усунення конфліктів між справедливістю та оптимальністю розподілу ресурсів при різному числі K маршрутів. Показано, що при раціональному виборі числа маршрутів у залежності від стану та параметрів автономних сегментів та мережі в цілому функції кожного рівню та, відповідно, інформаційні параметри трафіку на цьому рівні можна віднести до однієї з двох альтернативних груп: функції, що залежать від конкретної технічної реалізації мережі або функції, орієнтовані на роботу із застосунками. Відповідно до цього сформульовано глобальний підхід до оптимального вибору технології радіодоступу (RAT) до кожного з маршрутів, що входять до множини K , та запропоновано підхід для вибору RAT з використанням розподіленого адаптивного алгоритму пошуку, заснованого на піковій швидкості, з якою користувачі спроможні приймати та передавати потоки трафіку. Шляхом розрахунків та моделювання на комп'ютері оцінено виграш методу адаптивної K -шляхової маршрутизації у порівнянні з класичним методом. Розроблено розподілену систему вибору числа маршрутів на основі оптимізації набору маршрутів з усуненням надлишковості.

Ключові слова: неоднорідна безпроводова мережа; технологія радіодоступу; розподіл ресурсів; адаптація та оптимізація числа маршрутів.

Skrypnychenko A.A.

THE METHOD OF ADAPTIVE K-PATH ROUTING IN SPECIAL PURPOSE WIRELESS NETWORKS

The task of ensuring the end-to-end quality of service of heterogeneous wireless networks (HWNs) with random multiple access is considered. The processes of the emergence of conflicts between the universality and complexity of route selection and resource allocation in BPM are analyzed. A technique for eliminating conflicts between fairness and optimality of resource allocation with different numbers K of routes has been developed. It is shown that with a rational choice of the number of routes, depending on the state and parameters of the autonomous segments and the network as a whole, the functions of each level and, accordingly, the information parameters of the traffic at this level can be attributed to one of two alternative groups: functions that depend on a specific technical implementation networks or application-oriented functions. Accordingly, a global approach to the optimal selection of a radio access technology (RAT) to each of the routes included in the set K is formulated, and an approach to RAT selection using a distributed adaptive search algorithm based on the peak rate at which users are able to receive and transmit is proposed traffic flows. The advantage of the adaptive K -path routing method compared to the classical method was estimated by means of calculations and computer simulations. A distributed system for choosing the number of routes has been developed based on the optimization of the set of routes with the elimination of redundancy.

Keywords: heterogeneous wireless network; radio access technology; resource allocation; adaptation and optimization of the number of routes.