

УДК 621.391

ВДОСКОНАЛЕННЯ ТА ДОСЛІДЖЕННЯ МЕТОДУ ЗБАЛАНСОВАНОГО УПРАВЛІННЯ ЧЕРГАМИ НА ІНТЕРФЕЙСАХ МАРШРУТИЗАТОРІВ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЇ МЕРЕЖІ



[Т.М. ЛЕБЕДЕНКО](#), [А.А. МОКРЯК](#)

Харківський національний університет радіоелектроніки



[О.В. СИМОНЕНКО](#), [А.В. ЧЕРКАСОВ](#), [А.О. ВЛАСЕНКО](#)

Харківський національний університет Повітряних Сил
імені Івана Кожедуба

Abstract – In the work the improvement of a method for balanced queue management on the interface of a telecommunication network router is proposed. The novelty of the proposed method is to provide a consistent solution to the problems of aggregation and distribution of packet flows among queues (Congestion Management tasks), as well as problems of balancing the allocation of the interface bandwidth among the class queues (Resource Allocation Tasks) in accordance with the principles of the Traffic Engineering Queues concept. Unlike the known approaches, the proposed solution has a positive effect on the computational complexity of the calculations, which is connected, first of all, with the decrease in the size of optimization problems and their linear nature. This was conditioned by the fact that the consistency of the Congestion Management and Resource Allocation processes was ensured on the basis of their agreed solution, since the decision on aggregation and distribution of flows among queues was not connected with the results of the solutions of the Resource Allocation problem. The study of Congestion Management and Resource Allocation processes using the proposed method has confirmed its efficiency and adequacy of the obtained solutions. The aggregation and distribution of packet flows in corresponding queues were carried out in accordance with the values of their classes. While the optimal balanced allocation of the interface bandwidth among the formed class queues was carried out in accordance with the principles of the concept of Traffic Engineering Queues - the queue with a higher value of the class had a lower utilization factor.

Анотація – Запропоновано вдосконалення методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційних мереж. Новизною методу є забезпечення узгодженого вирішення задач агрегування та розподілу потоків пакетів за чергами, а також задачі збалансованого розподілу пропускної здатності інтерфейсу відповідно до принципів Traffic Engineering Queues. Це вдалося зробити в ході зведення узгодженого рішення технологічних задач до розв'язання оптимізаційної задачі лінійного програмування.

Аннотация – Предложено усовершенствование метода сбалансированного управления очередями на интерфейсах маршрутизаторов телекоммуникационных сетей. Новизной метода является обеспечение согласованного решения задач агрегирования и распределения потоков пакетов по очередям, а также задачи сбалансированного распределения пропускной способности интерфейса в соответствии с принципами Traffic Engineering Queues. Это удалось сделать в ходе сведения согласованного решения технологических задач к решению оптимизационной задачи линейного программирования.

Вступ

Актуальним напрямком розвитку сучасних телекомунікаційних мереж є вдосконалення засобів забезпечення якості обслуговування (Quality of Service, QoS) потоків користувачів [1, 2]. Провідну роль серед подібних засобів займають механізми управління чергами, профілювання трафіку, резервування ресурсів і маршрутизації [1-4].

Відомо, що на сьогоднішній день все ширше застосовуються телекомунікаційні мережі (ТКМ), що функціонують на основі технології мультипротокольної комутації за мітками – MPLS (MultiProtocol Label Switching) [5-9]. При цьому важливу роль при оптимізації задач управління трафіком в MPLS-мережах відіграє концепція технології інжинірингу трафіка (Traffic Engineering), основною ідеєю якої є забезпечення збалансованого використання різномірних мережних ресурсів – інформаційних (трафік), буферних (черги) та каналних (пропускна здатність) [1, 5-9]. У зв'язку з цим актуальною науково-прикладною задачею вбачається задача, що полягає в оптимізації процесів управління трафіком з урахуванням вимог концепції Traffic Engineering. Зважаючи на те, що протоколи маршрутизації здійснюють розрахунок маршрутних таблиць, а управління трафіком уздовж обраного маршруту покладається на засоби управління чергами та резервування ресурсів на кожному конкретному маршрутизаторі, то важливим є розробка та вдосконалення математичних моделей і методів управління чергами на маршрутизаторах телекомунікаційних мереж MPLS-TE.

Аналіз відомих рішень в області управління чергами [10-18] виявив ряд недоліків існуючих моделей і методів, серед яких, по-перше, висока обчислювальна складність, а, по-друге, відсутність узгодженості рішень окремих, але взаємопов'язаних між собою інтерфейсних задач, серед яких: класифікація потоків пакетів і черг; агрегування потоків пакетів за сформованими на інтерфейсі маршрутизатора чергами з урахуванням вимог до якості обслуговування, характеристик потоків; визначення порядку обслуговування черг; розподіл і закріплення пропускної здатності інтерфейсу за кожною зі сформованих черг; балансування навантаження черг. У зв'язку з цим, у роботі запропоновано вдосконалення та дослідження методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційних мереж MPLS-TE, що дозволяє підвищити ефективність розподілу та використання мережних ресурсів, спростивши при цьому обчислювальну складність розрахунків.

I. Удосконалення методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційних мереж

Спираючись на результати, отримані в роботах [10, 12, 13, 15-17], пропонується вдосконалення методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційних мереж. Запропонований метод полягає в послідовному двоетапному вирішенні оптимізаційних задач розподілу та агрегації потоків пакетів між сформованими на інтерфейсі маршрутизатора чергами (задачі Congestion Management) і задач розподілу та балансування пропускної здатності інтерфейсу, що відповідає принципам концепції Traffic Engineering Queues (задачі Resource Allocation), які забезпечуються в ході розв'язання задач лінійної оптимізації.

Нехай на першому етапі розрахунків на вхід інтерфейсу маршрутизатора надходять N потоків пакетів з відомими значеннями величини інтенсивності i -го потоку – a_i ($i = 1, N$), що вимірюються в пакетах за секунду (1/с), де кожному i -му потоку па-

кетів відповідає значення класу k_i^f ($i = \overline{1, N}$). У межах даної роботи буде вважатись, що клас потоку k_i^f кількісно виражається дійсним числом, яке змінюється від 1 до K , де K – максимальне значення класу потоків. Чим вище значення класу потоку пакетів, тим з вищим рівнем QoS він повинен обслуговуватись на інтерфейсі.

Пакети N потоків, які надійшли на обслуговування на інтерфейс маршрутизатора телекомунікаційної мережі, повинні розподілитися між M чергами в результаті вирішення задачі Congestion Management шляхом розрахунку множини змінних першого типу $x_{i,j}$ ($i = \overline{1, N}, j = \overline{1, M}$), кожна з яких характеризує частку i -го потоку, спрямованого на обслуговування в j -у чергу. Величина M трактується як максимально можлива кількість черг, яку можна організувати на інтерфейсі маршрутизатора згідно з існуючими механізмами Congestion Management, такими як FIFO, PQ, CQ, FQ/WFQ, CBWFQ, LLQ [4-6].

За аналогією до класифікації потоків пакетів k_i^f визначимо класифікацію черг, де кожній j -й черзі поставимо у відповідність клас k_j^q ($j = \overline{1, M}$) [10, 13, 16], який також відповідає умові $1 \leq k_j^q \leq K$. Сумірність значень класів k_i^f та k_j^q є критерієм направлення того чи іншого потоку в ту чи іншу чергу. Задача агрегації потоків та їх розподілу за чергами є актуальною лише у випадку, коли кількість потоків пакетів N , що надходять на вхід інтерфейсу маршрутизатора, перевищує кількість підтримуваних на ньому черг M , тобто виконується умова $N > M$.

На практиці доцільно обробляти пакети одного і того ж потоку в рамках однієї зі сформованих на інтерфейсі маршрутизатора черг [10, 13, 16]. Таким чином, згідно з фізикою розв'язуваної задачі змінні $x_{i,j}$ мають бути булевими:

$$x_{i,j} = \{0, 1\}. \quad (1)$$

Також, на змінні $x_{i,j}$ мають накладатися умови збереження потоку на інтерфейсі маршрутизатора телекомунікаційної мережі [16]:

$$\sum_{j=1}^M x_{i,j} = 1, \quad (i = \overline{1, N}). \quad (2)$$

Виконання умов (1) і (2) гарантує, що всі пакети i -го потоку (без втрат) будуть направлені на обслуговування до однієї з черг, організованих на інтерфейсі маршрутизатора телекомунікаційної мережі.

Розрахунок керуючих змінних першого типу $x_{i,j}$ доцільно здійснити у ході розв'язання оптимізаційної задачі щодо агрегації та розподілу потоків пакетів за сформованими на інтерфейсі маршрутизатора чергами:

$$\min_x F, \quad (3)$$

$$F = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^M h_{i,j}^x x_{i,j}, \quad (4)$$

де $h_{i,j}^x$ – умовна вартість (метрика) обслуговування пакетів i -го потоку j -ю чергою:

$$h_{i,j}^x = (k_i^f - k_j^q)^2 + 1, \quad (i = \overline{1, N}, j = \overline{1, M}). \quad (5)$$

Метрика $h_{i,j}^x$ є додатною величиною, а її значення (5) повністю залежить від ступеня близькості класів потоків та черг. Чим ближче значення класів k_i^f та k_j^q , тим менше буде метрика $h_{i,j}^x$ і тим вірогідніше, що пакети i -го потоку будуть направлені на обслуговування саме до j -ї черги. У випадку збігу класів k_i^f та k_j^q метрика $h_{i,j}^x$ буде мінімальною та дорівнюватиме одиниці. Тому використання критерію (3), (4) з метрикою (5) при обмеженнях (1) та (2) визначає оптимізаційну задачу булевого програмування, в ході розв'язання якої визначається оптимальний порядок агрегування та розподілу потоків пакетів між чергами на основі близькості їх класів, що повністю відповідає технологічним вимогам.

Після отримання рішення задачі оптимального агрегування та розподілу потоків пакетів між чергами, представленого множиною розрахованих величин $x_{i,j}$, здійснюється вирішення завдання розподілу пропускної здатності інтерфейсу (Resource Allocation), яка відноситься до другого етапу розрахунків. Для цього необхідно ввести та визначити множину керуючих змінних другого типу b_j ($j = \overline{1, M}$), кожна з яких визначає частку пропускної здатності інтерфейсу, виділену для обслуговування j -ї черги. Відповідно до свого фізичного змісту змінні b_j підпорядковуються обмеженням виду:

$$0 \leq b_j, \quad \sum_{j=1}^M b_j \leq b, \quad (j = \overline{1, M}), \quad (6)$$

де b – загальна пропускна здатність інтерфейсу маршрутизатора, на якому організуються черги. Дотримання умов (6) свідчить про коректність розподілу пропускної здатності інтерфейсу між окремими чергами.

Для забезпечення оптимального розподілу та балансування пропускної здатності інтерфейсу між чергами відповідно до принципів концепції Traffic Engineering Queues [5, 11, 18] необхідно задовольнити нелінійні умови запобігання перевантаження черг за пропускною здатністю, що їм виділена:

$$\sum_{i=1}^N a_i x_{i,j} \leq h_j^\alpha \alpha b_j, \quad (j = \overline{1, M}), \quad (7)$$

де α – керуюча змінна третього типу, яка кількісно пов’язана з верхнім динамічно керованим порогом використання черг за пропускнуою здатністю та задовольняє умові:

$$0 < \alpha \leq 1, \quad (8)$$

h_j^α – класовий коефіцієнт, який вводиться для забезпечення балансування розподілу пропускнуої здатності інтерфейсу між чергами з урахуванням їх класів:

$$h_j^\alpha = 1 + \frac{k_j^q}{K \cdot D}, \quad (j = \overline{1, M}), \quad (9)$$

де $D \geq 1$ – коефіцієнт нормування, який визначає рівень впливу класу черги на класовий коефіцієнт h_j^α та процес балансування пропускнуої здатності за чергами в цілому.

Чим більше клас черги k_j^q , тим вище значення h_j^α . Чим вище клас черги, тим меншим буде її коефіцієнт використання при тому самому значенні порога α . В позначеннях моделі (1)-(6) коефіцієнт використання визначається за формулою:

$$\rho_j = \frac{\sum_{i=1}^N a_i x_{i,j}}{b_j}, \quad (j = \overline{1, M}). \quad (10)$$

Чим вище значення коефіцієнту нормування D , тим менше впливатиме клас черги на об’єм виділеної їй пропускнуої здатності. Саме завдяки введенню виразів (7)-(9) забезпечується диференціація розподілу пропускнуої здатності інтерфейсу маршрутизатора між організованими на ньому класовими чергами.

В свою чергу, нелінійність умов (7) визначається наявністю в їх правій частині білінійної форми – добутку керуючих змінних другого та третього типів. При цьому всі параметри в лівій частині умов (7) є відомими величинами. Тому задоволення умов (7) гарантуватиме, що сумарна інтенсивність вже відомих, агрегованих відповідно до метрик (5), потоків пакетів не спричинить перевантаження за пропускнуою здатністю тієї чи іншої черги, організованої на інтерфейсі маршрутизатора. Поріг α дозволить збалансувати об’єм пропускнуої здатності, необхідної для їх обслуговування. Фактично, умова (7) демонструє функціональний взаємозв’язок керуючих змін-

них усіх трьох типів і пов'язує між собою оптимізаційні задачі першого та другого етапів розрахунків.

Згідно зі сформульованими умовами та обмеженнями (6)-(8), оптимізаційна задача другого етапу розрахунків буде відноситися до класу задач нелінійного програмування, де критерієм оптимальності виступатиме мінімум введеного в (7) порога α :

$$\min_{b, \alpha} \alpha. \quad (11)$$

Виконання умов (6)-(8) при мінімізації порога α (11) дозволяє забезпечити оптимальний збалансований розподіл пропускної здатності інтерфейсу маршрутизатора телекомунікаційної мережі між сформованими на ньому чергами відповідно до принципів концепції Traffic Engineering Queues [5, 11, 13].

Формулювання задачі Resource Allocation у вигляді задачі нелінійної оптимізації (6)-(11) суттєво підвищує обчислювальну складність отримання шуканих рішень, представлених змінними b_j та α . Зважаючи на це, в даній роботі пропонується підхід зниження обчислювальної складності отримуваних рішень на підставі зведення вище сформульованої задачі нелінійної оптимізації з критерієм (11) та обмеженнями (6)-(8) до задачі класу лінійного програмування без втрати адекватності та точності кінцевих результатів.

По-перше, пропонується провести з виразом (7) наступні перетворення:

$$\frac{\sum_{i=1}^N a_i x_{i,j}}{\alpha} \leq h_j^\alpha b_j, \quad (j = \overline{1, M}). \quad (12)$$

По-друге, здійснюється заміна керуючої змінної третього типу:

$$\alpha^* = \frac{1}{\alpha}. \quad (13)$$

По-третє, на нову змінну α^* накладається умова виду:

$$\alpha^* > 0. \quad (14)$$

У відповідності до проведених вище перетворень умова запобігання перевантаження черг при збалансованому розподілі між ними пропускної здатності інтерфейсу (7) набуде вигляду:

$$\alpha^* \sum_{i=1}^N a_i x_{i,j} \leq h_j^\alpha b_j, \quad (j = \overline{1, M}). \quad (15)$$

Також модифікується й форма критерію оптимальності отримуваних рішень:

$$\max_{b, \alpha^*} \alpha^* . \quad (16)$$

Завдяки проведеним перетворенням задачу Resource Allocation вдалось сформулювати як задачу лінійної оптимізації з критерієм (16) та обмеженнями (6), (14) і (15). Лінійність оптимізаційної задачі (6), (14)-(16) позитивно впливає на подальшу алгоритмічно-програмну реалізацію на практиці отримуваних розрахункових рішень.

Таким чином, в основу вдосконаленого методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційної мережі покладено послідовне розв'язання двох інтерфейсних задач, які сформульовані у вигляді задач лінійної оптимізації:

- задачі оптимального агрегування та розподілу потоків пакетів між чергами на основі близькості їх класів (задачі Congestion Management) з використанням критерію оптимальності (3), (4) з метрикою (5) при обмеженнях (1) та (2);
- задачі збалансованого розподілу пропускної здатності інтерфейсу маршрутизатора між класовими чергами відповідно до вимог концепції Traffic Engineering Queues (задачі Resource Allocation) з критерієм оптимальності (16), обмеженнями (6), (14) та (15).

Загальна структура запропонованого методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційної мережі представлена на рис. 1.

На відміну від підходу, висвітленому в роботах [10, 13, 16] та заснованому на сумісному розв'язанні задач Congestion Management і Resource Allocation, в рамках запропонованого методу ці задачі розв'язуватимуться окремо та послідовно. Це обумовлено тим, що рішення щодо агрегування та розподілу потоків за чергами, як показали результати дослідження, ніяк не пов'язано з результатами рішень задачі Resource Allocation. Тобто і сумісне, і послідовне розв'язання цих задач призводять до одного й того ж результату. Проте послідовне розв'язання задач Congestion Management і Resource Allocation знову ж таки позитивно впливає на обчислювальну складність розрахунків, що пов'язано, зі зниженням розміру оптимізаційних задач. Крім того, погоджене розв'язання задач оптимального агрегування, розподілу потоків і пропускної здатності інтерфейсу між чергами, як показано у роботах [10, 13, 16], призводило до необхідності рішення досить складної з обчислювальної точки зору оптимізаційної задачі змішаного цілочисельного нелінійного програмування (Mixed Integer Nonlinear Programming, MINLP).

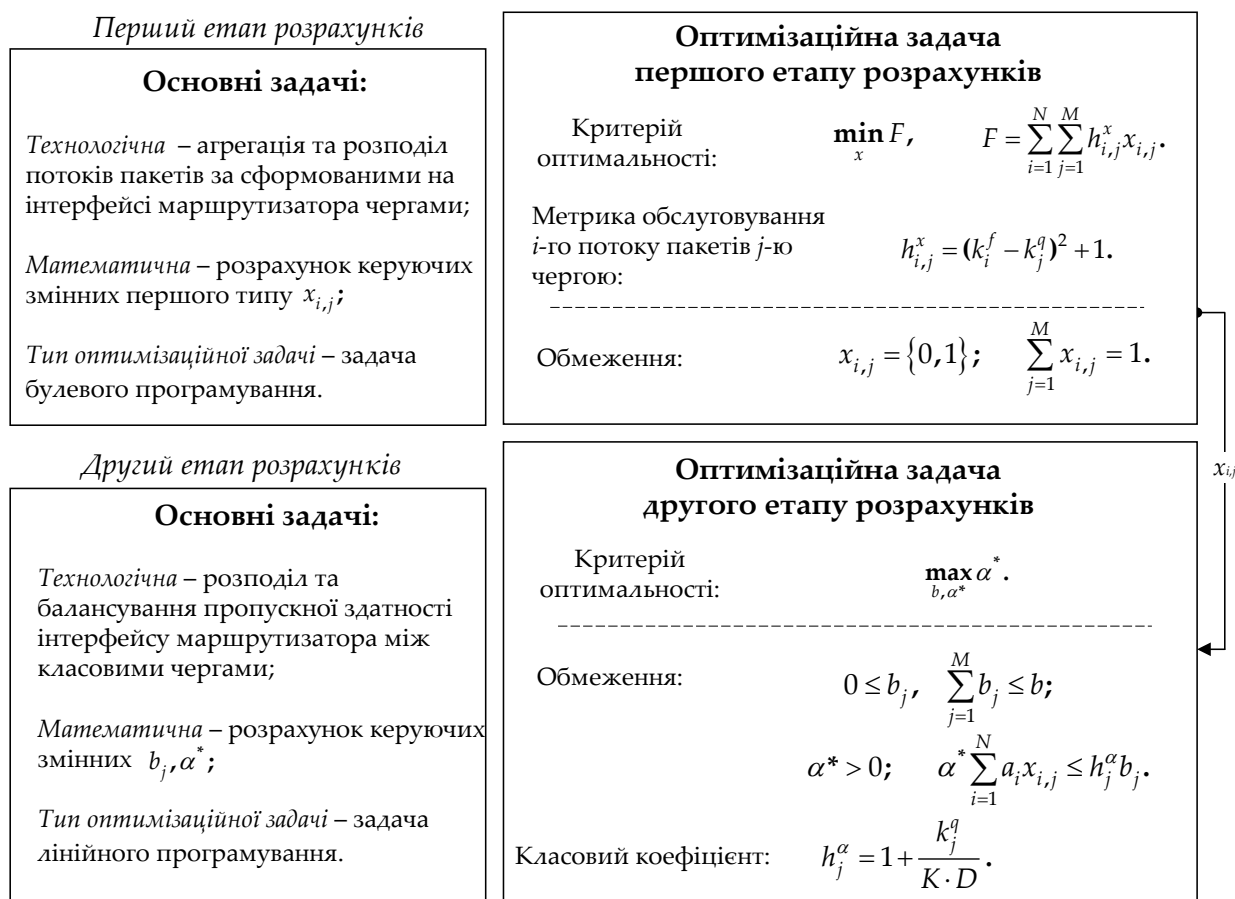


Рис. 1. Структура методу збалансованого управління чергами на інтерфейсі маршрутизатора телекомунікаційної мережі

II. Дослідження методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційних мереж

Дослідження запропонованого вдосконаленого методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційних мереж ґрунтувалося на результатах аналітичних розрахунків, отриманих з використанням пакету Optimization Toolbox середовища Matlab. Особливості роботи вдосконаленого методу збалансованого управління чергами на інтерфейсах маршрутизаторів телекомунікаційних мереж буде продемонстровано на двох розрахункових прикладах, які відрізнялись характеристиками потоків пакетів та числом задіяних черг.

Нехай у табл. 1 представлені вихідні дані та результати розрахунків для першого прикладу, коли на вхід інтерфейсу маршрутизатора надходив трафік, що складався з дванадцяти потоків ($N=12$). Значення класів та інтенсивностей потоків k_i^f задавалися випадковим чином. Диференціація потоків здійснювалася, наприклад, на основі змісту полів IP-пакета: IP Precedence з максимальним значенням класів потоків $K = 8$. Пропускна здатність інтерфейсу маршрутизатора – $b = 100$ 1/с. Обслуговування потоків здійснювалося в рамках чотирьох черг ($M = 4$). Коефіцієнт нормування: $D = 5$.

Таблиця 1. Вихідні дані та результати для першого розрахункового прикладу

Характеристика потоків			Характеристика черг				
Номер потоку	Клас потоку, k_i^f	Інтенсивність потоку (1/с), a_i	Номер черги	Клас черги, k_j^q	Сумарна інтенсивність потоків у черзі (1/с)	Коефіцієнт використання черги, ρ_j	Виділена пропускна здатність (1/с), b_j
3	2,4542	5,7361	1	1,8750	37,1034	0,8030	46,2043
6	2,6134	13,0633					
8	2,3634	1,4816					
9	2,5815	3,4409					
10	2,1950	5,4496					
11	2,5937	7,9319					
4	3,1087	2,4642	2	3,6250	18,0255	0,7708	23,3850
5	4,2965	12,0651					
12	4,0499	3,4962					
1	5,3573	4,1480	3	5,3750	16,4597	0,7411	22,2102
2	5,1093	12,3117					
7	6,9102	5,8516	4	7,1250	5,8516	0,7136	8,2005

За результатами розрахунків (табл. 1) вдалося підтвердити коректність агрегування та розподілу потоків пакетів за відповідними чергами згідно із сумірністю значень їх класів, а також досягти оптимального збалансованого розподілу пропускної здатності інтерфейсу між сформованими класовими чергами відповідно до принципів концепції Traffic Engineering Queues. Це дозволило уникнути перевантажень черг за пропускною здатністю за рахунок більш гнучкого та раціонального розподілу каналного ресурсу.

Як показано в табл. 1, в рамках запропонованого методу клас черг k_j^q впливав на коефіцієнт використання черг ρ_j . Так, наприклад, у рамках першого прикладу при $\alpha = 1,1895$ черга з найнижчим класом ($k_1^q = 1,875$) мала найвищий коефіцієнт використання ($\rho_1 = 0,803$), і, навпаки, черга з найвищим значенням класу $k_4^q = 7,125$ була завантажена найменше ($\rho_4 = 0,7136$). Також у ході дослідження було встановлено, що характер балансування розподілу між класовими чергами пропускної здатності інтерфейсу суттєво залежав від значень коефіцієнту нормування D (рис. 2), який у свою чергу визначав рівень впливу класу черги k_j^q на класовий коефіцієнт h_j^α (9). Як показано на рис. 2, зростання коефіцієнту нормування D зменшувало вплив класів черг на об'єм виділеної їм пропускної здатності інтерфейсу та, відповідно, на коефіцієнт використання ρ_j .

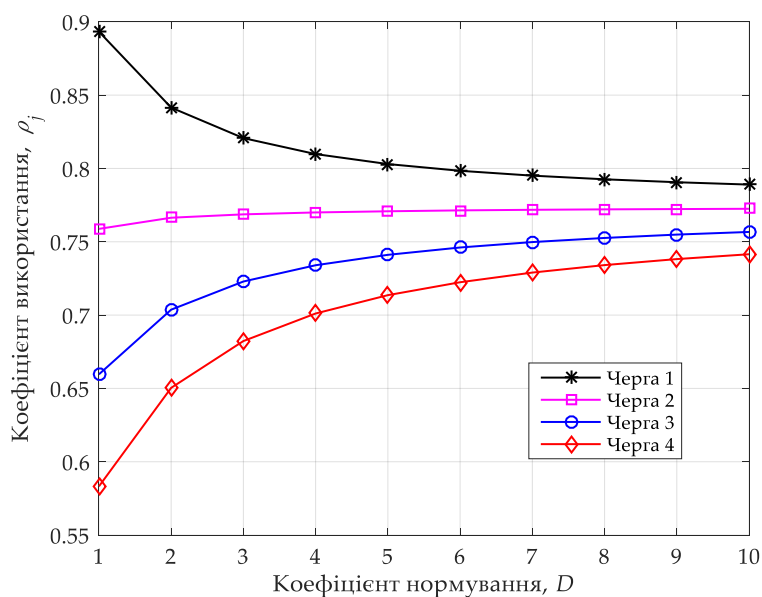


Рис. 2. Аналіз впливу коефіцієнту нормування D на характер балансування розподілу між класовими чергами пропускної здатності інтерфейсу (для першого прикладу)

В табл. 2 представлені вихідні дані та результати розрахунків для другого прикладу, де кількість потоків пакетів, що надходили на інтерфейс маршрутизатора, було збільшено до двадцяти ($N=20$). Значення класів та інтенсивностей потоків k_i^f також задавались випадковим чином аналогічно прикладу, наведеному в табл. 1. У цьому випадку диференціація потоків здійснювалася на основі змісту коду поля диференційованих послуг (Differentiated Services Code Point, DSCP) у заголовку IP-пакета. Максимальне значення класу потоків – $K = 64$. Пропускна здатність інтерфейсу маршрутизатора дорівнювала 100 1/с. Обслуговування потоків здійснювалося в рамках п'яти черг ($M = 5$). Коефіцієнт нормування: $D = 4$.

Результати розрахунків (табл. 2), як і в першому прикладі (табл. 1), підтвердили ефективність запропонованого методу з точки зору забезпечення оптимального агрегування та розподілу потоків пакетів за чергами, а також збалансованого розподілу пропускної здатності інтерфейсу між класовими чергами ($\alpha = 1,2141$). П'ята черга, яка мала найвищий клас ($k_5^q = 57,7$), була завантажена менше за інших $\rho_5 = 0,6721$. Перша черга, в яку надходили потоки пакетів з найменшим класом ($k_1^q = 7,3$), мала коефіцієнт використання $\rho_1 = 0,8008$. Результати аналізу впливу коефіцієнту нормування D на коефіцієнти використання черг (рис. 3) підтвердили висновки, які було зроблено за першим прикладом.

Таблиця 2. Вихідні дані та результати для другого розрахункового прикладу

Характеристика потоків			Характеристика черг				
Номер потоку	Клас потоку, k_i^f	Інтенсивність потоку (1/с), a_i	Номер черги	Клас черги, k_j^q	Сумарна інтенсивність потоків у черзі (1/с)	Коефіцієнт використання черги, ρ_j	Виділена пропускна здатність (1/с), b_j
3	2,0699	2,2549	1	7,3	31,7542	0,8008	39,6527
4	8,6142	4,3088					
11	3,0154	6,8240					
14	4,1206	1,6677					
16	13,1282	5,1225					
17	8,7543	3,3362					
19	10,2304	7,5835					
20	12,9115	0,6566					
8	14,1925	3,5615	2	19,9	7,3717	0,7642	9,6458
13	23,8319	2,1624					
18	13,9461	1,6478					
2	37,5457	5,0816	3	32,5	14,5858	0,7309	19,9571
6	31,5107	3,9929					
9	35,7944	0,9915					
15	31,8429	4,5198					
10	40,6827	3,9229	4	45,1	10,9143	0,7003	15,5857
12	39,7269	6,9914					
1	59,4837	0,3412	5	57,7	10,1889	0,6721	15,1587
5	55,3508	5,5613					
7	54,2259	4,2864					

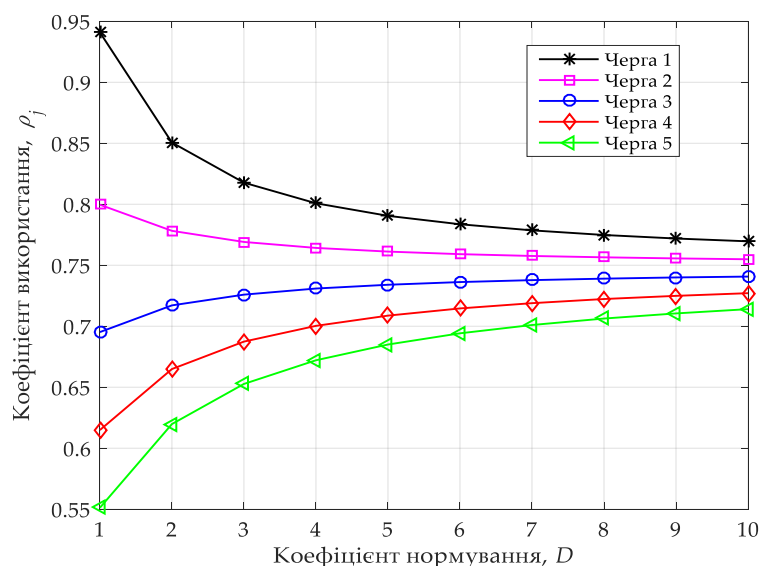


Рис. 3. Аналіз впливу коефіцієнту нормування D на характер балансування розподілу між класовими чергами пропускної здатності інтерфейсу (для другого прикладу)

Висновки

В роботі запропоновано вдосконалення методу збалансованого управління чергами на інтерфейсі маршрутизатора телекомунікаційної мережі. Новизною пропонуваного методу є забезпечення узгодженого вирішення задач агрегування та розподілу потоків пакетів за чергами (задачі Congestion Management), а також задач збалансованого розподілу пропускнуої здатності інтерфейсу між класовими чергами (задачі Resource Allocation) відповідно до принципів концепції Traffic Engineering Queues.

На відміну від підходу, висвітленому у роботах [10, 13, 16], запропоноване рішення позитивно впливає на обчислювальну складність розрахунків, що пов'язано, перш за все, зі зниженням розміру оптимізаційних задач та їх лінійним характером. Це було обумовлено тим, що погодженість процесів Congestion Management і Resource Allocation забезпечувалась на підставі їх послідовного розв'язання, оскільки рішення щодо агрегування та розподілу потоків за чергами ніяк не було пов'язане з результатами рішень задачі Resource Allocation.

Дослідження процесів Congestion Management і Resource Allocation за допомогою запропонованого методу підтвердили його ефективність і адекватність отримуваних за його допомогою рішень:

- агрегування та розподіл потоків пакетів за відповідними чергами відбувалось відповідно до значень їх класів;

- оптимальний збалансований розподіл пропускнуої здатності інтерфейсу між сформованими класовими чергами здійснювався відповідно до принципів концепції Traffic Engineering Queues – черга з вищим значенням класу мала менший коефіцієнт завантаженості.

Список літератури:

1. *Stallings W.* Foundations of modern networking: SDN, NFV, QoE, IoT, and Cloud. – Addison-Wesley Professional, 2015. – 560 p.
2. *Berreiros M., Lundqvist P.* QoS-Enabled Networks: Tools and Foundations. 2nd Edition. – Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, Wiley, 2016. – 254 p.
3. *Yue W., Takahashi Yu., Takagi H.* Advances in Queueing Theory and Network Applications. – Springer, 2009. – 272 p.
4. *White R.* Computer Networking Problems and Solutions: An innovative approach to building resilient, modern networks. 1st Edition. – Addison-Wesley Professional, 2018. – 832 p.
5. *Simha A., Osborne E.* Traffic Engineering with MPLS. – Cisco Press, 2002. – 608 p.
6. *Monge A., Szarkowicz K.* MPLS in the SDN Era: Interoperable Scenarios to Make Networks Scale to New Services. 1st edition. – O'Reilly Media, 2016. – 920 p.
7. *Гольдштейн А., Гольдштейн Б.* Технология и протоколы MPLS. – БХВ–Санкт-Петербург, 2005. – 304 с.
8. *Bahmase A., Louhab F., Oulahyane H., Talea M., Bakali A.* Novel SDN architecture for smart MPLS Traffic Engineering-DiffServ Aware management // Future Generation Computer Systems. – 2018. – Vol. 87. – P. 115-126.

9. *Katoun F., Outay F.* IP/MPLS networks with hardened pipes: service concepts, traffic engineering and design considerations // *Journal of Ambient Intelligence and Humanized Computing*. – 2018. – P. 1-8.
10. *Lemeshko O., Lebedenko T., Yeremenko O., Simonenko O.* Mathematical Model of Queue Management with Flows Aggregation and Bandwidth Allocation // *International Conference on Theory and Applications of Fuzzy Systems and Soft Computing*. Springer, Cham. – 2018. – P. 165–176. – Режим доступу: https://doi.org/10.1007/978-3-319-91008-6_17.
11. *Li Y., Panwar S., Liu C.J.* On the Performance of MPLS TE Queues for QoS Routing // *Simulation series*. – 2004. – Vol. 36; part 3. – P. 170–174.
12. *Лемешко А., Лебеденко Т.* Линейная модель оптимального управления очередями на интерфейсе маршрутизатора телекоммуникационной сети // *International Journal "Information Content and Processing"*. – 2017. – Vol.4, № 2. – P. 171-181.
13. *Али С. Али, Симоненко А.В.* Поточковая модель динамической балансировки очередей в MPLS-сети с поддержкой Traffic Engineering Queues [Электронный ресурс] // *Проблеми телекомунікацій*. – 2010. – № 1 (1). – С. 59–67. – Режим доступу до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_ali_balancing.pdf.
14. *Imran M., Khan M. A., Qadeer M. A.* Design and Simulation of Traffic Engineering using MPLS in GNS3 Environment // *Computing Methodologies and Communication (ICCMC): Proceedings of the Second International Conference, Surya, India, 15-16 February 2018, 2018*. – P. 1026-1030.
15. *Lebedenko T., Kholodkova A., Al-Dulaimi A.* Linear-Quadratic Model of Optimal Queue Management on Interface of Telecommunication Network Router // *Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo): Proceedings of the Third International Conference, Odessa, Ukraine, 10-14 September 2018, 2018*. – P. 1-4.
16. *Симоненко А.В., Андрушко Д.В.* Математическая модель управления очередями на маршрутизаторах телекоммуникационной сети на основе оптимального агрегирования потоков и распределения пакетов по очередям [Электронный ресурс] // *Проблеми телекомунікацій*. – 2015. – № 1 (16). – С. 94–102. – Режим доступу до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_simonenko_queue.pdf.
17. *Лебеденко Т., Симоненко А.* Динамическая модель управления очередями на интерфейсе маршрутизатора телекоммуникационной сети // *Радиоэлектроника и информатика*. – 2018. – №1. – С. 13-18.
18. *Lemeshko O., Hailan A., Starkova O.* Multi-level traffic management in the MPLS-TE DiffServ network // *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics: Proceedings of the Eleventh International Conference, Polyana-Svalyava-(Zakarpatya), Ukraine, 23 - 25 February 2011, 2011*. – P. 118-120.