

## Модель трафік-інжинірингу в ad-hoc мережах

ВОРОТНИКОВ В.В.

Житомирський військовий інститут ім. С.П. Корольова  
Національного авіаційного університету

В статті розглянуто модель трафік-інжинірингу (управління трафіком) в ad-hoc мережах. Запропоновані процедури, що об'єднують у собі графові алгоритми пошуку найкоротших маршрутів і трафік-інжинірингу при наявних обмеженнях на час затримки передачі повідомлень і пропускної здатності каналів зв'язку в мережі з метою її оптимізації.

В статье рассмотрена модель управления трафиком (управления траффиком) в ad-hoc сетях. Предложены процедуры, которые объединяют в себе графов алгоритмы поиска кратчайших маршрутов и инжиниринга трафика при имеющихся ограничениях на время задержки передачи сообщений и пропускной способности каналов связи в сети с целью ее оптимизации.

In the article a case a traffic frame is considered in ad-hoc networks. Offered procedures which unite in itself to the count algorithms of search of the shortest routes and engineering of traffic at present limitations in a time of delay of passing of messages and carrying capacity of communication channels in a network with the purpose of her optimization.

**Постановка проблеми.** Останнім часом широкого поширення набули телекомунікаційні мережі на базі безпроводних технологій. Однією з найбільш популярних безпроводних технологій є технологія Wi-Fi, що описуються протоколом 802.11.

Одним із режимів роботи мереж 802.11 є ad-hoc режим. Ad-hoc мережі – це однорангові безпроводні мережі передачі даних зі змінною топологією і відсутністю чіткої інфраструктури, де кожен вузол може виконувати функції маршрутизатора і приймати участь у ретрансляції пакетів даних.

Для ad-hoc мереж існують обмеження на смугу пропускання та зони радіовидимості. Протоколи та технічні рішення, використовувани в класичних провідних мережах передачі даних для ad-hoc мереж є малоефективними і не забезпечують потрібну продуктивність [1].

Однією з центральних проблем в таких телекомунікаційних мережах є проблема оптимального використання мережних ресурсів.

Шляхи її вирішення лежать в напрямку використання механізмів багатопляхової маршрутизації та розподілу трафіку. Базові протокольні рішення, які використовуються на сьогоднішній день, спрямовані на пошук єдиного найкоротшого шляху та не дозволяють вирішити завдання трафік-інжинірингу [1, 3, 5-6].

### Огляд останніх досліджень і публікацій.

Аналіз джерел свідчить, що задача трафік-інжинірингу складається з декількох важливих і не простих у розв'язку підзадач: маршрутизація у мережі комутаторів мобільного зв'язку, вибір точки радіодоступу, перемаршрутизація, зміна стану мережі, вибір топології мережі, пропускних здатностей каналів зв'язку, пошук оптимальних маршрутів проходження пакетів даних по мережі тощо.

В роботах [1-3] визначено, що за існуючих підходів до організації передачі даних, безпроводні мережі відрізняються в залежності від типу управління. При цьому докорінно міняються підходи до самоорганізації, маршрутизації, способів доступу до каналу для передачі тощо.

Для мереж з централізованим управлінням характерним є ієрархічна структура мережі, в якій є один або декілька центральних вузлів, що здійснюють обробку і

перенаправлення даних від абонентів-джерел до абонентам-адресатам і управління мережею в цілому.

В децентралізованих мережах передача даних від одного вузла мережі до іншого може проходити через ряд проміжних вузлів у разі, коли вузол-джерело не має прямого зв'язку з вузлом-одержувачем повідомлення.

Проте, усі протоколи маршрутизації: як дистанційно-векторні (наприклад, RIP), так і аналізу станів зв'язку (OSPF, IS-IS), визначають для трафіка, спрямованого в конкретну мережу (до абонента), найкоротший маршрут відповідно до деякої метрики. Вибраний шлях може бути раціональнішим, якщо враховується номінальна пропускна спроможність каналів зв'язку або затримки, що вносяться ними, або менш раціональним, якщо враховується тільки кількість проміжних маршрутизаторів між початковою і кінцевою мережами, але у будь-якому випадку вибирається єдиний маршрут навіть за наявності декількох альтернативних.

Класичним прикладом [6] неефективності такого підходу служить так звана "риба" - мережа з топологією, наведе-ною на рис. 1.

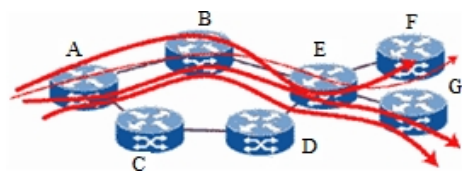


Рис. 1. Неефективність завантаження ресурсів мережі шляхами, визначуваними протоколами маршрутизації

Незважаючи на те що між маршрутизаторами А і Е є два шляхи: верхній, через маршрутизатор В, і нижній, через маршрутизатори С і D, - увесь трафік від А до Е відповідно до принципів маршрутизації, прийнятих в мережах IP, прямує по верхньому шляху. Тільки тому, що нижній шлях трохи довший, ніж верхній (у нім на один транзитний вузол більше), він ігнорується, хоча міг бути задіяним паралельно з верхнім шляхом.

За наявності в мережі декількох альтернативних маршрутів рівної вартості (метрики), трафік ділиться між ними, і навантаження на маршрутизатори і канали

зв'язку є збалансованим. Але, коли вартість альтернативних маршрутів навіть трохи гірше, ніж у найкоротшого маршруту, цей механізм не працює.

Тому, розробка ефективних методів розподілу інформаційних потоків в бездротових мереж у рамках оптимальних інформаційних технологій є актуальною.

**Формулювання завдання та цілей статті.** Метою роботи є розробка адаптивного до поточних параметрів мережі алгоритму управління ресурсами безпроводної мережі зі змінною топологією.

**Постановка задачі та виклад основного матеріалу дослідження.**

Розглянемо модель мережі передачі даних, що складається з вузлів і ліній зв'язку. Введемо ряд обмежень:

- 1) всі лінії зв'язку абсолютно надійні;
- 2) всі лінії зв'язку перешкодостійкі;
- 3) буфери вузлів комутації мають нескінчену пам'ять;
- 4) час затримки у вузлах відсутній;
- 5) довжини всіх повідомлень незалежні і

розподілені по показниковому закону із середнім  $\frac{1}{\mu}$  (байт);

6) трафік, який надходить у мережу утворює пуасонівський потік, із середнім значенням  $\gamma_{ij}$  (повід/с):

$$\gamma = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \text{ – повний трафік,} \quad (1)$$

7) кожна лінія складається з одного дуплексного каналу з пропускною здатністю  $d_{kl}$  (байт/с) :

$$d_{kl} = \begin{cases} 1, & \text{якщо є лінія зв'язку;} \\ 0, & \text{якщо лінія зв'язку відсутня.} \end{cases}$$

Позначимо  $x_{kl}$  – доля потоку  $\gamma_{ij}$ , яка проходить через лінію (k,l):

$$0 \leq x_{kl}^{(ij)} \leq 1 \quad (2)$$

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

де  $\lambda_{kl}$  – значення потоку в лінії (k,l) (повід/с), що зумовлено потоком  $\gamma_{ij}$ .

Для збереження потоку в мережі для змінних  $x_{kl}^{(ij)}$  необхідне виконання умови:

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

Позначимо через  $Z_{ij}$  середній час, що витрачено на передачу повідомлення з вузла  $i$  у вузол  $j$ . Важливою характеристикою якості обслуговування мережі передачі даних є середня затримка повідомлень в мережі  $T$ , що визначається як середньозважена сума затримок  $Z_{ij}$  :

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

Використання формули Літгла до виразу (5) приводить до загального, і в той же час простого результату, вперше отриманого Л. Клейнроком [4]:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \lambda_{kl} * t_{kl} \quad (6)$$

де  $t_{kl}$  – середній час затримки повідомлення в лінії (k,l).

Спрощену схему мережі передачі даних подано на рис.2.

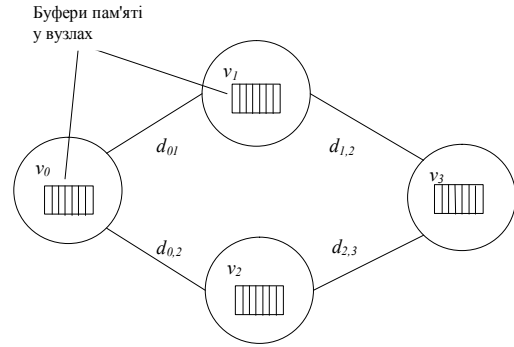


Рис.2. Спрощена схема мережі передачі даних

Середній час затримки повідомлення в лінії, що складається із часу передачі повідомлення  $\frac{1}{\mu d_{kl}}$  та часу очікування в черзі  $W_{kl}$ , визначають за виразом:

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

$$\text{де } W_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl}} * \frac{\lambda_{kl}}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}, \text{ або}$$

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

Позначимо  $f_{kl} = \lambda_{kl} / \mu$  – величину потоку в лінії (байт/с). Тоді

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

Використавши (6), отримаємо вираз для середньої затримки повідомлень у мережі:

$$T = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}} \quad (10)$$

Запропоновані рішення дозволять сформулювати задачу пошуку  $x_{kl}^{(ij)}$  для оптимізації значення часової затримки повідомлень у мережі у наступному вигляді.

Нехай відомо:

- 1) топологічна структура мережі;
- 2) матриця вхідних потоків  $\|\gamma_{ij}\|$ ;
- 3) пропускні здатності ліній зв'язку  $\|d_{ij}\|$ ;
- 4) середня довжина повідомлень  $\frac{1}{\mu}$ .

Необхідно знайти такі потоки в лініях  $f_{kl}$ , щоб

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

при виконанні обмежень:

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

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

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

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

Задача оптимізації (11) - (15) називається задачею вибору оптимальних потоків і визначення оптимальних маршрутів в мережі передачі даних за критерієм середньої затримки, вперше запропонована Клейнроком [2, 4].

Оптимізаційна задача може бути розв'язана будь-яким методом оптимізації, наприклад симплекс-методом.

Приклад реалізації процедури управління трафіком для мережі передачі даних.

Вхідними даними для сформульованої задачі буде довільна схема розміщення мобільних абонентів, рис. 3.



Рис. 3. Приклад розміщення мобільних абонентів мережі передачі даних

Представимо топологію мережі у вигляді графа (рис. 4), відстані між вузлами якої наведено у табл. 1.

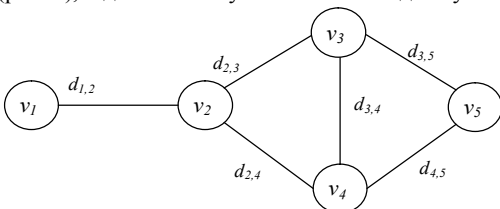


Рис. 4. Графова модель мережі передачі даних

Значення відстаней (метрики) для розглянутого прикладу мережі наведено в табл. 1.

Таблиця 1. Значення відстаней між вузлами мережі

	1	2	3	4	5
1	–	118	0	0	0
2	118	–	88	109	85
3	0	88	–	117	0
4	0	109	117	–	86
5	0	85	0	86	–

Найкоротші шляхи, які розраховані методом Дейкстри наведено у табл.2.

Таблиця 2. Результати роботи метода Дейкстри

№ з/п	Маршрут	Метрика (відстань)	Вузли, що включені до маршруту
1	1 – 2	118	1,2
2	1 – 3	205	1,2,3
3	1 – 4	226	1,2,4
4	1 – 5	202	1,2,5
5	2 – 3	88	2,3
6	2 – 4	109	2,4
7	2 – 5	85	2,5
8	3 – 4	117	3,4
9	3 – 5	202	3,4,5
10	4 – 5	86	4,5

Дослідження мережних параметрів [7], показало, що критичний режим роботи мережі призводить до значних втрат трафіку (до 50%), у наслідок недосконалих процедур маршрутизації й розподілу ресурсів, що мають одношляхову спрямованість і не враховують поточний стан мережі.

Для реалізації механізму альтернативної маршрутизації, відповідно до (2-3) задамо пропускну здатність каналів передачі даних (ліній зв'язку) та значення потоків інформаційного обміну між абонентами у мережі (табл.3,4):

Таблиця 3. Граничні значення пропускну здатності каналів передачі даних  $\|d_{ij}\|$ , Мбіт

	1	2	3	4	5
1	–	100	0	0	0
2	100	–	100	100	0
3	0	100	–	100	100
4	0	100	100	–	100
5	0	0	100	100	–

Таблиця 4. Матриця вхідних потоків  $\|\gamma_{ij}\|$ , Мбіт/с

	1	2	3	4	5
1	–	2	3	0	9
2	2	–	4	8	3
3	3	4	–	0	7
4	0	8	0	–	3
5	9	3	7	3	–

Відповідно до (1) отримаємо значення сумарного потоку у мережі:

$$\gamma = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} = 78, \text{ Мбіт/с}.$$

На рис. 5 наведено залежність часу затримки від сумарного потоку. Для сумарного потоку в 50 Мбіт/с, час затримки пакетів у мережі наближається до 1 с, що ще задовольняє вимогам передачі даних, але вже є критичним для передачі мультимедійного трафіку.

Задача трафік-інжинірингу для такого сумарного потоку є актуальною. Для її вирішення знайдемо навантаження на окремі лінії з урахуванням сумарного потоку, табл.5.

Для можливості управління трафіком, необхідно побудувати множину можливих маршрутів передачі даних між абонентами мережі та встановити частку по-

току між вузлом-джерелом і вузлом-приймачем за умови наявності в мережі лише цього трафіку.

Таблиця 5. Матриця потоків  $\|f_{kl}\|$ , Мбіт/с.

	1	2	3	4	5
	–	28,0	0	0	0
2	28,0	–	30,1	30,1	0
3	0	30,1	–	25,9	27,9
4	0	30,1	25,9	–	26,5
5	0	0	27,9	26,5	–

Розглянемо можливий розподіл трафіку між абонентами з вузла 5 у вузол 4 (табл.6). Для цього використовуємо алгоритм, в основі якого реалізовано OSPF [1,2].

Таблиця 6. Розподіл трафіку між парою «джерело-адресат»

№	Маршрут	Метрика (відстань)	Процент трафіку
1	5–4	155	48,86%
2	5–3–4	227	30,38%
3	5–3–2–4	365	20,80%

Змінюючи значення матриці вхідних потоків, знайдемо середній час затримки повідомлень у мережі. На рис. 5 показано зміну затримки передачі пакетів в мережі без процедур управління трафіком (1) та з реалізацією процедури трафік-інжинірингу.

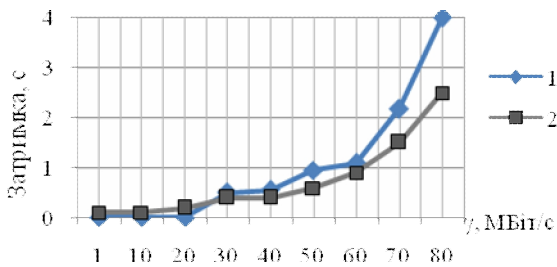


Рис. 5. Залежність часу затримки повідомлень в мережі від сумарного потоку: 1– без управління трафіком; 2– з управлінням.

Таким чином, при досягненні граничного значення завантаження мережі, інформацію про наявні шляхи та процентні значення розподілу навантаження необхідно враховувати в маршрутизаторах для перерозподілу трафіку.

**Висновки**

1. Аналіз отриманих результатів свідчить, що оптимальність управління мережею в умовах перевантажень визначає ефективність використання мережі вцілому.
2. Застосування даної процедури дозволяє підвищити якість обслуговування трафіку на 15-20% за рахунок вибору оптимального числа шляхів.
3. Організуючи внутрішню маршрутизацію між автономними системами доцільно використовувати протоколи аналізу стану каналу через їх здатність до швидшої конвергенції (OSPF, IS-IS).

**ЛІТЕРАТУРА**

1. Вишневський В.М., Ляхов А.И., Портной С.Л., Шахнович И.В. Широкополосные беспроводные сети передачи информации. – М.: Техносфера, 2005. – 592 с.
2. Кульгин М. Технологии корпоративных сетей / М. Кульгин. – СПб.: Питер, 2000. – 704с.
3. Телекоммуникационные системы и сети: Учебное пособие в 3 томах. Том 3.- Мультисервисные сети / В.В. Величко, Е.А.Суботин, В.П. Шугалов, А.Ф. Ярославцев — М.: Горячая линия - Телеком, 2005. — 592 с.
4. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями: пер. с англ. / Л. Клейнрок. - М.: Мир, 1979. - 600 с.
5. С. Хелебі, Д. Мак-Ферсон. Принципы маршрутизации в Internet, 2-е издание.: Пер. с англ. М.: Издательский дом "Вильямс", 2001. — 448 с.
6. Олифер В.Г. Компьютерные сети / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер. - 3-е изд.- СПб.: Питер, 2006. - 958 с.
7. Бойченко О.С. Математична модель перспективних бездротових інформаційно-комунікаційних мереж командних пунктів. / Бойченко О.С., Вороніков В.В., Сугоняк І.І. Вісник ЖДТУ / Технічні науки.– 2010.–№4(55).–С.82–88.