

УДК 004.72

DOI: 10.31673/2786-8362.2026.012742

Табор Д.І.

МЕТОД МАТЕМАТИЧНОГО МОДЕЛЮВАННЯ РОЗПОДІЛУ ТРАФІКУ В БАГАТОЛІНКОВИХ ПРИСТРОЯХ

Tabor D.I. Mathematical modeling method for traffic allocation in multi-link devices. The paper presents a mathematical model of traffic allocation in multi-link devices, which formalizes the data transmission control process as a managed queuing system. The proposed approach solves the problem of the lack of a unified basis for describing access policies by shifting the task from testing disparate heuristics to strict mathematical formalization. The planning process is reduced to an unambiguous mapping of the system state into a vector of control actions. The introduction of a link compatibility matrix and constraint equations allows algorithmically pruning physically invalid transmission configurations. This approach establishes an analytical relationship between control parameters and expected quality of service indicators, enabling the evaluation of throughput, delays, and the probability of deadline violations prior to actual transmission. The developed framework creates a theoretical basis for the quantitative comparison of various allocation mechanisms and the formation of an environment for designing adaptive access control algorithms.

Keywords: wireless networks; multi-link operations; traffic allocation; queuing system; access control; quality of service

Табор Д.І. Метод математичного моделювання розподілу трафіку в багатолінкових пристроях. У роботі представлено математичну модель розподілу трафіку в багатолінкових пристроях, яка формалізує процес керування передачею даних як керовану систему масового обслуговування. Запропонований підхід розв'язує проблему відсутності єдиної бази для опису політик доступу, переводячи задачу з площини тестування розрізаних евристик у строгу математичну формалізацію. Процес планування зведено до однозначного відображення стану системи у вектор керуючих дій. Введення матриці сумісності лінків та рівнянь обмежень дозволяє на алгоритмічному рівні відсікати фізично недійсні конфігурації передачі. Такий підхід встановлює аналітичний зв'язок між параметрами керування та очікуваними показниками якості обслуговування, даючи змогу оцінювати пропускну здатність, затримки та ймовірність порушення часових обмежень до моменту фактичної передачі. Розроблений апарат створює теоретичну основу для кількісного порівняння різних механізмів розподілу та формування середовища для проектування адаптивних алгоритмів керування доступом.

Ключові слова: бездротові мережі; багатолінкові операції; розподіл трафіку; система масового обслуговування; управління доступом; якість обслуговування

Вступ

Перехід до стандарту IEEE 802.11be зумовлено зростанням обсягів трафіку та необхідністю підтримки застосунків реального часу. Що вимагає не лише високої швидкості [3], але й низьких затримок [4]. Тому інновацією стало впровадження концепції багатолінкових операцій (Multi-Link Operation, MLO), що дозволяє пристроям агрегувати пропускну здатність кількох радіоінтерфейсів, на різних радіочастотних каналах [5].

Наявність декількох лінків хоча і забезпечує розширення фізичного ресурсу, проте фактична продуктивність мережі критично залежить від механізмів на рівні MAC, а саме яким чином система управління розподіляє пакети даних між доступними каналами [6]. На практиці існує низка різноманітних стратегій розподілу трафіку, кожна з яких оперує власними пріоритетами і по-різному реагує на зміни стану радіосередовища [7]. Унаслідок цього застосування різних механізмів управління призводить до кардинально відмінних результатів [12]. Доведено, що за умов асиметричної зайнятості каналів неефективна політика розподілу в MLO може призводити до затримок, які суттєво перевищують затримки у однолінковому режимі [8].

У зв'язку з цим виникає науково-практична проблема, яка полягає в обґрунтованому виборі та адаптації політики розподілу трафіку між паралельними лінками для заданого класу умов функціонування. Оскільки різні політики за однакових умов формують різні значення показників якості передачі, існує об'єктивна потреба у розробці єдиної математичної моделі яка повинна формалізувати процес керування передачею даних як відображення стану системи

у множині допустимих рішень з урахуванням обмежень MLO, що дозволить кількісно визначати, яка з політик забезпечує виконання заданого критерію оптимізації.

Аналіз останніх досліджень. Дослідження методів розподілу трафіку в мережах IEEE 802.11be розділяються на використання машинних адаптивних алгоритмів [13] та детермінованих евристик. Для максимізації пропускну здатності пропонуються алгоритми багатоагентного навчання з підкріпленням. Зокрема, застосовується алгоритм паралельного перенесення навчання [9] та рекурентний алгоритм для динамічного розподілу трафіку [10].

Альтернативний напрям базується на механізмі прив'язки ідентифікаторів трафіку до лінків [5]. Досліджуються як фіксовані схеми [1], де певний тип трафіку ізолюється на визначеному інтерфейсі, так і динамічні стратегії балансування, які використовують на лінки з найменшим завантаженням [6]. На практиці у відкритих реалізаціях бездротових стеків (у підсистемі мережевого стеку ядра Linux [2]) використовується детерміноване розщеплення потоку на рівні пакетів за циклічним принципом. В експериментальних оцінках MLO часто застосовується повністю незалежний доступ на кожному лінку (I-EDCA) або ж евристика надсилання пакету у перший вільний лінк [8,11,12].

Незважаючи на велику кількість запропонованих алгоритмів керування доступом MLO, залишається невирішеною проблема відсутності єдиної математичної моделі, яка б дозволяла описати будь-яку політику в стандартизованих термінах її вхідних даних, правил прийняття рішень та результуючих показників.

Метою роботи є побудова єдиної математичної моделі розподілу трафіку в багатолінковому пристрої (MLD), яка формалізує процес керування передачею даних на рівні Upper MAC як задачу прийняття рішень у системі масового обслуговування для забезпечення можливості кількісного порівняння різних політику управління.

Для досягнення поставленої мети вирішуються такі завдання як формалізація вектору стану системи, визначення простору допустимих керуючих рішень, встановлення аналітичного зв'язку між сформованим керуючим рішенням та прогнозованими показниками якості обслуговування.

Виклад основного матеріалу дослідження

У контексті задачі оптимізації передачі даних MLD розглядається як система масового обслуговування з керованим розподілом пакетів між кількома лінками, що функціонують у стохастичному середовищі. Керування даним розподілом, здійснюється на рівні Upper MAC як єдиній точці прийняття рішень, тоді як кожен лінк має власні процедури доступу і власний стохастичний процес отримання можливості передачі. Також у моделі фіксується дискретизація часу t як початок планувального циклу, у який Upper MAC має актуальні оцінки стану лінків і черг та формує керуючу дію для наступного інтервалу.

Нехай MLD функціонує у частотному просторі, представленому множиною активних лінків $\mathcal{L} = \{1, 2, \dots, N\}$, що успішно пройшли процедуру встановлення з'єднання та готові до передачі даних [1]. Це дозволяє виключити з простору рішень недоступні або неналаштовані інтерфейси.

Вхідний потік даних описується множиною потоків з непорожніми чергами $\mathcal{F} = \{f_1, f_2, \dots, K\}$, тобто таких, що мають дані для передачі в поточний момент часу. Кожен потік $f_k \in \mathcal{F}$ характеризується послідовністю вимог до якості обслуговування (1):

$$\psi_k = \{P_k, D_k^{max}, \tau_k\}, \quad (1)$$

де: P_k – пріоритет потоку, відповідно до пріоритету типу трафіку: VO, VI, BE, BK; D_k^{max} – гранично допустима затримка (Deadline); τ_k – тип трафіку, наприклад, $\tau_k \in \{RTA, Elastic\}$, що визначає строгість дотримання D_k^{max} .

Стан системи в довільний дискретний момент часу t визначається як комбінація стану середовища передачі та внутрішнього стану черг пристрою. Тобто, спочатку формується узагальнений опис системи, а вже потім визначається правило, яке на основі цього опису генерує рішення.

Позначимо вектор стану системи як $S(t)$. Він складається з двох компонентів (2):

$$S(t) = \langle X_{links}(t), Q_{traffic}(t) \rangle \quad (2)$$

Уточними що стан розглядається як спостережуваний на початку кожного циклу: метрики лінків отримуються з процедур РНУ/МАС вимірювання та статистики передачі, а стан черг безпосередньо доступний Upper MAC. У реальних системах ці оцінки можуть мати шум і затримку оновлення, але в межах моделі це відображається тим, що метрики розглядаються як стохастичні величини, а не детерміновані константи.

Стан кожного лінка $l \in \mathcal{L}$ описується вектором-стовпчиком нормованих показників $x_l(t) \in \mathbb{R}^{4 \times 1}$ (3). Ці метрики отримуються безпосередньо з вимірювань на фізичному та MAC-рівнях, які детально описано в попередньому розділі, що забезпечує наскрізність моделювання та зв'язок з реальною фізикою каналу:

$$x_l(t) = \begin{bmatrix} \mu_l^{occ}(t) \\ \mu_l^{int}(t) \\ \mu_l^{qual}(t) \\ \delta_l^{restr}(t) \end{bmatrix} \quad (3)$$

де: $\mu_l^{occ}(t)$ – метрика доступності ресурсу (відображає зайнятість каналу); $\mu_l^{int}(t)$ – метрика завадостійкості; $\mu_l^{qual}(t)$ – метрика якості сигналу (SNR/MCS); $\delta_l^{restr}(t)$ – бінарний індикатор обмежень (наприклад, через NSTR конфлікт).

Тоді загальний стан усіх каналів подається матрицею розмірності $4 \times N$ (4):

$$X_{links}(t) = [x_1(t), x_2(t), \dots, x_N(t)] \quad (4)$$

Також для прийняття ефективного рішення система повинна враховувати стан черг, який в свою чергу визначається на основі вектор стану трафіку який для множини потоків \mathcal{F} має вигляд (5):

$$Q_{traffic}(t) = [q_1(t), \dots, q_K(t)]^T \quad (5)$$

де стан окремого потоку $q_k(t)$ визначається парою параметрів:

$L_k(t)$ – поточна довжина черги потоку k ; $T_k^{rem}(t)$ – залишковий час до порушення вимог затримки.

Цей підпростір стану фактично відображає баланс між потребою в обслуговуванні та терміновістю. Параметр $L_k(t)$ характеризує обсяг даних, що знаходиться в черзі на передачу, а параметр $T_k^{rem}(t)$ – часову напругу, де чим менше значення T^{rem} , тим вужчий допустимий простір для очікування в черзі та вищий ризик порушення QoS. При цьому параметр $T_k^{rem}(t)$ визначається залежно від типу трафіку τ_k (6):

$$T_k^{rem}(t) = \begin{cases} D_k^{max} - (t - t_k^{arrival}), & \text{якщо } \tau_k = \text{RTA} \\ \infty, & \text{якщо } \tau_k = \text{Elastic} \end{cases} \quad (6)$$

Базуючись на визначеному векторі стану $S(t)$, який включає структурний та кількісний компоненти, планувальник Upper MAC повинен сформувати рішення що визначить конфігурацію передачі на наступний інтервал (ТХОР). Відповідно, необхідно врахувати наступні складові.

Позначимо вектор керуючого рішення в момент часу t як $A(t)$.

1) Першою складовою рішення є визначення комутаційної схеми, тобто розподіл потоків по доступних інтерфейсах. Введемо бінарну матрицю призначень $X(t)$ розмірністю $K \times N$ (де $K = |\mathcal{F}|$ – кількість активних потоків, $N = |\mathcal{L}|$ – кількість активних лінків (7):

$$X(t) = \begin{pmatrix} x_{1,1} & x_{1,2} & \dots & x_{1,N} \\ x_{2,1} & x_{2,2} & \dots & x_{2,N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ x_{K,1} & x_{K,2} & \dots & x_{K,N} \end{pmatrix}, \quad x_{k,l} \in \{0,1\} \quad (7)$$

Де елемент $x_{k,l} = 1$ вказує на те, що пакети k -го потоку включені до плану передачі для l -го лінка в поточному циклі. Значення $x_{k,l} = 0$ означає, що потік не обслуговується даним лінком. Рядок k : Вказує, які лінки залучені для обслуговування k -го потоку. Якщо $\sum_{l=1}^N x_{k,l} > 1$, це означає режим агрегації пропускну здатності, коли пакети одного потоку розпаралелюються між кількома каналами. Столпчик l : Вказує, які потоки обслуговуються на

l -му лінку протягом поточного ТХОР. У межах одного ТХОР ці потоки можуть передаватися як у вигляді агрегованих кадрів А-MPDU, так і послідовно в окремих PDU, залежно від налаштувань MAC-рівня.

2) Сама по собі матриця $X(t)$ визначає лише факт підключення. Для повноти керування необхідно визначити обсяг даних, що передається. Введемо матрицю розподілу навантаження $V(t) \in \mathbb{R}_{\geq 0}^{K \times N}$, елементи якої $b_{k,l}$ визначають кількість інформації, яку заплановано передати з черги k -го потоку через l -й лінк (8):

$$V(t) = \begin{pmatrix} b_{1,1} & b_{1,2} & \cdots & b_{1,N} \\ b_{2,1} & b_{2,2} & \cdots & b_{2,N} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ b_{K,1} & b_{K,2} & \cdots & b_{K,N} \end{pmatrix} \quad (8)$$

Де сума по рядку $\sum_l b_{k,l}$ визначає, наскільки зменшиться черга $L_k(t)$ після завершення циклу передачі.

Сума по стовпцю $B_l^{agg} = \sum_k b_{k,l}$ визначає розмір корисного навантаження у кадрі РНУ-рівня на l -му лінку.

Між матрицями X та V існує зв'язок у вигляді $b_{k,l} > 0 \Rightarrow x_{k,l} = 1$, тобто, що якщо потік не призначено на лінк ($x_{k,l} = 0$), то обсяг переданих даних тотожно дорівнює нулю ($b_{k,l} = 0$).

3) Третьою складовою рішення є часові параметри доступу. Для кожного лінка необхідно визначити тривалість зарезервованого вікна передачі. Введемо вектор часу (9):

$$\tau(t) = [\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_N]^T \quad (9)$$

де τ_l – тривалість передачі на l -му лінку в мікросекундах.

Хоча τ_l функціонально залежить від обсягу даних B_l^{agg} та фізичної швидкості лінка R_l (MCS), виділення τ_l в окрему змінну керування є необхідним через специфіку MLO, де часто виникає потреба вирівнювання тривалості передач для синхронних режимів. При цьому величина τ_l обмежена зверху максимально допустимою тривалістю ТХОР, яка визначається стандартом для відповідної категорії доступу.

Таким чином, повне рішення планувальника в момент часу t формалізується як упорядкований кортеж матриць та векторів (10), що дозволяє однозначно інтерпретувати будь-яку політику розподілу трафіку як алгоритм заповнення цих матриць

$$A(t) = \langle X(t), V(t), \tau(t) \rangle \quad (10)$$

Сформований керуючий кортеж $A(t) = \langle X, V, \tau \rangle$ визначає лише бажаний режим роботи. Для того щоб цей план міг бути реалізований фізично без порушення стандартів IEEE 802.11be та виникнення колізій на стороні приймача, він повинен належати простору допустимих рішень $\mathcal{S}_{feasible}$.

Обмеження простору рішень визначаються апаратною архітектурою MLD та обраним режимом роботи:

1) Ключовим обмежуючим фактором у багатолінкових системах є внутрішня інтерференція (IDC). Інформація про такі апаратні обмеження, яка у векторі стану, описаному вище, кодується через індикатор δ_l^{restr} , на рівні системи агрегується у матрицю сумісності лінків $\mathbf{C} \in \{0,1\}^{N \times N}$.

Матриця \mathbf{C} є симетричною ($c_{i,j} = c_{j,i}$) і визначається на етапі встановлення з'єднання. Елемент $c_{i,j}$ визначає можливість одночасної незалежної роботи пари лінків i та j :

- $c_{i,j} = 1$ для STR-пари, передача на i не заважає прийому на j .
- $c_{i,j} = 0$ для NSTR-пари, одночасна різноспрямована активність заборонена.

Відповідно, для будь-якої пари активних лінків i, j , що задіяні в передачі ($x_{\cdot,i} \cdot x_{\cdot,j} = 1$) і є NSTR-парою ($c_{i,j} = 0$), має виконуватися рівність тривалості ТХОР (11) щоб фази передачі та фази очікування підтвердження на обох лінках збігалися у часі.

$$\forall i, j \in \mathcal{L}: (x_{\cdot,i} \cdot x_{\cdot,j} = 1) \wedge (c_{i,j} = 0) \Rightarrow \tau_i = \tau_j \quad (11)$$

2) Фізична реалізованість рішення вимагає, щоб запланований час τ_l був достатнім для передачі запланованого обсягу даних. Для цього мінімально необхідний час t_l^{req} для передачі корисного навантаження на лінку l розраховується як (12):

$$t_l^{req} = \frac{\sum_{k=1}^K b_{k,l}}{R_l(\mu_l^{qual})} + T_{phy_overhead} \quad (12)$$

де R_l – фізична швидкість передачі, яка визначається на основі метрики якості сигналу (SINR/MCS) з вектора стану x_l , а $T_{phy_overhead}$ – стандартні часові витрати на преамбулу та заголовки. У випадку NSTR-синхронізації загальна тривалість ТХОП τ_{sync} визначається найповільнішим лінком (13):

$$\tau_{sync} = \max_{\{l|active\ NSTR\}} (t_l^{req}) \quad (13)$$

Це призводить до появи накладних витрат на синхронізацію. Для кожного лінка l в NSTR-групі величина втрат $\Delta\tau_l$ становить (14):

$$\Delta\tau_l = \tau_{sync} - t_l^{req} \geq 0 \quad (14)$$

3) Якщо підмножина лінків $\mathcal{L}_{EMLSR} \subset \mathcal{L}$ працює в режимі EMLSR, то в кожен момент часу передача можлива лише по одному з них через наявність лише одного радіомодуля. Це формалізується як обмеження взаємного виключення (15):

$$\sum_{l \in \mathcal{L}_{EMLSR}} \mathbb{I}(\sum_{k=1}^K x_{k,l} > 0) \leq 1 \quad (15)$$

де $\mathbb{I}(\cdot)$ – індикаторна функція.

4) Стандарт IEEE 802.11 обмежує складність формування агрегованих кадрів, зокрема, існує ліміт на кількість різних ідентифікаторів трафіку (TID), які можуть бути об'єднані в одному A-MPDU (зазвичай $N_{TID}^{max} = 8$). Це накладає обмеження на стовпці матриці призначень X (16) і відповідно, будь-яке рішення, що виходить за межі $\mathcal{S}_{feasible}$ з вищеописаних умов, вважається недійсним.

$$\forall l \in \mathcal{L}: \sum_{k=1}^K x_{k,l} \leq N_{TID}^{max} \quad (16)$$

Маючи формалізований вектор стану $\mathbf{S}(t)$ та визначений простір допустимих керувань $\mathcal{S}_{feasible}$, задачу управління трафіком у MLD можна звести до визначення правила, яке ставить у відповідність кожній ситуації конкретну керуючу дію. Де політика розподілу трафіку π визначається як функція, що трансформує інформацію про поточний стан системи та набір внутрішніх налаштувань у вектор керування (17):

$$\pi: \mathcal{S} \times \Omega \rightarrow \mathcal{S}_{feasible} \quad (17)$$

де \mathcal{S} – простір можливих станів, а Ω – простір параметрів конфігурації політики.

Для подальшого порівняння різних політик розподілу трафіку представимо безпосередньо політику розподілу як універсальну структуру з окремих компонентів:

- Вхідні дані які формують вектор стану що відображає динаміку середовища та вимоги трафіку $\mathbf{S}(t) = \langle X_{links}(t), Q_{traffic}(t) \rangle$;

- Параметри політики ($\Theta \in \Omega$) як набір налаштувань або вагових коефіцієнтів, які визначають поведінку алгоритму.

- Правило прийняття рішення як алгоритмічне ядро, що виконує перетворення стану системи та параметрів політики на керуючу дію. Тоді структура політики розподілу можна описати як (18):

$$A(t) = \pi(\mathbf{S}(t); \Theta) \quad (18)$$

Що дозволяє сформулювати задачу налаштування мережі як пошук такого вектора Θ , який забезпечує найкращі показники ефективності для фіксованої структури правила π .

Оскільки MLD функціонує в умовах часткової невизначеності, а деякі алгоритми керування передбачають випадковий вибір дій, доцільно розширити визначення політики, де в загальному випадку може задаватися як умовний розподіл ймовірностей на просторі допустимих рішень (19):

$$\pi(A|\mathbf{S}; \Theta) = P(A(t) = A | \mathbf{S}(t) = \mathbf{S}) \quad (19)$$

У цьому випадку конкретне рішення $A(t)$ у кожному циклі обирається шляхом семплювання з цього розподілу (20):

$$A(t) \sim \pi(\cdot | \mathbf{S}(t); \Theta) \quad (20)$$

Ключовим завданням моделі є прогнозування наслідків прийнятого керуючого рішення $A(t) = \langle X, B, \tau \rangle$ для стану системи. Оскільки бездротовий канал є стохастичним середовищем,

точні значення метрик не можуть бути гарантовані, проте їх математичне сподівання та оцінки ризиків можуть бути виведені аналітично на основі вектора стану $S(t)$.

Для коректності розрахунків введемо поняття тривалості поточного циклу планування T_{cycle} . Оскільки передача на різних лінках відбувається паралельно, але завершується в різний час (або вирівнюється при NSTR), тривалість циклу визначається максимальною тривалістю зарезервованого TXOP серед усіх активних лінків (21):

$$T_{cycle} = \max_{l \in \mathcal{L}}(\tau_l) + T_{ack} \quad (21)$$

де T_{ack} – час на отримання підтвердження.

Номінальна швидкість фізичного рівня не дорівнює реальній пропускну здатності через помилки передачі. Нехай $p_l(\mu_l^{qual})$ – ймовірність помилки при прийомі пакету на лінку l , яка є функцією від метрики якості сигналу. Тоді математичне сподівання обсягу успішно переданих даних для потоку k на лінку l становить (22):

$$\mathbb{E}[Data_{k,l}] = b_{k,l} \cdot (1 - p_l(\mu_l^{qual})) \quad (22)$$

А сумарна очікувана пропускну здатність для потоку k у поточному циклі визначається як (23):

$$TH_k(A, S) = \frac{1}{T_{cycle}} \sum_{l \in \mathcal{L}} x_{k,l} \cdot b_{k,l} \cdot (1 - p_l(\mu_l^{qual})) \quad (23)$$

Для ілюстрації даної оцінки використаємо систему з двома лінками $R_1 = 5$ МБ/с (L1) та $R_2 = 0.5$ МБ/с (L2). Оцінка проводиться для чотирьох стратегій формування матриці навантаження B при обсягах черги L_k від 1 до 20 кБ. Перша стратегія спрямовує весь обсяг черги виключно на перший лінк ($b_1 = L_k, b_2 = 0$). Друга стратегія лише для другого лінка ($b_1 = 0, b_2 = L_k$). Третя стратегія (стохастичний розподіл) моделює непередбачувану поведінку, надсилаючи дані у випадковій пропорції $b_1 = L_k \cdot p$ та $b_2 = L_k \cdot (1 - p)$, де p є псевдовипадковою величиною в діапазоні від 0.1 до 0.9. Четверта стратегія (пропорційний розподіл) ділить дані строго пропорційно фізичним швидкостям інтерфейсів ($b_1 = L_k \cdot \frac{R_1}{R_1 + R_2}$, $b_2 = L_k \cdot \frac{R_2}{R_1 + R_2}$), гарантуючи одночасне завершення передачі $\tau_1 = \tau_2$. Відповідний графік оцінок пропускну здатності представлено для режиму STR на Рис. 1. та для NSTR на Рис. 2.

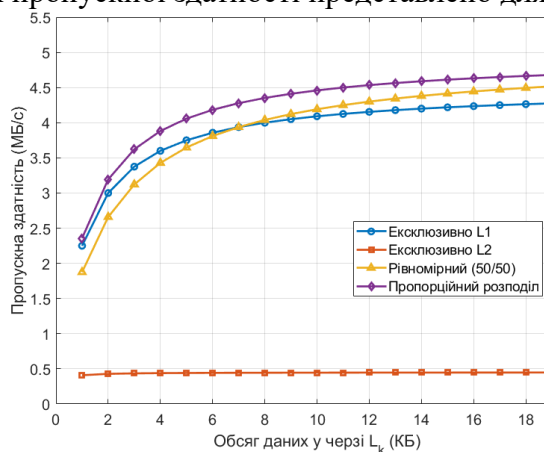


Рис. 1. Оцінка пропускну здатності для STR

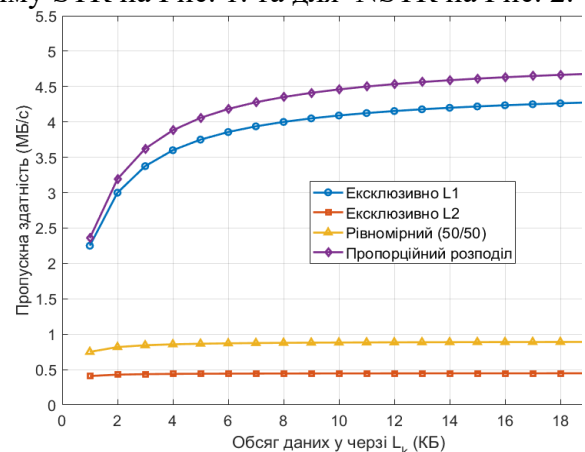


Рис. 2. Оцінка пропускну здатності для NSTR

Для подальшого обчислення ймовірності порушення дедлайнів необхідно оцінити очікувану затримку обслуговування пакета, яка складається з часу очікування в черзі, часу доступу до середовища та часу передачі.

Час доступу (T_{acc}) є випадковою величиною, що залежить від конкуренції за середовище. Використовуючи метрику доступності μ_l^{occ} , середній час очікування доступу для лінка l буде становити (24):

$$\mathbb{E}[T_{acc,l}] \approx \frac{CW_{min}}{2} \cdot \sigma \cdot \frac{1}{\mu_l^{occ}} \quad (24)$$

де σ – тривалість слота. Цей вираз є наближеною оцінкою для систем з випадковим доступом; множник $1/\mu_l^{occ}$ моделює зростання кількості ретрансмісій та колізій при високому завантаженні каналу.

Довжина черги на початок наступного циклу $L_k(t + 1)$ прогнозується на основі балансу між надходженням нових даних (з інтенсивністю λ_k) та успішною передачею. Важливо враховувати, що дані, які були передані з помилкою (p_l), залишаються в черзі для повторної передачі (25):

$$L_k(t + 1) = \max(0, L_k(t) - \sum_{l \in \mathcal{L}} b_{k,l} \cdot (1 - p_l(\mu_l^{qual}))) + \lambda_k \cdot T_{cycle} \quad (25)$$

Середня затримка визначається згідно із законом Літла [11], де очікувана затримка для потоку k обернено пропорційна ефективній швидкості обслуговування (26):

$$\bar{D}_k(A, S) \approx \frac{L_k(t)}{TH_k(A, S)} + \min_{l: x_{k,l}=1} (E[T_{acc,l}]) \quad (26)$$

Результати розрахунків за отриманим виразом представлені на графіках для режиму STR на Рис. 3 та NSTR на Рис. 4 які демонструють загальний час перебування пакетів у раніше описаній системі. Оцінка проведена для описаних вище чотирьох стратегій формування матриці навантаження B з додатковим урахуванням усередненого часу очікування доступу до середовища.

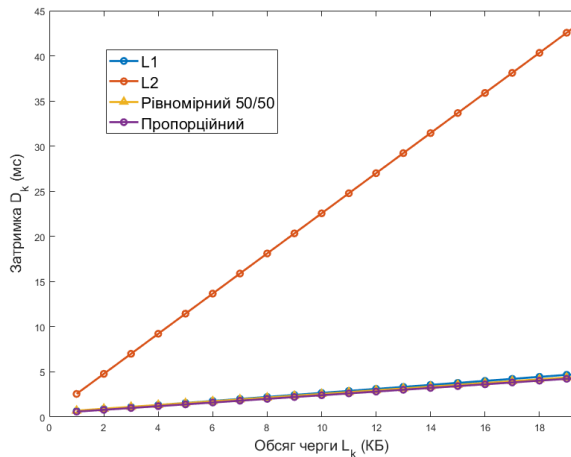


Рис. 3. Середня затримка для STR

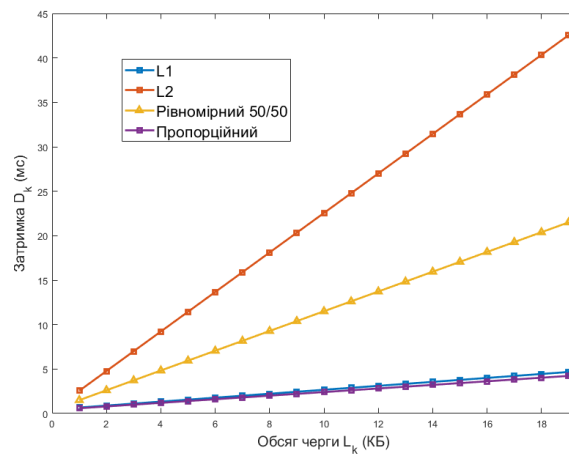


Рис. 4. Середня затримка для NSTR

Ризик порушення дедлайну виникає, якщо швидкість обслуговування недостатня для передачі наявного обсягу даних у відведений час. Апроксимуємо розподіл часу обслуговування експоненційним законом [14]. Тоді ймовірність відмови оцінюється як функція від відношення доступного часу до необхідного (27):

$$P_{fail,k}(A) \approx \exp\left(-\frac{T_k^{rem}}{E[T_{drain}]}\right) = \exp\left(-\frac{T_k^{rem} \cdot TH_k(A, S)}{L_k(t)}\right) \quad (27)$$

де: T_k^{rem} – залишковий час до дедлайну (доступний ресурс часу); $L_k(t)$ - поточний обсяг черги (у бітах); $TH_k(A, S)$ – очікувана пропускна здатність (у бітах/с), визначена вище.

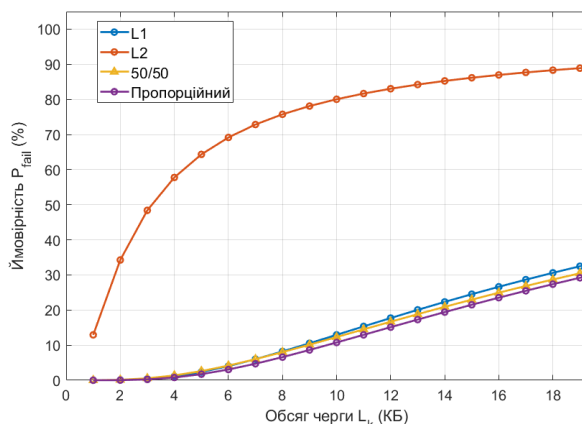


Рис. 5. Ймовірність порушення дедлайну для STR

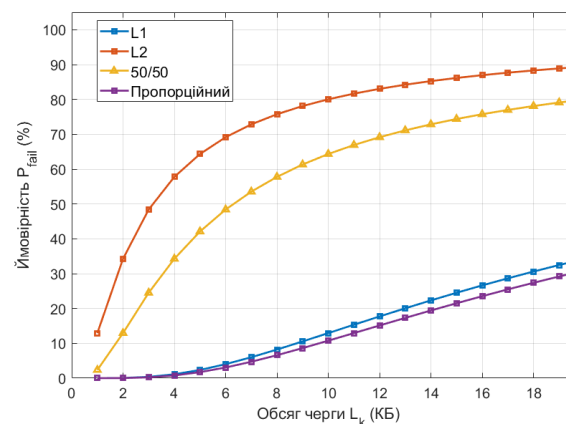


Рис. 6. Ймовірність порушення дедлайну для NSTR

Візуалізацію отриманих значень ймовірності порушення часових обмежень представлено на графіках для режимів STR на Рис. 5. та NSTR на Рис. 6. .

Даний вираз демонструє залежність надійності від прийнятого рішення де збільшення виділеного ресурсу (зростання TH_k) призводить до швидшого зменшення показника експоненти, знижуючи ймовірність зриву ($P_{fail} \rightarrow 0$) чи накопичення черги (зростання L_k) зменшує знаменник у дробі показника, наближаючи ймовірність зриву до одиниці ($P_{fail} \rightarrow 1$).

Висновки

У роботі розв'язано проблему відсутності єдиної математичної бази для опису та оптимізації політик розподілу трафіку в багатолінкових пристроях. Дослідження переводить задачу управління на рівні Urper MAC із площини тестування розрізнених евристик у строгу формалізацію керованої системи масового обслуговування.

Головним аналітичним здобутком є побудова моделі, яка зводить процес планування до однозначного відображення стану системи у вектор керуючих дій. Введення матриці сумісності лінків та рівнянь обмежень дозволяє на алгоритмічному рівні відсікати фізично недійсні конфігурації передачі. Такий підхід встановлює аналітичний зв'язок між параметрами керування та очікуваними показниками якості обслуговування. Як показує моделювання, запропонований апарат дає змогу оцінювати ефективну пропускну здатність, час очікування доступу та ймовірність порушення дедлайнів для трафіку реального часу до моменту фактичної передачі.

Отримані результати можуть слугувати теоретичною та методологічною основою для розробки адаптивних алгоритмів керування доступом. Зокрема, розроблений математичний апарат є придатним для використання як формальне середовище при проектуванні та навчанні інтелектуальних моделей для оптимізації розподілу трафіку. Крім того, запропонована структура простору станів і рішень створює архітектурні передумови для подальшої адаптації алгоритмів під складніші умови – такі як моделювання міжвузлової інтерференції у щільних мережах або налаштування механізмів обслуговування змішаних потоків даних із різними вимогами до якості сервісу.

Список використаної літератури:

1. IEEE 802.11 Working Group. (2023). IEEE P802.11be/D3.0: Draft Standard for Information technology—Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks—Specific requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 8: Enhancements for extremely high throughput (EHT). IEEE.
2. Linux Wireless. (2024). mac80211 - Linux kernel 802.11 wireless stack. The Linux Kernel Organization. URL: <https://wireless.wiki.kernel.org/en/developers/documentation/mac80211>.
3. Chen, C., Chen, X., Das, D., Akhmetov, D., & Cordeiro, C. (2022). Overview and Performance Evaluation of Wi-Fi 7. IEEE Communications Standards Magazine, 6(2), 12–18. URL: <https://doi.org/10.1109/MCOMSTD.0001.2100082>.
4. Deng, C., Fang, X., Han, X., Wang, X., Yan, L., He, R., Long, Y., & Guo, Y. (2020). IEEE 802.11be Wi-Fi 7: New Challenges and Opportunities. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 22(4), 2136–2166. URL: <https://doi.org/10.1109/comst.2020.3012715>.
5. López-Raventós, Á., & Bellalta, B. (2022). Multi-link operation in IEEE 802.11be WLANs. IEEE Wireless Communications, 29(4), 94–100. <https://doi.org/10.1109/MWC.006.2100404>.
6. López-Raventós, Á., & Bellalta, B. (2022). Dynamic Traffic Allocation in IEEE 802.11be Multi-Link WLANs. IEEE Wireless Communications Letters, 11(7), 1404–1408. URL: <https://doi.org/10.1109/LWC.2022.3171442>.
7. Zhang, J., Tan, Q., Gao, Y., Sun, X., & Zhan, W. (2024). WiFi 7 with Different Multi-Link Channel Access Schemes: Modeling, Fairness and Optimization. IEEE Transactions on Communications, 72(10), 6225–6236. URL: <https://doi.org/10.1109/TCOMM.2024.3400278>.

8. Carrascosa-Zamacois, M., Geraci, G., Knightly, E., & Bellalta, B. (2024). Wi-Fi Multi-Link Operation: An Experimental Study of Latency and Throughput. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 32(1), 308–322. URL: <https://doi.org/10.1109/TNET.2023.3283154>.
9. Iturria-Rivera, P. E., Chenier, M., Herscovici, B., Kantarci, B., & Erol-Kantarci, M. (2023). Channel Selection for Wi-Fi 7 Multi-Link Operation via Optimistic-Weighted VDN and Parallel Transfer Reinforcement Learning. 2023 IEEE 34th Annual International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 1–6. URL: <https://doi.org/10.48550/arXiv.2307.05419>.
10. Iturria-Rivera, P. E., Chenier, M., Herscovici, B., Kantarci, B., & Erol-Kantarci, M. (2023). RL meets Multi-Link Operation in IEEE 802.11be: Multi-Headed Recurrent Soft-Actor Critic-based Traffic Allocation. *ICC 2023-IEEE International Conference on Communications*, 4001–4006. URL: <https://doi.org/10.1109/ICC45041.2023.10279008>.
11. Cena, G., Rosani, M., & Scanzio, S. (2024). Packet Steering Mechanisms for MLO in Wi-Fi 7. National Research Council of Italy (CNR-IEIT). URL: <https://doi.org/10.1109/ETFA61755.2024.10710726>.
12. Murti, W., & Yun, J.-H. (2022). Multilink Operation in IEEE 802.11be Wireless LANs: Backoff Overflow Problem and Solutions. *Sensors*, 22(9), 3501. URL: <https://doi.org/10.3390/s22093501>.
13. Han, M., Chen, Z., & Sun, X. (2024). Bandit-Based Multiple Access Approach for Multi-link Operation in Heterogeneous Dynamic Networks. *IEEE Open Journal of the Communications Society*. URL: <https://doi.org/10.1109/OJCOMS.2024.011100>.
14. Bellalta, B., Carrascosa, M., Galati-Giordano, L., & Geraci, G. (2023). Delay Analysis of IEEE 802.11be Multi-Link Operation Under Finite Load. *IEEE Wireless Communications Letters*, 12(4), 595-599.

Автор статті

Табор Денис – аспірант, Державний університет інформаційно-комунікаційних технологій, Київ, Україна.
ORCID: 0009-0002-6813-2125

Author of the article

Tabor Denys – postgraduate, State University of Information and Communication Technologies, Kyiv, Ukraine.
ORCID: 0009-0002-6813-2125

Надійшла до редакції: 09.03.2026

Прийнята до друку: 25.03.2026

Опубліковано: 25.05.2026

© 2026 Табор Д.І.

Цей матеріал ліцензовано за умовами CC BY 4.0. <https://creativecommons.org/licenses/by/4.0>