

УДК 621.396.946

**Романюк А.В.**Національний технічний університет України  
«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»**Давидюк В.О.**Національний технічний університет України  
«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»

## ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ СТАБІЛЬНОСТІ ПРОПУСКНОЇ ЗДАТНОСТІ МАСШТАБОВАНИХ AD-HOC МЕРЕЖ

*У статті досліджується ідея розроблення протоколу множинного доступу для використання у безпроводних сенсорних мережах, що дасть змогу досягати великої пропускної здатності за великих розмірів мережі. Надається обґрунтування необхідності протоколу, опис реалізації протоколу, а також наводяться результати моделювання мережі, що застосовує розглянутий протокол.*

**Ключові слова:** безпроводна сенсорна мережа, ad-hoc, пропускна здатність, продуктивність.

Зі впровадженням малопотужних безпроводних сенсорних мереж у різних галузях науки та техніки дослідження можливості їх масштабування стає головним критерієм під час розроблення ефективних протоколів медіадоступу. У мережах значних розмірів, що складаються з вузлів, які можуть одночасно входити у режими високої активності за виникнення певних факторів, пропускна здатність цих мереж може значним чином зменшуватися, коли велика кількість вузлів починає передавати дані. Зі зростанням вимог до передачі даних буде зростати необхідна кількість вузлів мережі, що тільки ускладнюватиме цю проблему. Отже, під час розроблення протоколів медіадоступу необхідно враховувати як один із головних критеріїв залежність пропускної здатності від кількості вузлів, що беруть участь у передачі.

Розподілена функція координації (DCF, distributed coordination function) стандарту IEEE 802.11 базується на множинному доступі з контролем несучої та запобіганням колізій (CSMA/CA). Алгоритм CSMA/CA нещодавно був включений у специфікацію MAC у IEEE 802.15.4, він підтримує безпроводні ad-hoc мережі з низькою потужністю та невисокою пропускною здатністю, що складаються із сенсорів та можуть сягати розмірів 255 вузлів.

У CSMA/CA дуже широко використовується алгоритм BEB (binary exponential backoff, двійкова експоненційна затримка). У BEB кожна стан-

ція обирає випадковий таймер, що рівномірно розподілений всередині певного часового інтервалу, так званого «вікна». Таймер затримки починає відраховувати час тоді, коли канал залишається невикористовуваним більше часу, ніж розподілений інтервал між кадрами DIFS (distributed interframespace), а зупиняється відповідно тоді, коли починається передача. Коли таймер дораховує час до нуля, вмикається передача свого таймслота. У разі виявлення колізій часове вікно збільшується вдвічі, але не більше певного значення  $CW_{max}$ . За вдалої передачі вікно зменшується до свого мінімального значення  $CW_{min}$ .

В інших джерелах було розглянуто проблему масштабування мереж шляхом зміни параметрів MAC, аби пристосуватися до зміни кількості вузлів. У [2] авторами було розглянуто алгоритм затримки з вікном розміру  $W$ , оптимальним для заданої кількості вузлів. У [3] запропонували принцип оцінки кількості вузлів-конкурентів, заснований на методі Калмана, що базується на моніторингу в режимі реального часу статистики колізій та успішних передач для кожного вузла, тобто робиться оцінка кількості вузлів, після чого параметри MAC підбираються таким чином, аби максимізувати пропускну здатність. У цій статті пропонується розроблення інтелектуальних алгоритмів затримки, що гарантуватимуть високу пропускну здатність.

У статті представлений апарат для вивчення змін пропускної здатності та масштабу мережі, а також причини певних недоліків у алгоритмах затримок за зміни масштабів мережі. Крім цього, детально розглянуто послідовний алгоритм затримки та покращення пропускної здатності шляхом модифікації двовимірної дискретно-часової марковської моделі з переходами станів станцій у режимі затримки. Наведено математичне трактування залежності ймовірності передачі від розміру вікна затримки та ймовірності колізії.

#### Аналітична модель

Визначимо початкові умови. У моделі час ділиться на слоти, довжина пакетів постійна, кожна рівна одному тайм-слоту. Припустимо, що всі вузли синхронізовано і передача починається з початком кожного слоту. Оскільки мережа є досить навантаженою, то у кожній станції є пакет для передачі, і з ймовірністю  $\tau$  станція передає пакет у цьому слоті.

Головним припущенням є те, що визначаємо постійну ймовірність колізії, тобто кожна станція, що ініціює передачу, матиме колізію з постійною і незмінною ймовірністю  $p$ . Це припущення є швидше інтуїтивним, у тому сенсі, що з ростом кількості вузлів  $n$  стан системи, тобто повна кількість пакетів, що потенційно будуть потрапляти у колізію з цією станцією, не буде залежати від кількості повторних передач цієї станції. Це припущення допоможе нам змоделювати стан затримок кожної окремої станції за допомогою процесу Маркова. Ймовірність передачі залежить від режиму затримки.

Далі йдеться про аналіз пропускної здатності за використання двобічного експоненційного алгоритму затримки.

#### Алгоритм обчислення ймовірності передачі та ймовірності колізій

Аби проаналізувати пропускну здатність режиму затримки, використаємо двовимірний ланцюг Маркова і змодельємо затримки на кожній станції. Позначимо як  $b(t)$   $s(t)$  випадкові процеси, що визначають розмір вікна затримки та стани затримки відповідно. Наприклад, якщо  $s(t)=i$ , то  $b(t)$  випадковим чином обирається з інтервалу  $[0, W_i-i]$ .

Значення  $b(t)$  зменшується у разі  $t_{idle}$ , тобто коли канал залишається незайнятим більше часу, ніж DIFS. Стан  $s(t)$  змінюється за виникнення передачі. Під час послідовної затримки за успішної передачі лічильник затримки зменшується на одиницю, на відміну від алгоритму BEB, де в

цьому разі лічильник обнуляється. Варто зазначити, що у цій роботі, на відміну від експоненційної затримки, ми використовуємо визначені розміри вікон  $[W_1, W_2, \dots, W_m]$ . Таким чином, завдання цієї статті – проаналізувати вплив розміру вікна на пропускну здатність та порівняти з випадком двійкової експоненційної затримки, за якої  $W_i=2^i$ .

Використовуючи результати з [3] та [4], можемо розписати розподіл станів затримок та лічильники, а також вивести ймовірність передачі залежно від ймовірності колізії. Отже, ймовірність передачі  $\tau$  рівна ймовірності того, що ланцюг Маркова перебуває у одному зі станів  $b_{i,0}$ , тобто один із лічильників затримки сягає нуля.

Запишемо вираз для обчислення ймовірності передачі залежно від ймовірності колізії:

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{i,0} \quad (1)$$

$$\tau_{seq} = \frac{2(1-c^{m+1})}{\sum_{i=0}^m (1-c)c^i W_i + 1 - c^{m+1}} \quad (2)$$

де  $c$  – фактор колізії для послідовної затримки, визначається як

$$c = \frac{p}{1-p} \quad (3)$$

Таким чином, рівняння (2) характеризує загальну ймовірність передачі залежно від розміру вікна  $W_i$  та ймовірності колізії  $p$ .

Як видно з (2), ймовірність передачі  $\tau$  залежить від ймовірності колізії  $p$ , коли існує певна зворотна залежність. Нагадаємо, що колізія виникає саме тоді, коли під час передачі цією станцією даних хоча б одна з інших  $n-1$  станцій також починає передачу даних. Звідси

$$p(\tau) = 1 - (1-\tau)^{n-1} \quad (4)$$

$$\tau^*(p, n) = 1 - (1-p)^{1/(n-1)} \quad (5)$$

Розв'язавши систему нелінійних рівнянь (3), (5), отримаємо значення  $\{p^*, \tau^*\}$ , які визначимо як стійку робочу точку системи. Як буде показано далі, існує певний набір  $\{p_{opt}, \tau_{opt}\}$ , за якого пропускну здатність максимізується. З іншого боку, робоча точка мережі залежить від розмірів і режиму затримки. Таким чином, алгоритм обчислення ймовірності передачі і ймовірності колізій задається рівняннями (1) – (5).

#### Алгоритм обчислення пропускної здатності

Нехай  $P_{busy}$  – ймовірність того, що у домені колізій наявна передача, тобто хоча б одна станція ініціює передачу в цьому слоті:

$$P_{busy} = 1 - (1-\tau)^n \quad (6)$$

Ймовірність успішної передачі  $P_s$  – ймовірність того, що лише одна станція передає у цьому слоті дані

$$P_s = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{1-(1-\tau)^n} \quad (7)$$

Розрахуємо пропускну здатність таким чином:

$$S = \frac{P_s P_{\text{визу}} E[\text{Payload}]}{(1-P_{\text{визу}})\sigma + P_{\text{визу}} P_s T_s + P_{\text{визу}} (1-P_s) T_c} \quad (8)$$

де  $\sigma$  – час слоту,  $T_c$  – середній час колізій,  $T_s$  – середній час передачі. Переписавши (8), отримаємо

$$S = \frac{E[\text{Payload}]}{T_s - T_c + \frac{\sigma(1-P_{\text{визу}})/P_{\text{визу}} + T_c}{P_s}} \quad (9)$$

Для максимізації пропускну здатності необхідно максимізувати рівність

$$U(\tau, n) = \frac{P_s}{(1-P_{\text{визу}})/P_{\text{визу}} + T/\sigma} = \frac{n\tau(1-\tau)^{n-1}}{T_c^* - (1-\tau)^n (T_c^* - 1)} \quad (10)$$

Використовуючи (4), виразимо функцію користності залежно від ймовірності колізії  $p$ :

$$U(p, n) = \frac{n(1-p)(1-(1-p)^{\frac{n}{n-1}})}{T_c^* - (1-p)^{\frac{n}{n-1}} (T_c^* - 1)} \quad (11)$$

де  $T_c^*$  – середня кількість зайнятих слотів, за якої трапляються колізії. При великих значеннях  $n$  (11) можна записати:

$$U(p, n) \approx \frac{n(1-p)p}{1+p(T_c^* - 1)} \quad (12)$$

Таким чином, вирази (6) – (12) задають алгоритм обчислення пропускну здатності.

Дослідимо пропускну здатність на максимум. Диференціюючи (12) по величині  $p$ , отримаємо оптимальну величину ймовірності колізій:

$$P_{\text{опт}} \approx \frac{\sqrt{T_c^*} - 1}{T_c^* - 1} \quad (13)$$

Як раніше згадувалося, режим затримки вказує, яким чином робоча точка змінюється за різних розмірів мережі.

Перейдемо до розгляду задачі щодо знаходження таких значень розмірів вікна, щоби функція (2) змінювалася таким чином, щоби робоча точка мережі завжди була оптимальною, як визначено у (13).

### Алгоритм обчислення оптимального розміру вікна

Оскільки відношення між ймовірностями передачі та колізій виражається складними нелінійними рівняннями, розв'язання задачі для довільних розмірів вікна є дуже складним та деколи неможливим. Як показано на рис. 1, хоч відношення і нелінійне, якщо ми сформуємо функцію затримки (2) близькою до ідеальної ступінчатої функції, тоді результуючі розв'язання завжди будуть вести до точної ймовірності колізій, і якщо ця ймовірність близька до оптимальної, то пропускну здатність буде оптимальною за різних розмірів мережі.

Щоб зімітувати ідеальний метод затримки, використаємо методи апроксимації. Задача зводиться до знаходження значень  $W_i$ , щоби апрок-

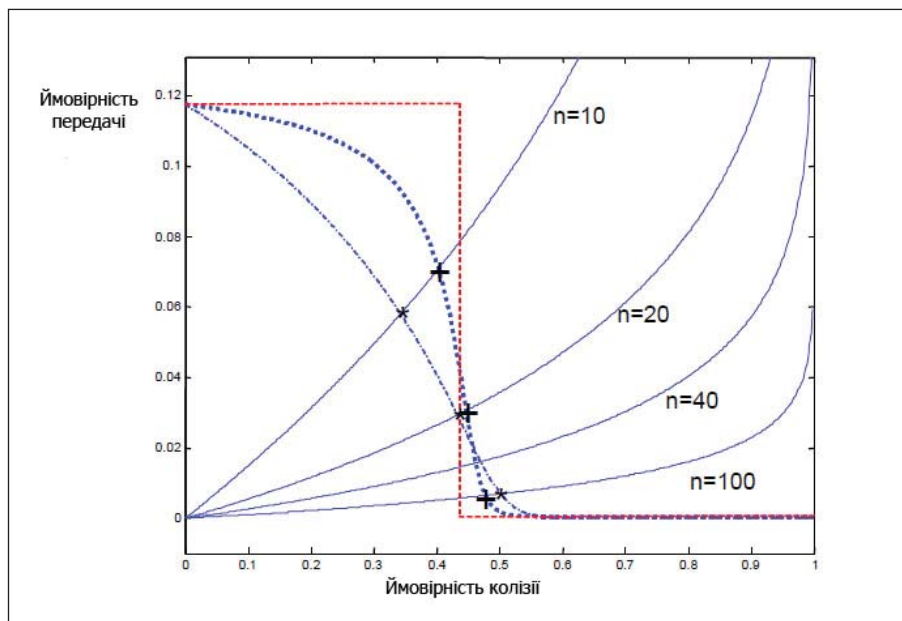


Рис. 1. Порівняння розглянутого алгоритму і двійкового експоненційного алгоритму затримки залежно від кількості вузлів

симувати реальну функцію затримки з ідеальною:

$$\tau_{seq} = \frac{2(1-c^{m+1})}{\sum_{i=0}^m (1-c)c^i W_i + 1 - c^{m+1}} \approx \tau^*(c) \quad (14)$$

де

$$\tau^*(c) = \begin{cases} \frac{2}{W_0 + 1} & c < c^* \\ \frac{2}{W_m + 1} & c > c^* \end{cases} \quad (15)$$

Ідеальна функція показана на рис. 1. Оптимальний фактор колізії  $c^*$  може бути визначений з (3) та (13) як

$$c^* \approx \frac{1}{\sqrt{I_c}} \quad (16)$$

Перепишемо (14) таким чином:

$$\sum_{i=0}^m c^i W_i = \sum_{i=0}^m c^i \left( \frac{2}{\tau^*(c)} - 1 \right) \quad (17)$$

Необхідно апроксимувати наступну функцію за допомогою поліноміальних коефіцієнтів:

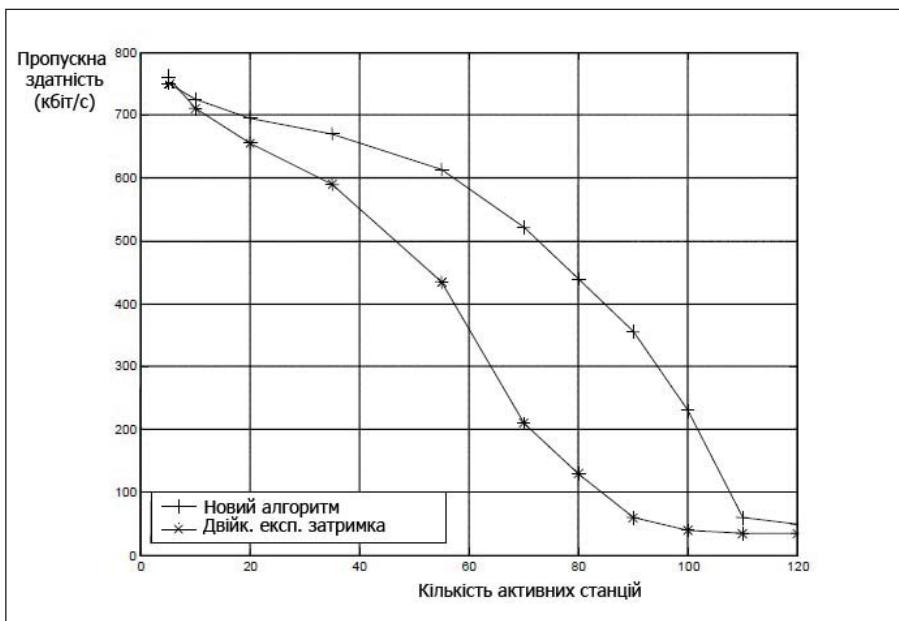


Рис. 2. Середня пропускна здатність під час використання розглянутого алгоритму і двійкового експоненційного алгоритму затримки

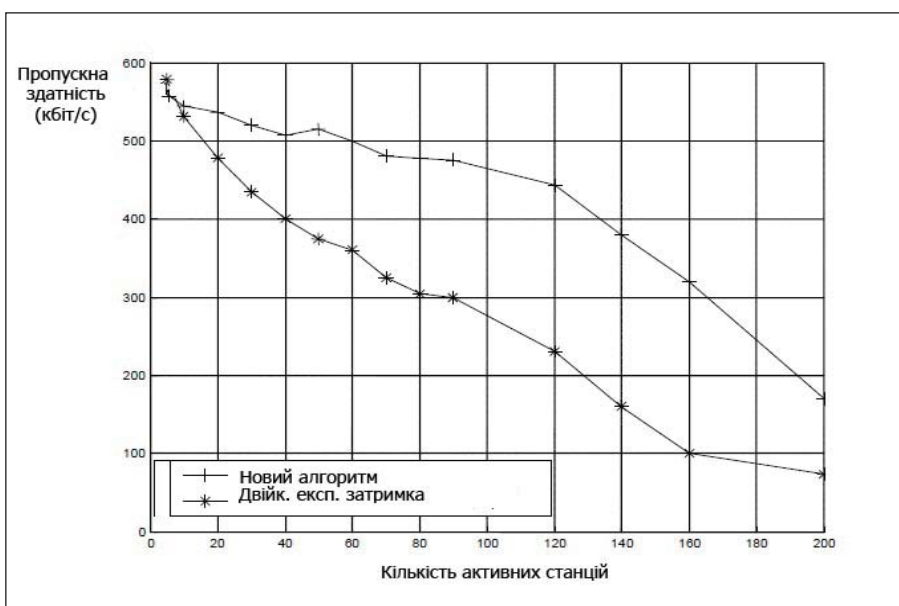


Рис. 3. Середня пропускна здатність під час використання розглянутого алгоритму і двійкового експоненційного алгоритму затримки під час використання RTS/CTS

$$g(c) \triangleq \left( \frac{2}{\tau^*(c)} - 1 \right) = \sum_{i=0}^m a_i c^i \quad (18)$$

Оскільки перший множник поводить як інтегратор щодо поліноміальних коефіцієнтів,

$$W_i = \sum_{j=0}^i a_j \quad (19)$$

Щоб знайти значення  $a_i$ , можна використати 3 форми апроксимації функції, кожна з яких сприятиме своєму методу затримки (Баттерворта, еліптична і Чебишева):

$$g(c) = \begin{cases} W_0 & c < c^* \\ W_m & c > c^* \end{cases} \quad (20)$$

Використаємо апроксимацію Баттерворта  $k$ -го порядку для функції  $g(c)$ :

$$g(c) \approx \frac{W_0}{1 - (\frac{c}{c^*})^k} = W_0 \sum_{i=0}^{\lfloor m/k \rfloor} (\frac{c}{c^*})^{ki} \quad (21)$$

Звідси

$$a_i = \begin{cases} W_0 (\frac{1}{c^*})^{ki} & i = kn < m \\ 0 & \end{cases} \quad (22)$$

Використовуючи рівняння (19) і (22), отримаємо такий розмір вікна:

$$W_i = \sum_{j=0}^{\lfloor i/k \rfloor} W_0 (\frac{1}{c^*})^{k \cdot j} \quad i \leq m \quad (23)$$

Застосування запропонованих алгоритмів обчислення ймовірності безпомилкової передачі інформації, ймовірності колізій, пропускної здатності, оптимального розміру вікна порівняно з існуючими представлено на рис. 1, 2, 3.

Із графіків видно, що апроксимація Баттерворта є найпростішою, тоді як еліптична апроксимація того самого порядку демонструє дещо кращий результат.

У першому випадку під час моделювання використовувалися WLAN 802.11b модулі OPNET. Фізичний рівень моделі базується на розширенні спектру зі скачкоподібним перелаштуванням частоти зі швидкістю передачі даних 1 Мбіт/с.

Підкреслимо, що кількість вузлів змінюється від 5 до 120, кожна станція передає пакети довжиною 1024 байти. Час між передачами обрано так, щоби черги передачі ніколи не залишались пустими. У другому випадку було використано безпроводні модулі з RTS/CTS. Для цього механізму доступу розміри пакетів мають експоненційний розподіл з довжиною пакета 1024 байти. Результатом моделювання було отримання статистики пропускної здатності у стаціонарному стані системи. Результати показані на рис. 2 та 3.

Як видно з рисунків, шляхом зміни кількості вузлів двосторонній експоненційний алгоритм затримки дає дещо кращу пропускну здатність, ніж двійковий експоненційний алгоритм, що показано в обох випадках.

**Висновки.** Результати моделювання демонструють, що новий алгоритм демонструє стійку пропускну здатність, коли кількість вузлів є невеликою (наприклад 10) або великою (наприклад 100), а також дає більшу ємність порівняно з двійковим експоненціальним алгоритмом затримки.

Застосування запропонованих алгоритмів обчислення ймовірності безпомилкової передачі інформації, ймовірності колізій, пропускної здатності, оптимального розміру вікна в системі управління сенсорною мережею дасть змогу уникнути ефекту значного зменшення її пропускної здатності у мережах ad-hoc зі зростанням розмірів мережі.

#### Список літератури:

1. Ali Motamedi, Hamid Aghajan, Ahmad Bahai «Throughput Persistence of Scalable Mobile Ad-hoc Networks»: Evaluation and Enhancement, 2004.
2. G. Bianchi, I. Tinnirello “Kalman filter estimation of the number of competing terminals in IEEE 802.11 network”, INFOCOM 2003, 22(2), pp. 844–852, 2003.
3. Jian Ma, “IEEE 802.11 Distributed coordination function (DCF): Analysis and enhancement”, ICC 2002 – IEEE International Conference on Communications, no. 1, April 2002, pp. 605–609.
4. G. Bianchi, “Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function”, IEEE JSAC, 18(3), pp. 535–547, 2000.

#### ОБЕСПЕЧЕНИЕ СТАБИЛЬНОСТИ ПРОПУСКНОЙ СПОСОБНОСТИ МАСШТАБИРУЕМЫХ АД-НОС СЕТЕЙ

*В статье исследуется идея разработки протокола множественного доступа для использования в беспроводных сенсорных сетях, что позволит достигать большой пропускной способности при больших размерах сети. Предоставляется обоснование необходимости протокола, описание реализации протокола, а также приводятся результаты моделирования сети, которая применяет рассмотренный протокол.*

**Ключевые слова:** беспроводная сенсорная сеть, ad-hoc, пропускная способность, производительность.

**PROVIDING STABILITY OF THROUGHPUT OF SCALABLE AD-HOC NETWORK**

*In this paper the idea of developing multiple access protocol for use in wireless sensor networks that will achieve high throughput for large size networks. The background of necessity of protocol is provided, a description of protocol implementation, and also results of network modelling are provided.*

**Key words:** *wireless sensor network, ad-hoc, throughput performance.*