

ДВОРІВНЕВИЙ МЕТОД МАРШРУТИЗАЦІЇ З БАЛАНСУВАННЯМ ПРІОРИТЕТНОГО РОЗПОДІЛУ КАНАЛЬНОГО РЕСУРСУ У ПРОГРАМНО-КОНФІГУРОВАНІЙ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНІЙ МЕРЕЖІ

Вступ

Як показав проведений аналіз [1 – 3], важливим напрямком поліпшення якості обслуговування (Quality of Service, QoS) в сучасних телекомунікаційних мережах (ТКМ) є підвищення рівня узгодженості в розв'язанні окремих задач з управління трафіком. При цьому числові значення основних QoS-показників, до яких відносяться, перш за все, швидкість передачі, середня затримка і ймовірність втрат пакетів, багато в чому залежать як від обсягу каналного і буферного ресурсу, виділеного тому чи іншому потоку, так і від ступеня їх збалансованого використання. За розв'язання даних задач в ТКМ традиційно відповідають протокольні засоби маршрутизації і розподілу пропускної здатності каналів зв'язку, реалізовані на принципах Traffic Engineering [5 – 8] в рамках архітектурних моделей інтегрованих (Integrated services, IntServ) та диференційованих послуг (Differentiated Services, DiffServ) [1-3, 9]. При цьому як при маршрутизації потоків, так і розподілі каналного ресурсу необхідно враховувати різноманітність вимог користувачів мережі щодо заявленого рівня якості обслуговування, що забезпечується відповідною класифікацією трафіка та маркуванням (пріоритезацією) пакетів.

Крім того, відмінною рисою програмно-конфігурованих ТКМ (Software-Defined Networking, SDN) є передача ключових функцій щодо управління трафіком від маршрутизаторів транспортної мережі на сервери (контролери) мережної операційної системи (Network Operating System, NOS) [10 – 13]. Це сприяє підвищенню централізації рішень з управління трафіком і необхідності перегляду як окремих мережних протоколів, так і покладених в їх основу математичних моделей і методів. Однак важливо розуміти, що централізація розрахунків негативно відіб'ється на масштабованості отримання і реалізації на практиці кінцевих рішень, а також підвищить вимоги до обчислювальної потужності мережних контролерів NOS. Тому новітні та вдосконалені математичні моделі і методи, які орієнтовані на узгоджене розв'язання задач маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку, також повинні мати припустиму обчислювальну складність, щоб забезпечити можливість їх протокольної реалізації в реальному масштабі часу.

Пошуку підходів до ефективного та узгодженого розв'язання задач маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку присвячено досить широкий спектр наукових публікацій, серед яких варто виділити статті [14 – 22]. Саме в цих роботах запропоновані досить ефективні теоретичні рішення зазначених задач як в рамках статичних [14 – 17], так і динамічних моделей [18 – 20]. Проте вони володіють обмеженими можливостями щодо забезпечення збалансованого завантаження каналного ресурсу, а рішення [14 – 16] більш орієнтовані на резервування ресурсів в рамках IntServ. Використання теоретичних результатів, наведених у роботах [16 – 19], як правило, пов'язане з необхідністю розв'язання досить складних з обчислювальної точки зору оптимізаційних задач нелінійної оптимізації. Варто зазначити, що у роботах, які орієнтовані на отримання ефективних з точки зору обчислювальної складності рішень задач багатоадресної [21] та відмовостійкої маршрутизації [22, 23], пропонується використовувати ієрархічно-координаційний підхід [24, 25], що дозволяє в ряді важливих випадків перейти до лінійної форми використаних моделей та відповідних оптимізаційних методів розрахунку. Тому актуальною є наукова задача щодо розробки та

дослідження дворівневого методу маршрутизації з балансуванням пріоритетного розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі (ПК-ТКМ).

1. Потокowa модель маршрутизації з балансуванням пріоритетного розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі

Нехай структура ТКМ представлена в вигляді орієнтованого графу $G = (M, E)$, де M – це множина вершин графу, які моделюють маршрутизатори мережі $M = \{M_i; i = \overline{1, m}\}$, а E – множина ребер графу, що моделює канали зв'язку мережі $E = \{E_{i,j}; i, j = \overline{1, m}, i \neq j\}$. Позначимо через K множину потоків пакетів, що циркулюють у мережі, тоді $|K| = \tilde{K}$ – це потужність множини K , яка характеризує загальну кількість потоків у ТКМ.

Нехай мережа підтримує P класів диференційованого обслуговування (DiffServ). Тоді усю множину потоків пакетів K , що надходить від користувачів, можна декомпозиціювати на підмножини $\{K^p, p = \overline{1, P}\}$, де K^p – підмножина потоків p -го класу обслуговування (Class of Service, CoS). Тоді кожному k -му потоку пакетів з p -м класом обслуговування (k^p -му потоку) із множини K^p зіставляється ряд параметрів:

s_{k^p} – маршрутизатор джерело, через який k^p -й потік пакетів надходить до мережі;

d_{k^p} – маршрутизатор одержувач, через який k^p -й потік вибуває з мережі;

λ^{k^p} – інтенсивність пакетів k^p -го потоку (1/с).

Нехай для розв'язання задачі маршрутизації необхідно розрахувати маршрутні змінні $x_{i,j}^{k^p}$, кожна з яких характеризує частку інтенсивності k -го потоку пакетів з p -м класом обслуговування, що протікає в каналі $E_{i,j} \in E$. Згідно з фізичним змістом маршрутних змінних, на них при реалізації багатопляхової маршрутизації накладаються обмеження виду

$$0 \leq x_{i,j}^{k^p} \leq 1. \quad (1)$$

З метою недопущення втрат пакетів на маршрутизаторах та в мережі в цілому, протягом розрахунку маршрутних змінних необхідно забезпечити виконання системи умов збереження для кожного k^p -го потоку ($k^p \in K^p, p = \overline{1, P}$):

$$\begin{cases} \sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k^p} - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k^p} = 1, & \text{якщо } M_i = s_{k^p}; \\ \sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k^p} - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k^p} = 0, & \text{якщо } M_i \neq s_{k^p}, d_{k^p}; \\ \sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k^p} - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k^p} = -1, & \text{якщо } M_i = d_{k^p}. \end{cases} \quad (2)$$

Ґрунтуючись на результатах роботи [14], в модель вводяться змінні $\beta_{i,j}^p$, що відповідають за розподіл пропускної здатності каналів зв'язку та характеризують частку пропускної здатності каналу зв'язку $E_{i,j} \in E$, яка виділена потокам з p -м класом обслуговування. Загальна кількість цих змінних відповідає величині $P \cdot |E|$. На ці змінні накладаються наступні обмеження:

$$\beta_{i,j}^p \geq 0, \sum_{p=1}^P \beta_{i,j}^p \leq 1 \quad (E_{i,j} \in E). \quad (3)$$

Виконання умов (3) гарантує, що розподілу підлягатиме лише доступний каналний ресурс ТКМ. Крім того, в модель введені умови запобігання перевантаження пропускної здатності каналів, виділеної потокам того чи іншого класу обслуговування:

$$\sum_{k^p \in K^p} \lambda^{k^p} x_{i,j}^{k^p} \leq \beta_{i,j}^p \varphi_{i,j} \quad (E_{i,j} \in E, p = \overline{1, P}). \quad (4)$$

Зважаючи на зміст виразів (4), введемо ряд додаткових позначень. Нехай

$$\lambda_{i,j}^{k^p} = \lambda^{k^p} x_{i,j}^{k^p} \quad (5)$$

– інтенсивність k^p -го потоку пакетів в каналі $E_{i,j} \in E$,

$$\varphi_{i,j}^p = \beta_{i,j}^p \varphi_{i,j} \quad (6)$$

– величина пропускної здатності каналу $E_{i,j} \in E$, що виділена потокам з p -м CoS.

Новизною запропонованої моделі є введення умов балансування навантаження в каналах зв'язку мережі відповідно до їх класу обслуговування та вимог технології Traffic Engineering:

$$\sum_{k^p \in K^p} b_p \lambda^{k^p} x_{i,j}^{k^p} \leq \alpha \beta_{i,j}^p \varphi_{i,j} \quad (E_{i,j} \in E, p = \overline{1, P}), \quad (7)$$

де α – керуюча змінна, що додатково вводиться та характеризує верхній поріг завантаженості пропускної здатності каналів зв'язку, виділеної потокам різних класів обслуговування; b_p – коефіцієнти, які визначають відносний пріоритет (важливість) потоків з p -м класом обслуговування ($p = \overline{1, P}$), та приймають значення $b_p \geq 1$. При цьому значення $b_p = 1$ відповідає потокам, що мають найнижчий CoS. Чим вище CoS в рамках політик DiffServ, тим більше значення приймає коефіцієнт b_p . Таким чином, при одному і тому ж значенні порога α каналний ресурс, який виділено більш пріоритетним потокам, буде завантажений менше, ніж відповідний ресурс низькопріоритетних потоків.

В ході розрахунку шуканих керуючих змінних як критерій оптимальності одержуваних рішень обрано екстремум наступної функції:

$$\min_{x, \beta, \alpha} \alpha, \quad (8)$$

використання якого націлено на забезпечення збалансованого використання каналного ресурсу мережі при розв'язанні задач маршрутизації. В цілому оптимізаційна задача, яка пов'язана з використанням критерію (8) при наявності обмежень (1) – (3), (7), відноситься до класу задач нелінійного програмування: умови (7) є нелінійними, тому що в них присутня білінійна форма від різнотипних керуючих змінних – α и $\beta_{i,j}^p$.

2. Метод маршрутизації з балансуванням пріоритетного розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі

В основу метода, що розроблюється, буде покладено розв'язання сформульованої оптимізаційної задачі нелінійної оптимізації з критерієм (8) та обмеженнями (1) – (3), (7). З цією метою для зниження обчислювальної складності та підвищення масштабованості отримання шуканих рішень без зниження рівня їх адекватності буде використано принцип прогнозування (передбачення) взаємодій з теорії ієрархічних багаторівневих систем управління [24, 25]. Реалізація даного принципу передбачає введення дворівневої ієрархії розрахунків. Нижній

(перший) ієрархічний рівень відповідає за розв'язання задач маршрутизації, а верхній (другий) – за розподіл каналного ресурсу ТКМ (рис. 1) та координацію рішень нижнього рівня.

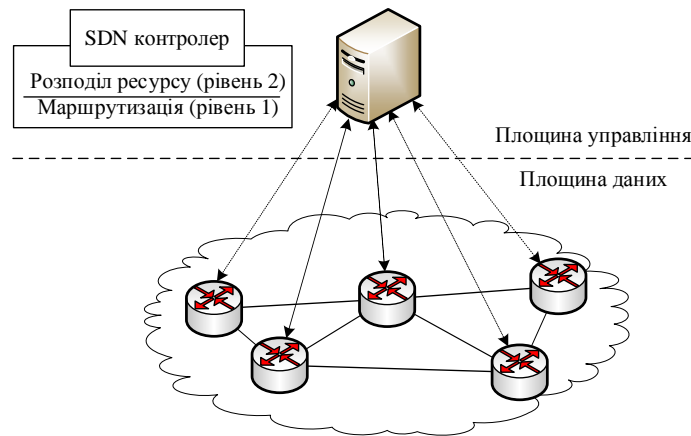


Рис. 1

Робота запропонованого методу полягає в наступному:

1. Спочатку на нульовій ітерації методу на його верхньому рівні задається довільний (початковий) порядок розподілу каналного ресурсу між потоками різних класів, який представлений змінними $\beta_{i,j}^p$, що задовольняють вимогам (3). Значення цих керуючих змінних ($\beta_{i,j}^p$) спускаються вже в вигляді констант на нижній ієрархічний рівень.

2. На нижньому рівні розв'язується оптимізаційна задача маршрутизації для визначення змінних $x_{i,j}^{k,p}$ ($k^p \in K^p$, $p = \overline{1, P}$), які відповідають обмеженням (1), (2) і (7), шляхом мінімізації цільової функції (8), але лише за змінними x і α , тобто:

$$\min_{x, \alpha} \alpha. \quad (9)$$

У такому формулюванні оптимізаційна задача нижнього рівня відноситься до класу задач лінійного програмування, так як критерій оптимальності (9) і всі обмеження (1), (2) і (7) є лінійними. Це стосується і умов (7), тому що значення $\beta_{i,j}^p$ попередньо задані та зафіксовані верхнім рівнем.

3. Результати розрахунків нижнього рівня, які представлені маршрутними змінними $x_{i,j}^{k,p}$, в свою чергу, передаються на верхній рівень, який відповідає за визначення (прогнозування) порядку розподілу пропускної здатності в ході обчислення змінних $\beta_{i,j}^p$ на підставі мінімізації цільової функції:

$$\min_{\beta, \alpha} \alpha, \quad (10)$$

відповідно до обмежень (3) і (7). У такій постановці ця оптимізаційна задача залишається нелінійною. Для надання їй лінійної форми умову (7) пропонується записати у наступному вигляді

$$\alpha^* \sum_{k^p \in K^p} b_p \lambda^{k^p} x_{i,j}^{k^p} \leq \beta_{i,j}^p \Phi_{i,j}, \quad (11)$$

де модифікована керуюча змінна підпорядковується умовам $\alpha^* = 1/\alpha$ та

$$0 < \alpha^*. \quad (12)$$

З урахуванням оновленого запису нерівностей (11) в оптимізаційній задачі верхнього рівня в ролі критерію буде виступати умова вигляду:

$$\max_{\beta, \alpha} \alpha^* \quad (13)$$

вже при наявності лінійних обмежень (3), (11) та (12), що дозволило перейти до розв'язання задачі лінійного програмування без втрати фізичного змісту поставленої прикладної задачі.

4. Результати розрахунків верхнього рівня, що представлені величинами $\beta_{i,j}^p$, знову спускаються на нижній рівень для подальшої координації та уточнення маршрутних змінних $x_{i,j}^{k^p}$, тобто знову вирішується оптимізаційна задача з критерієм (9) при обмеженнях (1), (2) і (7) – перехід по п. 2 представленого методу.

На рис. 2 наведено структурну схему дворівневого методу маршрутизації з балансуванням пріоритетного розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі.

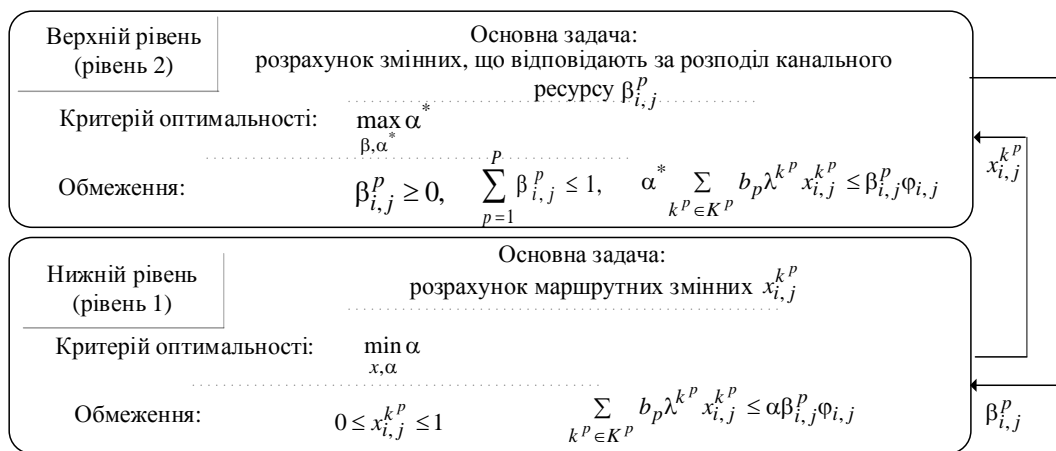


Рис. 2

Таким чином, процес розрахунків в рамках описаного методу набуває ітераційного характеру. При цьому умовою завершення процесу розрахунків є досягнення оптимуму функції (8), що проявляється в близькості значень параметру α , розрахованого на сусідніх ітераціях різних ієрархічних рівнів.

3. Аналіз запропонованого методу

У роботі проведено дослідження запропонованого методу маршрутизації з балансуванням пріоритетного розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі на множині мережних топологій та для різних характеристик потоків. Методика проведеного дослідження запропонованого методу буде продемонстрована на прикладі мережі, структура якої представлена на рис. 3. На рис. 3 в розривах каналів зв'язку показано їх пропускну здатність, що вимірюється в пакетах за секунду (1/с).

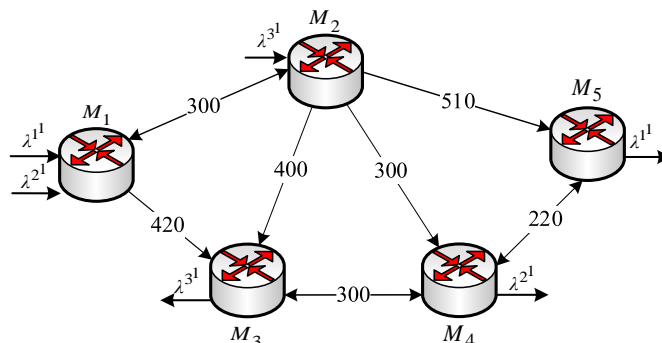


Рис. 3

Розглядався багатопотоковий випадок, коли в мережі передавалися пакети потоків трьох класів обслуговування: кожному класу відповідав один потік (табл. 2). Згідно з класами потоків коефіцієнти b_p ($p = \overline{1,3}$) приймали значення 1, 1,1 та 1,2 відповідно.

Таблиця 1

Номер (клас) потоку	Маршрутизатор-джерело	Маршрутизатор-одержувач	Інтенсивність потоку (1/с)
1	M_1	M_5	120
2	M_1	M_4	90
3	M_2	M_3	130

На нульовій ітерації роботи методу передбачалося, що на верхньому рівні значення змінних $\beta_{i,j}^p$ були обрані однаковими та дорівнювали $1/3$, реалізуючи, таким чином, рівномірний розподіл каналного ресурсу між потоками пакетів з різними CoS. Тоді на нижньому рівні в ході першої ітерації методу при заданих величинах $\beta_{i,j}^p$ визначався порядок маршрутизації для кожного з трьох потоків (табл. 2), представлений значеннями інтенсивностей потоків (П) в кожному з каналів мережі $\lambda_{i,j}^{k,p}$ та порогу завантаженості пропускної здатності каналу зв'язку, що виділена для потоків p -го класу обслуговування:

$$\alpha_{i,j}^p = \frac{\sum_{k \in K^p} b_p \lambda_{i,j}^{k,p} x_{i,j}^{k,p}}{\beta_{i,j}^p \Phi_{i,j}}. \quad (14)$$

При цьому оптимальне значення цільової функції (9) дорівнювало $\alpha = 0,6923$.

На першій ітерації відповідно до отриманих на нижньому рівні маршрутних змінних на верхньому рівні проводився розрахунок $\beta_{i,j}^p$ та перерозрахунок $\alpha_{i,j}^p$ (табл. 2) згідно умов оптимізаційної задачі (13). Це призвело до поліпшення отриманого на нижньому рівні значення порога: $\alpha = 0,5417$. Отримані на першій ітерації методу оновлені значення $\beta_{i,j}^p$ знову спускалися на нижній рівень, ініціюючи розрахунки в рамках другої ітерації методу. Для наведених вище вихідних даних запропонований ієрархічний метод маршрутизації та розподілення ресурсів забезпечив отримання оптимального рішення за чотири ітерації (табл. 2). На четвертій ітерації обчислення на нижньому рівні методу дозволило забезпечити $\alpha = 0,4482$, а після розрахунків, проведених на верхньому рівні на цій же ітерації, цей поріг завантаженості зменшився до свого мінімального значення в $0,4473$ (табл. 2). Результати роботи методу на усіх чотирьох ітераціях показано в табл. 2. В цій таблиці комірки з оптимальними значеннями порогу завантаженості пропускної здатності каналів зв'язку, виділеної потокам різних класів обслуговування, позначені сірим кольором на розміщені у табл. 3.

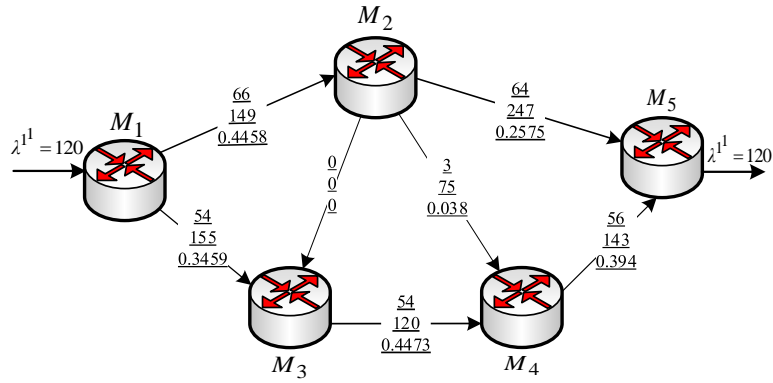
Для наочності на рис. 4 показано оптимальне рішення задачі маршрутизації з балансуванням пріоритетного розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій ТКМ за допомогою запропонованого методу для потоків першого (рис. 4, а), другого (рис. 4, б) та третього (рис. 4, в) класів обслуговування відповідно. В розривах каналів зв'язку показано наступні дані (зверху вниз): інтенсивність потоку пакетів, що протікає у цьому каналі зв'язку; пропускна здатність каналу зв'язку, яка виділена потокам даного класу обслуговування, та значення порогу завантаженості (14).

Таблиця 2

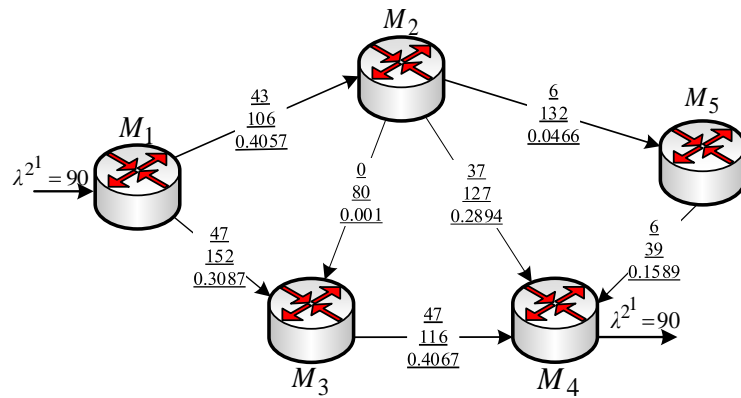
Канал зв'язку $E_{i,j}$	Порядок маршрутизації потоків по каналах зв'язку (нижній рівень)						Порядок розподілення каналного ресурсу між потоками різних класів обслуговування (верхній рівень)					
	Перший CoS		Другий CoS		Третій CoS		Перший CoS		Другий CoS		Третій CoS	
	П	$\alpha_{i,j}^1$	П	$\alpha_{i,j}^2$	П	$\alpha_{i,j}^3$	$\beta_{i,j}^1$	$\alpha_{i,j}^1$	$\beta_{i,j}^2$	$\alpha_{i,j}^2$	$\beta_{i,j}^3$	$\alpha_{i,j}^3$
	Перша ітерація											
$E_{1,2}$	69,230	0,6923	47,734	0,4773	33,984	0,3398	0,4260	0,5417	0,3231	0,4925	0,2509	0,4514
$E_{1,3}$	50,769	0,3626	42,265	0,3019	33,984	0,2427	0,3440	0,3514	0,3342	0,3011	0,3218	0,2515
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	5,1462	0,0386	63,329	0,4750	0,0000	0,0000	0,4951	0,0694	0,5049	0,3098
$E_{2,4}$	0,0000	0,0000	24,976	0,2498	17,945	0,1794	0,0000	0,0000	0,5643	0,2067	0,4357	0,1653
$E_{2,5}$	69,230	0,4072	17,611	0,1036	14,740	0,0867	0,4446	0,3054	0,2804	0,1232	0,2751	0,1051
$E_{3,4}$	50,769	0,5077	47,412	0,4741	2,6858	0,3269	0,3525	0,4801	0,3600	0,4390	0,2875	0,3790
$E_{4,5}$	50,769	0,6923	17,611	0,2401	14,740	0,2010	0,5030	0,4587	0,2548	0,3141	0,2421	0,2767
	Друга ітерація											
$E_{1,2}$	65,665	0,5138	42,606	0,4396	21,852	0,2903	0,4661	0,4696	0,3368	0,4217	0,1971	0,3695
$E_{1,3}$	54,334	0,3761	47,394	0,3376	21,852	0,1617	0,3599	0,3595	0,3533	0,3194	0,2868	0,1814
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	0,8517	0,0082	77,760	0,3927	0,0000	0,0000	0,3988	0,0137	0,6012	0,3213
$E_{2,4}$	0,7757	0,0093	34,699	0,3109	23,995	0,2291	0,2472	0,0105	0,3990	0,2899	0,3538	0,2261
$E_{2,5}$	64,890	0,2862	7,0551	0,0493	6,3914	0,0456	0,4743	0,2682	0,2630	0,0526	0,2627	0,0477
$E_{3,4}$	54,334	0,5138	48,245	0,4467	30,386	0,3523	0,3777	0,4796	0,3689	0,4360	0,2535	0,3996
$E_{4,5}$	55,110	0,4980	7,0551	0,1258	6,3914	0,1200	0,6072	0,4126	0,1967	0,1630	0,1961	0,1482
	Третя ітерація											
$E_{1,2}$	66,287	0,4741	43,095	0,4265	17,197	0,2908	0,4932	0,4480	0,3527	0,4073	0,1541	0,3721
$E_{1,3}$	53,712	0,3554	46,904	0,3161	17,197	0,1428	0,3680	0,3475	0,3607	0,3096	0,2713	0,1509
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	0,2648	0,0030	88,659	0,3929	0,0000	0,0000	0,3579	0,0033	0,6421	0,3472
$E_{2,4}$	2,3320	0,0314	37,459	0,3129	18,901	0,1781	0,2468	0,0315	0,4253	0,2936	0,3280	0,1921
$E_{2,5}$	63,956	0,2644	5,3711	0,0400	5,2415	0,0391	0,4858	0,2581	0,2564	0,0411	0,2578	0,0399
$E_{3,4}$	53,712	0,4741	47,169	0,4262	24,142	0,3175	0,3991	0,4486	0,3856	0,4078	0,2153	0,3738
$E_{4,5}$	56,044	0,4195	5,3711	0,1241	5,2415	0,1215	0,6471	0,3937	0,1750	0,1395	0,1779	0,1339
	Четверта ітерація											
$E_{1,2}$	66,324	0,4483	43,037	0,4067	16,594	0,3590	0,4959	0,4458	0,3536	0,4057	0,1504	0,3678
$E_{1,3}$	53,675	0,3473	46,962	0,3100	16,594	0,1456	0,3694	0,3459	0,3623	0,3087	0,2683	0,1473
$E_{2,3}$	0,0000	0,0000	0,0776	0,0010	89,418	0,3713	0,0000	0,0000	0,2012	0,0010	0,7988	0,2965
$E_{2,4}$	2,8093	0,0379	36,806	0,2885	18,642	0,1895	0,2484	0,0377	0,4240	0,2894	0,3276	0,1897
$E_{2,5}$	63,515	0,2563	6,1538	0,0471	5,3445	0,0407	0,4837	0,2575	0,2588	0,0466	0,2575	0,0407
$E_{3,4}$	53,676	0,4483	47,040	0,4067	23,986	0,3714	0,4000	0,4473	0,3856	0,4067	0,2145	0,3728
$E_{4,5}$	56,485	0,3968	6,1538	0,1599	5,3445	0,1365	0,6507	0,3946	0,1761	0,1589	0,1732	0,1402

Таблиця 3

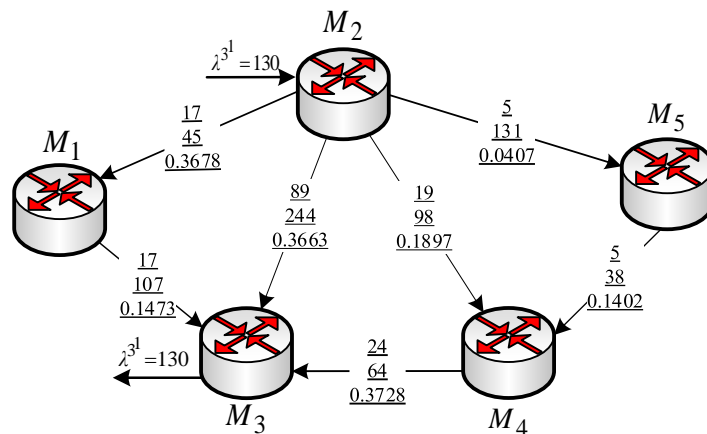
Номер ітерації	α	
	Нижній рівень	Верхній рівень
1	0,6923	0,5417
2	0,5138	0,4756
3	0,4740	0,4485
4	0,4482	0,4473



a



б



в

Рис. 4

Наведений приклад підтвердив збіжність методу до оптимального рішення за кінцеве число ітерацій. До переваг запропонованого методу також варто віднести те, що завдяки використанню принципу прогнозування взаємодій в разі жорстких часових обмежень на час розв'язання поставленої задачі перерозрахунок маршрутів і порядку розподілу пропускної здатності можна завершити на довільній ітерації. Це обумовлено тим, що кожне з отриманих рішень на довільній ітерації рішень є допустимим (хоча і субоптимальним), тобто задовольняє умовам-обмеженням (1) – (3) і (7).

Висновки

Розроблено дворівневий метод маршрутизації з розподілом каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі, до переваг якого варто віднести – забезпечення погодженого розв'язання задач маршрутизації та розподілу каналного ресурсу у програмно-конфігурованій телекомунікаційній мережі; детальне врахування характеристик потоків, що циркулюють в мережі, в т.ч. класів та пріоритетів пакетів; забезпечення збалансованого використання каналного ресурсу, що виділяється потокам різних класів (пріоритетів); прийнята обчислювальна складність.

Запропонований метод засновано на використанні на потокової математичної моделі (1) – (6), що і дозволило забезпечити узгоджене розв'язання задач маршрутизації та розподілу пропускної здатності каналів зв'язку на принципах Traffic Engineering. В рамках даної моделі шукані рішення отримуються в ході розв'язання задачі нелінійної оптимізації до критерієм (6), лінійними обмеженнями (1) – (3) і нелінійними умовами (5), що містять білінійну форму від різнотипних керуючих змінних – α і $\beta_{i,j}^P$. З іншого боку, в основу запропонованого методу покладено принцип прогнозування взаємодій теорії ієрархічних багаторівневих систем управління, що дозволило ввести дворівневу ієрархію розрахунків: нижній рівень відповідав за розрахунок маршрутних змінних, а верхній – за розподіл каналного ресурсу. При цьому вдалося звести вихідну досить розмірну задачу нелінійної оптимізації до ітераційного розв'язання менш розмірних задач лінійного програмування без втрати адекватності кінцевих рішень. На числовому прикладі підтверджена збіжність методу до оптимальних рішень за кінцеве число ітерацій, а також його відповідність архітектурі DiffServ-TE з точки зору забезпечення збалансованої завантаженості каналного ресурсу відповідно до пріоритету і класу обслуговування переданих пакетів. Лінійність розв'язуваної оптимізаційної задачі позитивно відображається на зниженні обчислювальної складності практичної реалізації запропонованого методу на контролері програмно-конфігурованої мережі.

Список літератури:

1. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP : пер. с англ. Москва : Издат. дом "Вильямс", 2003. 386 с.
2. Szigeti T., Hattingh C., Barton R., Briley K. End-to-End QoS Network Design: Quality of Service for Rich-Media & Cloud Networks, 2nd Edition. Cisco Press. Part of the Networking Technology series, 2013.
3. Barreiros M., Lundqvist P. QOS-Enabled Networks: Tools and Foundations. Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, 2nd Edition, Wiley, 2016. 254 p.
4. Osborn E. Traffic Engineering with MPLS. Cisco Press, 2002. 608 p.
5. Swallow G. MPLS advantages for traffic engineering // IEEE Commun. Mag., vol. 37, no. 12, dec. 2000. P. 54–57.
6. Agarwal S., Kodialam M., Lakshman T.V. Traffic engineering in software defined networks // Proc. IEEE INFOCOM, Apr. 2013, P. 2211–2219.
7. Chiesa M., Kindler G., Schapira M. Traffic engineering with equalcost-multipath: An algorithmic perspective // Proc. IEEE INFOCOM, Apr./May 2014, P. 1590–1598.
8. Awduche D., Chiu A., Elwalid A., Widjaja I., Xiao X. Overview and Principles of Internet Traffic Engineering. IETF RFC 3272, May 2002. – 71 p.
9. Minei I. MPLS DiffServ-aware Traffic Engineering. Juniper Networks, Inc., 2004. 24 p.
10. Goransson P., Black Ch. Software Defined Networks: A Comprehensive Approach. Morgan Kaufmann Publishers, June 6th 2014. 325 p.
11. Morreale P.A., Anderson J.M. Software Defined Networking: Design and Deployment. CRC Press, Inc. Boca Raton, FL, USA, 2014. 186 p. 1
2. Monge A.S., Szarkowicz K.G. MPLS in the SDN Era: Interoperable Scenarios to Make Networks Scale to New Services. 1st edition, O'Reilly Media, 2016. 920 p.

13. Nadeau T, Gray K. SDN: Software Defined Networks. O'Reilly Media, 2013. 384 p.
14. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан, Семеняка М.В. Модель и метод иерархической маршрутизации на основе резервирования ресурсов в сети IP/IntServ // Радиотехника. сб. 2010. Вып. 163. С. 79-84.
15. Lemeshko A., Hailan Ahmad M., Yevsyeyeva O. Mathematical Model and Method of Routing with Resources Reservation in IP/IntServ Network // Proceedings of International Conference on Modern Problem of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET'2012), Lviv-Slavske, Ukraine, 21-24 Feb. 2012. P. 325-326.
16. Ashjaei M., Mubeen S., Behnam M., Almeida L., Nolte T. End-to-End Resource Reservations in Distributed Embedded Systems // 2016 IEEE 22nd International Conference on Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications (RTCSA), 2016. P. 1-11.
17. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS-TE DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. 2010. № 1 (1). С. 35-44. Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_lemeshko_traffic.pdf
18. Lemeshko O., Yeremenko O. Dynamic presentation of tensor model for multipath QoS-routing // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science, Proceedings of the international Conference TCSET'2016, Lviv-Slavsko, Ukraine, 2016. P. 601-604.
19. Евсева О.Ю. Решение задачи иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационных сетях методом предсказания взаимодействия // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. Харьков : НАКУ «ХАИ», 2003. Вып. 21. С. 102-111.
20. Лемешко А.В., Симоненко Д.В. Динамическая модель балансировки буферных и канальных ресурсов транспортной сети телекоммуникационной системы [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций, 2010. № 2 (2). С. 42 – 49. Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2010/2/2/102_lemeshko_dynamic.pdf.
21. Мерсни А. Двухуровневый метод многопутевой маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети // Наук. записки УНДІЗ. 2017. №2(46). С. 98-106.
22. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A.M. Two-level Method of Fast ReRouting in Software-Defined Networks // Proc. 2017 Fourth International Scientific-Practical Conference Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T), 10-13 October 2017. P. 376-379.
23. Lemeshko O., Yeremenko O. Enhanced method of fast re-routing with load balancing in software-defined networks // Journal of ELECTRICAL ENGINEERING, vol. 68, iss. 6, november 2017. P. 444-454.
24. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. Москва : Мир, 1973. 344 с.
25. Сингх М., Титли А. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. Москва : Машиностроение, 1986. 494 с.