

ISSN 2220-6922

**ПРОБЛЕМИ**

ЕЛЕКТРОННЕ НАУКОВЕ ФАХОВЕ ВИДАННЯ ХНУРЕ

**ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ**

*[http:// pt.journal.kh.ua](http://pt.journal.kh.ua)*

• №1 (22) • 2018 •

**ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ  
УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ**



МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ  
ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ

ЕЛЕКТРОННЕ НАУКОВЕ ФАХОВЕ ВИДАННЯ  
ЖУРНАЛ «ПРОБЛЕМИ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ»

• №1 (22) • 2018 •

Журнал включено до переліку спеціалізованих видань ВАК України з технічних наук, постанова президії Вищої атестаційної комісії України від 10 березня 2010 року №2-05/2. Поновлено в Переліку наукових фахових видань України 28 грудня 2017 р. наказом № 1714.

Рекомендовано рішенням редколегії е-журналу «Проблеми телекомунікацій» Харківського національного університету радіоелектроніки (ХНУРЕ), протокол № 4 від 30 жовтня 2018 року.

Відповідальність за зміст статей покладається на авторів.

**Редакційна колегія:**

**В.о. головного редактора:**

*Лемешко Олександр Віталійович* (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ).

**Члени редколегії:**

*Gomes Teresa* (PhD in Electrical engineering, University of Coimbra, Portugal);

*Gustavsson Rune* (PhD, Professor emeritus, KTH Royal Institute of Technology, Stockholm, Sweden);

*Jo Minho* (PhD, Professor, Korea University, Seoul, Korea);

*Segeč Pavel* (Doc. Ing., PhD, University of Žilina, Žilina, Slovakia);

*Tutschku Kurt* (Prof. Dr., Professor, Blekinge Institute of Technology, Karlskrona, Sweden);

*Yatskiv Irina* (Dr.Sc.Ing., Professor, Transport and Telecommunication Institute, Riga, Latvia);

*Агеев Дмитро Володимирович* (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

*Безрук Валерій Михайлович* (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

*Беркман Любов Наумівна* (доктор технічних наук, професор, Державний університет телекомунікацій);

*Васюта Костянтин Станіславович* (доктор технічних наук, професор, Харківський національний університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба);

*Гаркуша Сергій Володимирович* (доктор технічних наук, професор, Полтавський університет економіки і торгівлі);

*Василишин Володимир Іванович* (доктор технічних наук, доцент, Харківський національний університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба);

*Дуравкін Євген Володимирович* (доктор технічних наук, доцент, ХНУРЕ)

*Євсєєва Оксана Юріївна* (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

*Єременко Олександра Сергіївна* (кандидат технічних наук, старший науковий співробітник, ХНУРЕ);

*Климаш Михайло Миколайович* (доктор технічних наук, професор, Національний університет «Львівська політехніка»);

*Коляденко Юлія Юріївна* (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

*Лошаков Валерій Андрійович* (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

*Олійник Володимир Филімонович* (доктор технічних наук, професор);

*Серков Олександр Анатолійович* (доктор технічних наук, професор, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут»);

*Стрелковська Ірина Вікторівна* (доктор технічних наук, професор, Одеська національна академія зв'язку ім. О.С. Попова);

*Титаренко Лариса Олександрівна* (доктор технічних наук, професор, Університет зеленогурський).

**Відповідальний за випуск:**

доктор технічних наук, професор *Лемешко О.В.*

**Адреса редакційної колегії:** Харківський національний університет радіоелектроніки,  
головний корпус, ауд. 305а,  
проспект Науки, 14, Харків, 61166,  
тел. (57) 702-13-20, e-mail: [pt-info@journal.kh.ua](mailto:pt-info@journal.kh.ua)

Передрукування та використання матеріалів,  
опублікованих в журналі, можливо тільки з дозволу редколегії

© Харківський національний  
університет радіоелектроніки, 2018

## ЗМІСТ

### УПРАВЛІННЯ ТРАФІКОМ ТА МАРШРУТИЗАЦІЯ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯХ

<i>ЛЕМЕШКО А.В., ИЛЬЯШЕНКО А.Е., КОВАЛЕНКО Т.Н., НЕВЗОРОВА Е.С.</i> Разработка и анализ диакоптического метода междоменной маршрутизации с балансировкой нагрузки в телекоммуникационной сети.....	3
<i>ЄРЕМЕНКО О.С., ЄВДОКИМЕНКО М.О.</i> Огляд теоретичних рішень щодо відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах.....	25
<i>КИРИК М.І., ПЛЕСКАНКА Н.М., ПЛЕСКАНКА М.В.</i> Аналіз роботи методу оптимізованого кешування даних в мережі доставки контенту.....	43

### БЕЗПЕКА МЕРЕЖНИХ РІШЕНЬ

<i>КОЛЯДЕНКО Ю.Ю., ГЛУШКО А.П., ВОРОНИН А.И.</i> Математическая модель атак и защит в программно-конфигурируемых сетях.....	56
<i>ПАСТУШЕНКО Н.С., ПЕДРО В.Г., ФАЙЗУЛАЕВА О.Н.</i> Исследование информативности фазовых данных голосового сигнала пользователя системы аутентификации.....	67

### БЕЗПРОВОДОВІ МЕРЕЖІ ТА ТЕХНОЛОГІЇ

<i>АЛЬ-ДУЛАЙМИ А.М., ГАРКУША С.В., АЛЬ-ДУЛАЙМИ М.Х.</i> Исследование метода распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE при использовании RAT 1.....	75
<i>ДРУЖИНИН В.А., ТОЛЮПА С.В., ЛУКОВА-ЧУЙКО Н.В.</i> Перспективи застосування лінійно-частотно модульованих сигналів із внутрішньо- імпульсною фазовою маніпуляцією і різними модуляційними характеристиками в багатоканальних системах зв'язку.....	93

### ПОВІДОМЛЕННЯ

Інформаційне повідомлення щодо проведення 15-ї IEEE Міжнародної конференції «The experience of designing and application of CAD systems» – CADSM`2019.....	101
Інформаційне повідомлення щодо проведення Другої Української IEEE конференції «Electrical and Computer Engineering» – UKRCON 2019.....	103

УДК 621.391

# РАЗРАБОТКА И АНАЛИЗ ДИАКОПТИЧЕСКОГО МЕТОДА МЕЖДОМЕННОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ С БАЛАНСИРОВКОЙ НАГРУЗКИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ



[А.В. ЛЕМЕШКО](#), [А.Е. ИЛЬЯШЕНКО](#), [Т.Н. КОВАЛЕНКО](#), [Е.С. НЕВЗОРОВА](#)

Харьковский национальный  
университет радиоэлектроники

**Abstract** – In this paper, the diacoptycal method of inter-area routing with load balancing in a telecommunication network was proposed. The method allows to increase the scalability of routing solutions in comparison with the centralized approach without reducing the efficiency of the network, estimated by the maximum value of link load threshold. The method involves the decomposition of the general routing problem in a multi-area network into several routing subtasks of smaller size that can be solved for each individual area followed by combining the solutions obtained for the whole telecommunication network. The foundation of the method is a flow-based routing model based on the implementation of the concept of Traffic Engineering and focused on minimizing the maximum value of link load threshold. The results of the analysis confirmed the operability of the method on a variety of numerical examples and demonstrated the full correspondence of the efficiency of the obtained diacoptycal routing solutions to the centralized approach. The advantage of the proposed method is also the absence of the need to coordinate routing solutions received on subnetworks, which positively affects both the time of solving the set task and the amount of service traffic circulated in the network associated with the transfer of data on the state of network areas and coordinating information.

**Анотація** – Запропоновано діакоптичний метод ієрархічної маршрутизації в мультидоменній телекомунікаційній мережі на основі потокової моделі маршрутизації з урахуванням концепції Traffic Engineering. Пропонований метод дозволяє мінімізувати порогове значення максимальної завантаженості каналів зв'язку мережі, вирішуючи при цьому проблему масштабованості існуючих методів маршрутизації. На ряді мережних прикладів проведено аналіз запропонованого метода та показано його ефективність у порівнянні з відомим централізованим підходом.

**Анотація** – Предложен диакоптический метод иерархической маршрутизации в мультидоменной телекоммуникационной сети на основе потоковой модели маршрутизации с учетом концепции Traffic Engineering. Предлагаемый метод позволяет минимизировать пороговое значение максимальной загрузки каналов связи сети, решая при этом проблему масштабируемости существующих методов маршрутизации. На ряде сетевых примеров проведен анализ предлагаемого метода и показана его эффективность по сравнению с известным централизованным подходом.

## Введение

Современные телекоммуникационные сети (ТКС) характеризуются постоянным ростом территориальной распределенности, числа коммутационных и терминальных устройств, расширением количества предоставляемых сервисов, что значительно усложняет их структуру и алгоритмы функционирования, требуя новых подходов при разработке моделей и методов их анализа и синтеза. Поэтому одной из основных проблем, возникающих при управлении трафиком в целом и маршрутизации в частности, является проблема масштабируемости предлагаемых решений по обеспечению требуемого уровня качества обслуживания (Quality of Service, QoS) [1, 2]. В этой связи для большинства поддерживаемых технологических решений и современных протоколов маршрутизации, применяемых в транспортных технологиях IP (Internet Protocol), ATM (Asynchronous Transfer Mode) и MPLS (Multiprotocol Label Switching),

характерен декомпозиционный, иерархический подход [3-5], направленный на снижение размеров маршрутных таблиц, объемов циркулирующего в сети служебного трафика, а также времени решения задач маршрутизации. При этом эффективность протокольного решения задач иерархической маршрутизации во многом определяется уровнем адекватности используемых при этом математических моделей и методов, в рамках которых важно обеспечить учет мультидоменного и иерархического характера построения современных ТКС. Таким образом, повышение масштабируемости решений в области маршрутизации на основе усовершенствования соответствующих математических моделей и методов является одной из актуальных задач в современных телекоммуникационных сетях.

## **I. Обзор известных решений в области иерархической маршрутизации**

В результате анализа математических моделей маршрутизации установлено, что существует два их основных типа: графовые и потоковые модели [6-12]. В рамках графовых моделей учитываются, прежде всего, особенности структурного построения моделируемой ТКС, а сама задача маршрутизации сводится к поиску кратчайшего пути на графе – для однопутевой маршрутизации или поиску оптимального мультипути – при многопутевой маршрутизации [6-8]. В основу современных протоколов маршрутизации положены именно графовые модели, в которых для расчета путей используется алгоритм Дейкстры, применяемый, например, в протоколах OSPF, IS-IS, PNNI, и Беллмана-Форда, используемый, например, в протоколах RIP, IGRP и BGP. В потоковых же моделях [9-12] основное внимание уделяется описанию функциональных свойств моделируемого процесса и наряду со структурой сети в большей мере учитываются параметры каналов связи и передаваемого трафика. Так как современный сетевой трафик является преимущественно мультимедийным и имеет потоковый характер, то использование именно потоковых моделей позволяет получать наиболее эффективные решения задач маршрутизации.

Кроме того, как показал проведенный анализ [10-22], к настоящему моменту времени известны и активно применяются потоковые модели многопутевой маршрутизации, построенные на основе использования сетей массового обслуживания, алгебраических, интегрально-дифференциальных и разностных уравнений состояния ТКС, тензорного представления и др. Однако по мнению многих ученых, работающих в области сетевых технологий, компромиссным вариантом, сочетающим адекватность описания и приемлемую сложность расчетов, является маршрутное решение с балансировкой нагрузки по принципам технологии Traffic Engineering (TE), предложенное в работах [20-22]. К сожалению, данное решение ориентировано на централизованный расчет маршрутов, представляя собой больше теоретический интерес, чем прикладную ценность. Поэтому в данной статье предложенное в работах [20-22] решение будет адаптировано под реализацию иерархической маршрутизации в мультидоменной телекоммуникационной сети.

## II. Модель маршрутизации с балансировкой нагрузки на основе концепции Traffic Engineering

В рамках предложенной в работах [20-22] ТЕ-модели структура ТКС описывается с помощью ориентированного графа  $G = (R, E)$ , где  $R$  – это множество вершин графа, которые моделируют маршрутизаторы сети, а  $E$  – множество ребер графа, моделирующих каналы связи. Для каждого канала связи  $E_{i,j} \in E$  известна его пропускная способность  $c_{i,j}$ . Обозначим через  $K$  множество потоков, циркулирующих в сети, тогда  $|K| = \tilde{K}$  – мощность множества  $K$ , количественно характеризующая общее число потоков в ТКС. Для каждого  $k$ -го потока ( $k \in K$ ) считаются известными  $s_k$  и  $t_k$  – узлы источник и получатель соответственно, а также его средняя интенсивность (скорость передачи) пакетов –  $\lambda^k$ , измеряемая в пакетах в секунду (1/с).

Условимся, что величина  $x_{i,j}^k$  представляет собой маршрутную переменную, которая характеризует часть  $k$ -го потока, протекающего в канале связи  $E_{i,j} \in E$ . Пусть также величина  $\alpha$  определяет динамически управляемый порог максимальной загрузки каналов ТКС. Тогда задача маршрутизации с поддержкой технологии Traffic Engineering может быть сформулирована в виде задачи линейного программирования по минимизации порога  $\alpha$

$$\min_x \alpha \quad (1)$$

при наличии следующих ограничений:

$$\sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = 0 \text{ при } k \in K, R_i \neq s_k, t_k; \quad (2)$$

$$\sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = 1 \text{ при } k \in K, R_i = s_k; \quad (3)$$

$$\sum_{E_{i,j} \in E} x_{i,j}^k - \sum_{E_{j,i} \in E} x_{j,i}^k = -1 \text{ при } k \in K, R_i = t_k; \quad (4)$$

$$\sum_{k \in K} \lambda_k x_{i,j}^k \leq c_{i,j} \alpha; E_{i,j} \in E. \quad (5)$$

Ограничения (2)-(4) связаны с необходимостью выполнения условий сохранения потока, то есть отвечают за отсутствие потерь пакетов на маршрутизаторах и в сети в целом. В свою очередь, условия (5) отвечают за предотвращение перегрузки каналов сети. Кроме того, исходя из физического смысла переменных  $\alpha$  и  $x_{i,j}^k$ , на них накладываются дополнительные ограничения, связанные с реализацией многопутевой стратегии маршрутизации:

$$0 \leq x_{i,j}^k \leq 1, \quad (6)$$

$$0 \leq \alpha \leq 1. \quad (7)$$

Достоинством модели (1)-(7) является соответствие концепции Traffic Engineering при реализации многопутевой маршрутизации, причем порог (1) с ростом загрузки сети также растет линейно [23], что гарантирует отсутствие колебаний в численных значениях основных показателей качества обслуживания. Однако несмотря на ряд преимуществ описанной модели, ей присущи и ряд недостатков, некоторые из них были рассмотрены в работах [24-26]. Авторами статьи были предложены варианты минимизации недостатков описанной модели, связанных с неадекватностью ее применения в сетях с полудуплексными и/или дуплексными каналами связи, приводящей к заикливанию пакетов, а также существенным снижением качества балансировки для сетей с неоднородной топологией, когда связность узлов по сети была не постоянной, а варьировалась в некоторых пределах. В качестве еще одного существенного недостатка модели (1)-(7) необходимо отметить проблему ее масштабируемости. Увеличение числа узлов и/или каналов связи в рассматриваемой ТКС приведет к значительному росту числа переменных и ограничений в модели, что отражается на сложности и времени решения задачи маршрутизации и объемах результирующих маршрутных таблиц.

Эффективным направлением повышения масштабируемости сетевых решений является переход к иерархической (многоуровневой) маршрутизации, основанной на декомпозиционном представлении потоковой модели (1)-(7) с учетом мультидоменного характера современных ТКС. Принципы декомпозиции и иерархии широко применяются в наиболее распространенных на данный момент транспортных технологиях. Так, в технологии IP маршрутизация реализуется на основе разделения исходной сети на множество подсетей – автономных систем (Autonomous System, AS), в каждой из которых используется свой маршрутизирующий протокол внутреннего шлюза (Interior Gateway Protocol, IGP), а для маршрутизации между AS применяются протоколы внешнего шлюза (Exterior Gateway Protocol, EGP), например, протокол BGP (Border Gateway Protocol) [3-7]. При этом некоторые протоколы класса IGP, например, OSPF (Open Shortest Path First) и интегрированный IS-IS (Integrated IS-IS), предполагают дальнейшую декомпозицию AS на подсети, именуемые доменами или областями (Areas). В технологии ATM функции иерархической маршрутизации реализуются протоколом PNNI (Private Network-to-Network Interface), предполагающим разделение сети на множество кластеров узлов (peer group).

В работах [27-32] предложены решения задачи иерархической маршрутизации в мультидоменных ТКС на основе введения двухуровневой иерархии решений. При этом характер используемых в работах [27-32] критериев оптимальности в том или ином виде ориентирован на учет требований концепции Traffic Engineering. Как правило, на нижнем уровне осуществляется решение маршрутных задач в каждом из доменов, что заметно снижает размерность и сложность решаемой оптимизационной

задачи. Верхний уровень иерархии расчетов функционально реализуется на сервере маршрутов и отвечает за координацию распределенной работы отдельных сетевых доменов для обеспечения связности междоменных маршрутов с целью приближения эффективности решений распределённой маршрутизации к качеству централизованных расчетов. Отдельной проблемой при этом оставалось обеспечение быстрой сходимости решений к своим оптимальным значениям за минимальное число итераций координирующей процедуры, так как их число напрямую влияет и на время решения задач маршрутизации, и на объемы передаваемой в сети служебной информации.

В этой связи в данной работе предлагается диакоптический метод иерархической маршрутизации в мультидоменной ТКС, который основан на расчете порядка маршрутизации в каждом из доменов по частям с последующим их безитерационным объединением (обобщением) для сети в целом. При этом преимуществом получаемых маршрутных решений является то, что их эффективность с точки зрения критерия (1) полностью соответствует результатам, получаемым в ходе централизованной маршрутизации. Отсутствие необходимости в итерационной координации получаемых многоуровневых маршрутных решений положительно сказывается на оперативности решения задач маршрутизации в сети с мультидоменной архитектурой.

### III. Диакоптический метод иерархической маршрутизации с балансировкой нагрузки в мультидоменной ТКС

В рамках предлагаемого диакоптического метода иерархической маршрутизации предполагается разбиение общей оптимизационной задачи (1) на  $N$  подзадач (по числу доменов) меньшей размерности с последующим обобщенным синтезом решения задачи маршрутизации для сети в целом [33, 34]. При этом границы доменов, например, проходят по каналам связи, что соответствует принципам декомпозиции сети, заложенных в протокол IS-IS. Тогда пусть каждый отдельный  $p$ -й домен в ТКС описывается с помощью подграфа  $G^p = (R^p, E^p)$  графа  $G$ , где  $R^p = \{R_i^p; i = \overline{1, m_p}\}$  – множество маршрутизаторов  $p$ -го домена, а  $m_p$  – их общее число в домене;  $E^p = \{E_{i,j}^p; i, j = \overline{1, m_p}, i \neq j\}$  – это множество внутридоменных каналов, соединяющих маршрутизаторы внутри  $p$ -го домена. Для каждого внутридоменного канала связи  $p$ -го домена через  $c_{i,j}^p$  обозначим его пропускную способность, измеряемую в пакетах в секунду (1/с). Обозначим через  $E^{p,q} = \{E_{i,j}^{p,q}; i = \overline{1, m_p}, j = \overline{1, m_q}; p, q = \overline{1, N}, p \neq q\}$  множество каналов, соединяющих маршрутизаторы  $p$ -го и  $q$ -го доменов (междоменные каналы). Пропускные способности междоменных каналов связи между маршрутизаторами  $p$ -го и  $q$ -го доменов обозначим соответственно через  $c_{i,j}^{p,q}$ .

Для наглядности описание и исследование предлагаемого диакоптического метода иерархической маршрутизации рассмотрим на примере структуры сети, представленной на рис. 1. Данная сеть, состоящая из 13 маршрутизаторов и 19 каналов связи (КС), разбита на 4 сетевых домена, т.е.  $N = 4$ . Например, для подграфа первого сетевого домена  $G^1 = (R^1, E^1)$ , представленного на рис. 1, обозначим множество маршрутизаторов как  $R^1 = \{R_1^1, R_2^1, R_3^1\}$  ( $m_1 = 3$ ), а множество внутридоменных каналов, соединяющих маршрутизаторы внутри домена –  $E^1 = \{E_{1,2}^1, E_{1,3}^1, E_{2,3}^1\}$ . Множество междоменных каналов, соединяющих маршрутизаторы 1-го и 2-го домена –  $E^{1,2} = \{E_{2,1}^{1,2}, E_{3,2}^{1,2}\}$ . Пусть между первым маршрутизатором первого домена ( $R_1^1$ ) и третьим маршрутизатором четвертого домена ( $R_3^4$ ) необходимо передавать пакеты с интенсивностью  $\lambda$ , которая изменялась в пределах от 1 до 200 1/с.

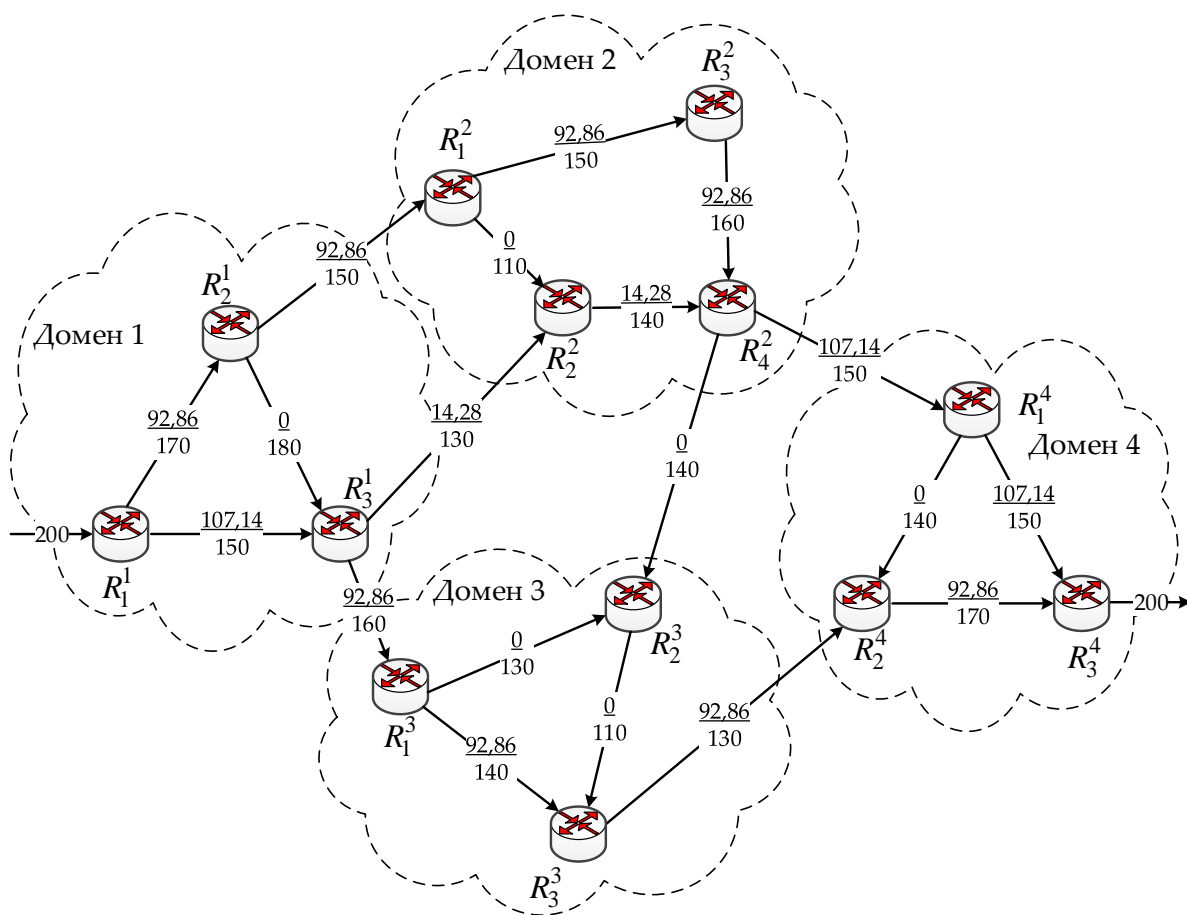


Рис. 1. Порядок централизованной маршрутизации в мультидоменной ТКС

С целью дальнейшего анализа эффективности получаемых решений с использованием модели (1)-(7) для рассматриваемого примера получен порядок централизованной маршрутизации потока при интенсивности  $\lambda = 200$  1/с (рис. 1). В разрывах ка-

налов связи указана дробь: в числителе приведена интенсивность потока, протекающая в данном канале, а в знаменателе – его пропускная способность (1/с). Для полученного решения (рис. 1) численное значение порога максимальной загруженности каналов ТКС (1) равно 0,7143.

Проведенные исследования показали, что при централизованном расчете маршрутных переменных (6) с увеличением интенсивности потока порог загруженности каналов сети  $\alpha$  (1) растет линейно (рис. 2). При этом, результаты централизованной TE-маршрутизации (рис. 2) выступали в дальнейшем в качестве эталонных при сравнении с результатами, получаемыми с помощью предлагаемого диакоптического метода маршрутизации.

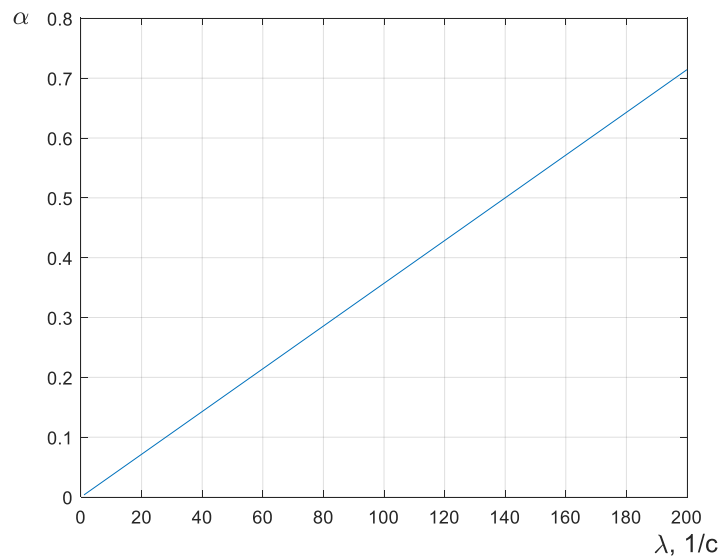


Рис. 2. Зависимость порога максимальной загруженности каналов сети  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  при централизованном решении задачи маршрутизации

На первом этапе предлагаемого метода необходимо определить обобщенные пропускные способности каждого домена данной ТКС. При этом каждый подграф  $G^p$ , описывающий структуру  $p$ -го домена, необходимо преобразовать в подграф  $G'^p$  следующим образом: значения пропускных способностей всех междоменных каналов, соединяющих маршрутизаторы данного домена с маршрутизаторами любого другого домена, необходимо принять равными бесконечности:

$$c_{i,j}^{p,q} = \infty, \quad \forall E_{i,j}^{p,q} \in E^{p,q}, E_{i,j}^{q,p} \in E^{q,p}, \quad q = \overline{1, N}, q \neq p. \quad (8)$$

Это осуществляется для того, чтобы на значения критерия (1), рассчитываемого в каждом отдельном  $p$ -м домене, не влияли коэффициенты использования междоменных каналов. Если количество входящих в  $p$ -й домен ( $E_{i,j}^{q,p}$ ) или исходящих ( $E_{i,j}^{p,q}$ ) междоменных каналов больше одного, в подграф  $G^p$  вводится эквивалентный (фиктивный) узел-исток  $R_s^p$  и/или фиктивный узел-сток  $R_t^p$ , принимая при этом:

$$R_i^p = R_s^p \forall E_{i,j}^{q,p} \in E^{q,p}, q = \overline{1, N}, q \neq p; \quad (9)$$

$$R_j^p = R_t^p \forall E_{i,j}^{p,q} \in E^{p,q}, q = \overline{1, N}, q \neq p. \quad (10)$$

Таким образом, вводимый подграф  $G^p = (R^p, E^p)$  содержит множество вершин  $R^p = R^p \cup \{R_s^p, R_t^p\}$  и дуг  $E^p = E^p \cup \{E_{s,j}^p, E_{i,t}^p\}$ .

Пример преобразования подграфа  $G^1$  в подграф  $G^1$  в соответствии с описанными процедурами представлен на рис. 3. Рассматриваемый подграф  $G^1$  имеет два исходящих междоменных канала, поэтому в него был введен эквивалентный (фиктивный) узел-сток  $R_t^1$ , при этом  $E_{2,t}^1 = E_{2,1}^1$ ,  $E_{3,t}^1 = E_{3,2}^1$ ,  $c_{2,t}^1 = c_{3,t}^1 = \infty$  в соответствии с описанными выше процедурами преобразования (8)-(10).

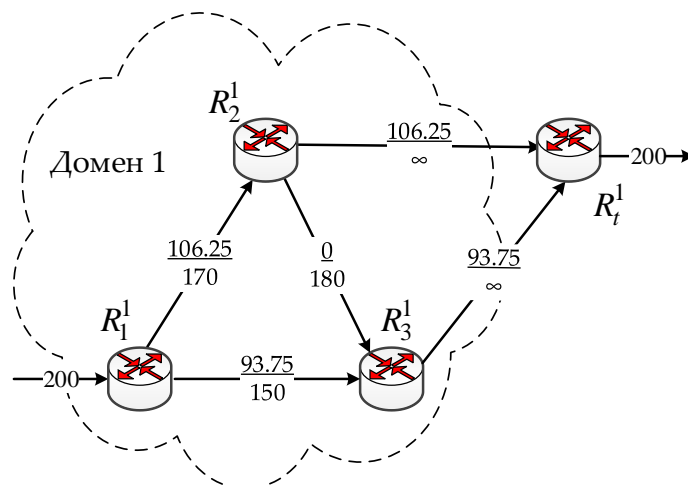


Рис. 3. Пример введения фиктивного узла-стока в первом домене с указанием порядка маршрутизации потока интенсивностью 200 1/с

Порядок преобразования подграфов второго, третьего и четвертого доменов рассматриваемой сети, а также результаты расчета их пропускной способности приведены на рис. 4 – рис. 6 соответственно. Подграф  $G^2$  второго домена имеет два исходящих и два входящих междоменных канала, в связи с этим в него были введены дополнительные фиктивные узел-источник  $R_s^2$  и узел-сток  $R_t^2$ , при этом в соответствии с правилами преобразования (8-10)  $E_{2,1}^{1,2} = E_{s,1}^{1,2}$ ,  $E_{3,2}^{1,2} = E_{s,2}^{1,2}$ ,  $E_{4,1}^{2,4} = E_{4,t}^{2,4}$ ,  $E_{4,2}^{2,3} = E_{4,t}^{2,3}$ ,  $c_{s,1}^{1,2} = c_{s,2}^{1,2} = c_{4,t}^{2,4} = c_{4,t}^{2,3} = \infty$  (рис. 4). Подграфы  $G^3$  и  $G^4$  третьего и четвертого доменов имеют по два входящих междоменных канала, в связи с чем в них были введены дополнительные фиктивные узлы-источники  $R_s^3$  и  $R_s^4$ , при этом в соответствии с правилами преобразования (8)-(10)  $E_{3,1}^{1,3} = E_{s,1}^{1,3}$ ,  $E_{4,2}^{2,3} = E_{s,2}^{2,3}$ ,  $E_{4,1}^{2,4} = E_{s,1}^{2,4}$ ,  $E_{3,2}^{3,4} = E_{s,2}^{3,4}$ ,  $c_{s,1}^{1,3} = c_{s,2}^{2,3} = \infty$ ,  $c_{s,1}^{2,4} = c_{s,2}^{3,4} = \infty$  (рис. 5, рис. 6).

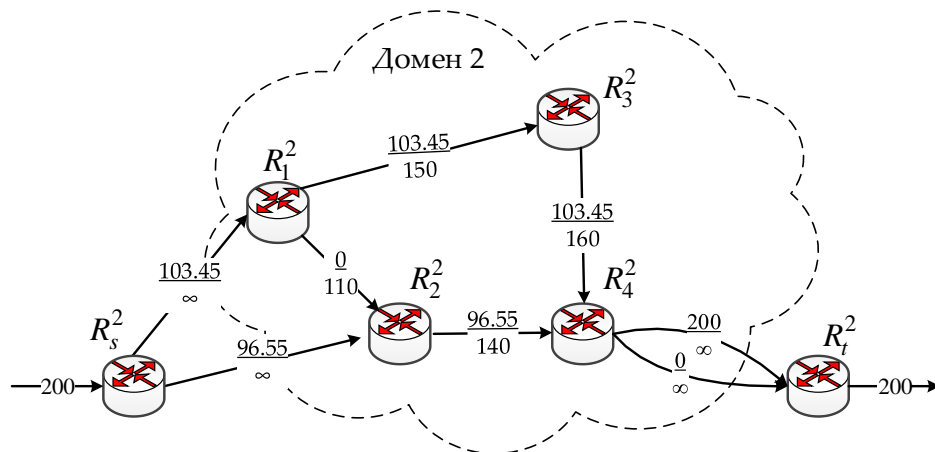


Рис. 4. Пример введения фиктивных узлов истока и стока во втором домене с указанием порядка маршрутизации потока интенсивностью 200 1/с

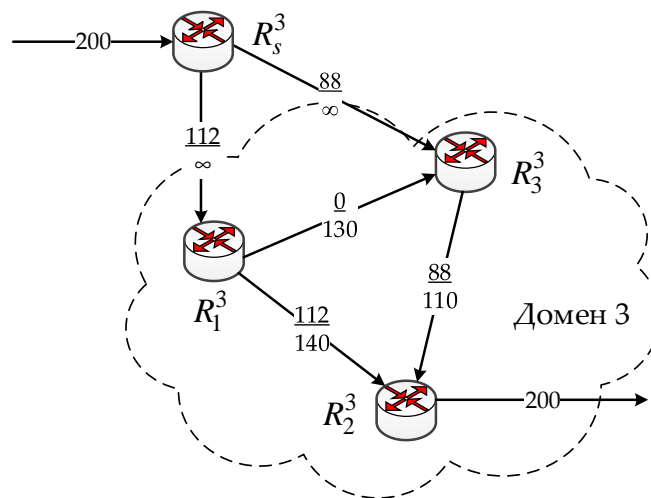


Рис. 5. Пример введения фиктивного узла-истока в третьем домене с указанием порядка маршрутизации потока интенсивностью 200 1/с

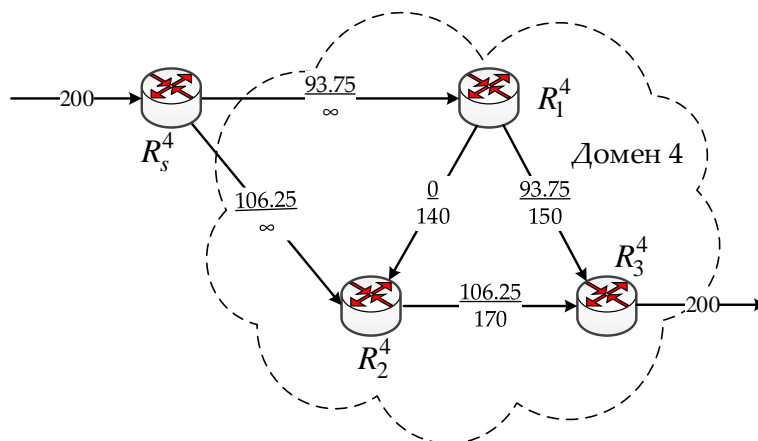
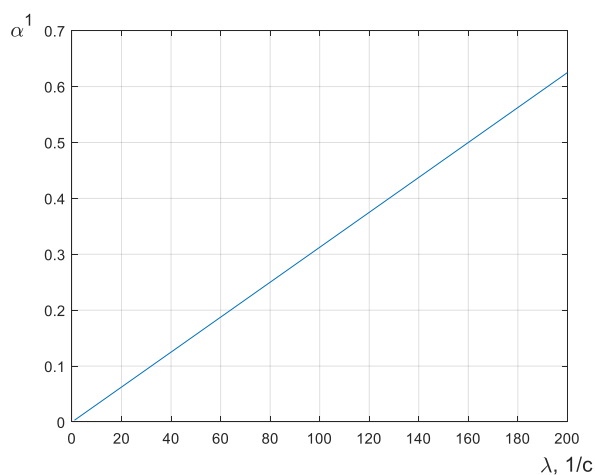


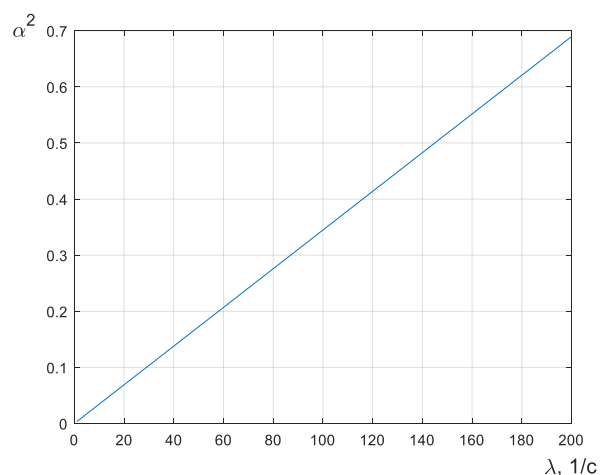
Рис. 6. Пример введения фиктивного узла-истока в четвертом домене с указанием порядка маршрутизации потока интенсивностью 200 1/с

Далее для каждого из доменов, представленных подграфами  $G^p$ , определяется порядок маршрутизации и балансировки нагрузки с использованием модели (1)-(7), при этом динамически управляемый порог максимальной загруженности каналов  $p$ -го домена, который необходимо минимизировать, обозначим как  $\alpha^p$ .

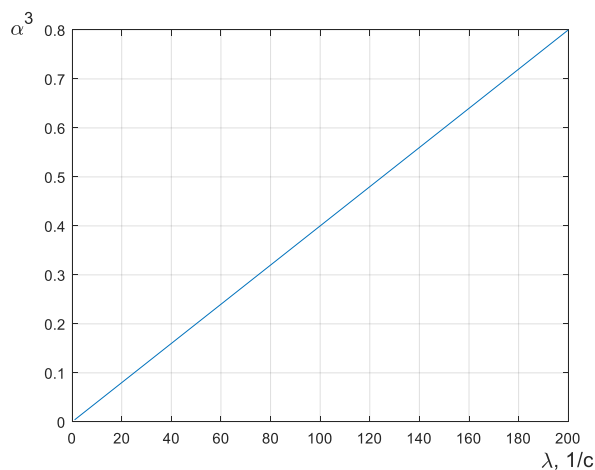
В ходе проводимого исследования интенсивность входного потока  $\lambda$  для каждого домена, как и для сети в целом, изменялась в пределах от 1 до 200 1/с. Так, например, на рис. 3 – рис. 6 показан порядок маршрутизации потока интенсивности 200 1/с в каждом из доменов сети. В разрывах каналов связи указаны их пропускные способности (знаменатель дроби) и значения интенсивности протекающих по ним потоков пакетов (числитель дроби). Полученные результаты расчетов показали, что с увеличением интенсивности входного потока  $\lambda$  порог максимальной загруженности каналов каждого  $p$ -го домена сети  $\alpha^p$  растет линейно (рис. 7).



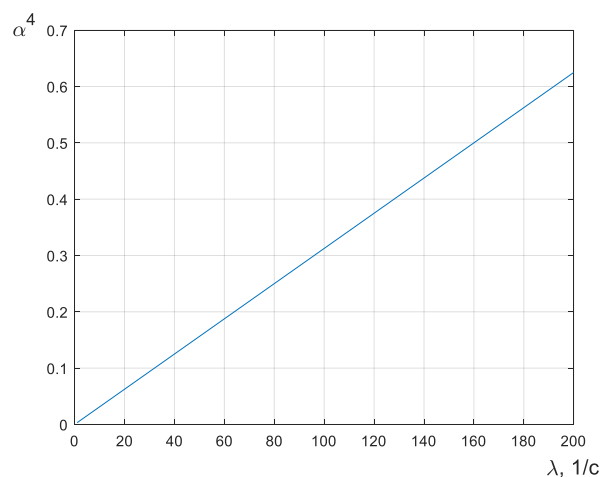
а) домен 1



б) домен 2



в) домен 3



г) домен 4

Рис. 7. Зависимость порога максимальной загруженности каналов  $p$ -го домена  $\alpha^p$  от интенсивности входного потока  $\lambda$

Ввиду линейности получаемых зависимостей (рис. 7), можно сделать вывод, что пропускная способность  $p$ -го домена при передаче пакетов потока в выбранном направлении является константой и может быть определена как

$$c^p = \alpha^p \cdot \lambda. \quad (11)$$

Так, для первого домена ТКС при значении интенсивности потока, например,  $\lambda = 200$  1/с (рис. 3, рис. 7 а), рассчитанное значение порога максимальной загруженности каналов составило  $\alpha^1 = 0,625$ . Поэтому пропускная способность первого домена (11) составляла  $c^1 = 320$  1/с. Такое же значение пропускной способности первого домена можно получить и при рассмотрении любой другой точки на графике, приведенном на рис. 7 а. Основываясь на полученных результатах (рис. 4 – рис. 7) в соответствии с выражением (11) были аналогично рассчитаны также пропускные способности второго, третьего и четвертого доменов:  $c^2 = 290$  1/с,  $c^3 = 250$  1/с и  $c^4 = 320$  1/с.

*На втором этапе* предлагаемого диакоптического метода происходит построение модели агрегированной структуры сети, в которой, основываясь на результатах проведенных расчетов первого этапа, каждый  $p$ -й домен сети представляется эквивалентным каналом связи  $\bar{E}^p$  с пропускной способностью  $c^p$ , который соединяет маршрутизаторы  $R_s^p$  и  $R_t^p$ . Полученная в результате такого преобразования агрегированная структура ТКС может быть представлена в виде графа  $G^A = (R^A, E^A \cup E^{p,q})$ , где  $R^A = \{R_s^p, R_t^p; p = \overline{1, N}\}$  – множество эквивалентных маршрутизаторов;  $E^A = \{\bar{E}^p; p = \overline{1, N}\}$  – множество эквивалентных каналов связи;  $E^{p,q}$  – множество междоменных каналов связи. Агрегированная структура исследуемой сети рис. 1, получаемая на втором этапе предлагаемого метода, приведена на рис. 8.

*На третьем этапе* метода с использованием модели (1)-(7) производится расчет порядка маршрутизации уже для полученной агрегированной структуры сети. В результате данного расчета определяются интенсивности потоков как в междоменных каналах связи, так и потоков, которые поступают и убывают из каждого  $p$ -го домена. Полученное на третьем этапе решение назовем макрорешением задачи маршрутизации в заданной сети. Макрорешение задачи маршрутизации для рассматриваемого примера структуры сети (рис. 1) при интенсивности входного потока в 200 1/с также приведено на рис. 8. Для полученного решения (рис. 8) численное значение порога максимальной загруженности каналов ТКС (1) равно 0,7143, как и для варианта централизованного расчета (рис. 1).

На рис. 9 приведен график зависимости значения порога максимальной загруженности каналов ТКС  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  для агрегированной структуры исследуемой сети. Как видно из приведенного графика, эта зависимость также носит линейный характер.

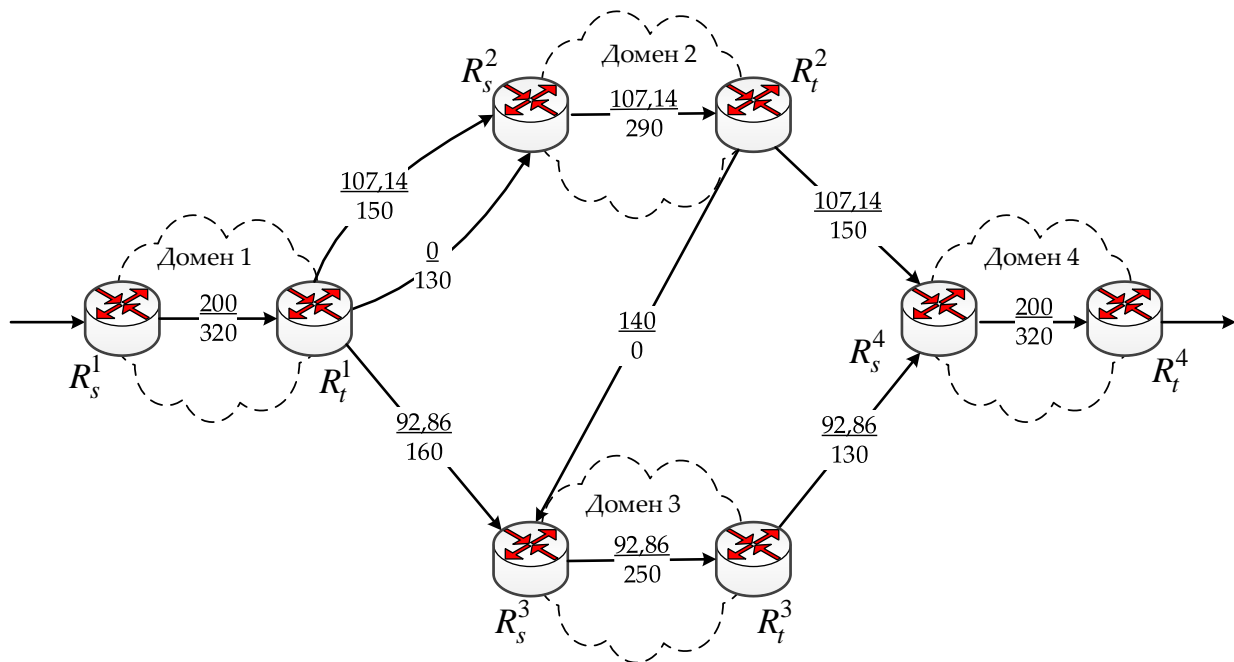


Рис. 8. Агрегированная структура сети и получаемый для нее порядок маршрутизации

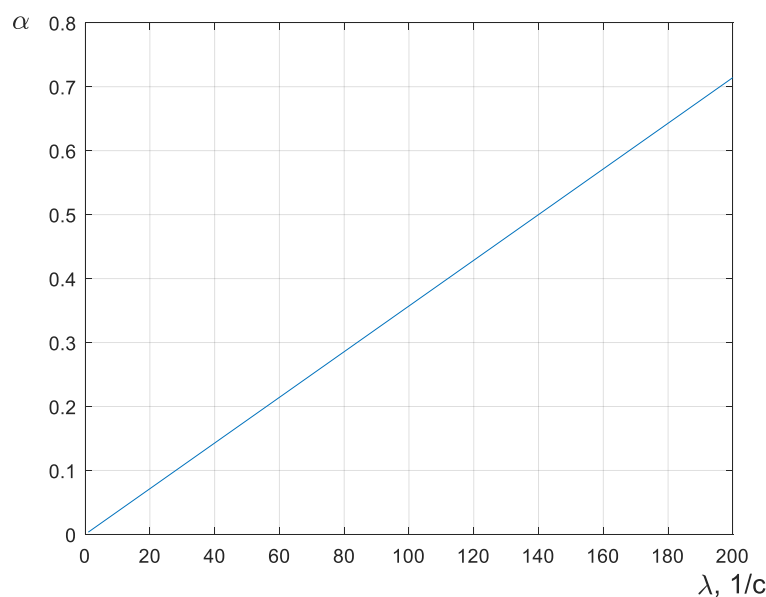


Рис. 9. Зависимость порога максимальной загрузки каналов  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  при макрорешении задачи маршрутизации для агрегированной структуры ТКС

На четвертом этапе предлагаемого метода на основании полученных значений интенсивности потока, поступающего в каждый из доменов, решаем задачу маршрутизации в каждом из доменов отдельно, используя математическую модель (1)-(7) для подграфов  $G^p$ . Таким образом получается микрорешение задачи маршрутизации, уточняющее финальный порядок распределения потоков по каналам связи каждого

отдельного домена. Полученные на четвертом этапе микрорешения для каждого домена в совокупности совместно с макрорешением для междоменных каналов определяют порядок диакоптического решения задачи маршрутизации для исследуемой сети, которое приведено на рис. 10.

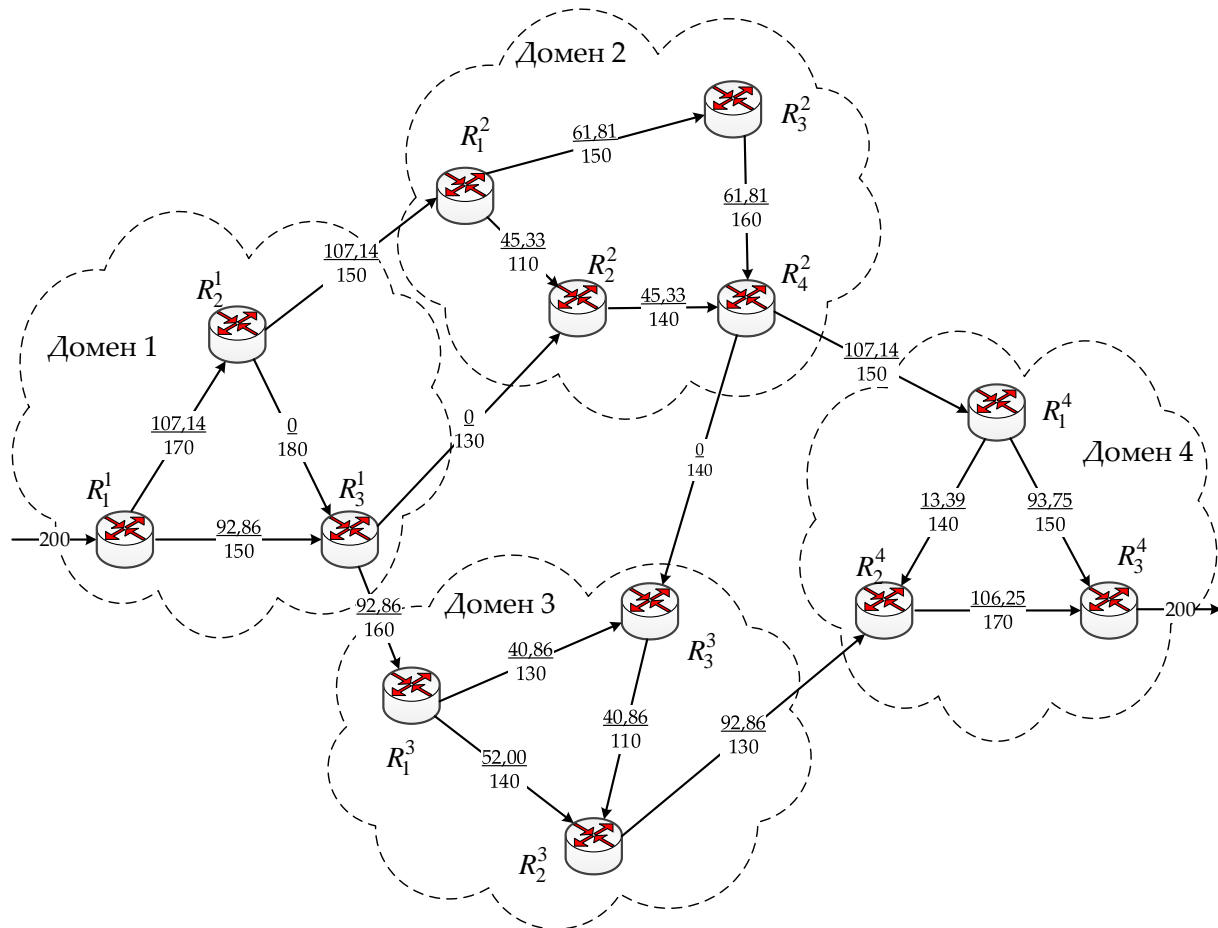


Рис. 10. Диакоптическое решение задачи маршрутизации в ТКС

Стоит отметить, что получаемый с помощью предложенного диакоптического метода порядок маршрутизации (рис. 10) в общем случае не соответствует распределению потоков, полученному в ходе централизованной маршрутизации (рис. 1). Но эффективность полученных маршрутных решений, оцениваемых критерием (1), полностью идентична. Так для приведенного решения (рис. 10) численное значение порога максимальной загруженности каналов ТКС (1) равно 0,7143, совпадая с соответствующим значением, полученным в ходе централизованного расчета (рис. 1).

Этот вывод можно обобщить и для других вариантов значений интенсивности входного потока. Так на рис. 11 приведен график зависимости значения порога максимальной загруженности каналов ТКС  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  в случае применения предложенного диакоптического подхода к решению задачи маршрутизации. Приведенная зависимость (рис. 11) полностью соответствует аналогичным результатам, полученным в ходе централизованной маршрутизации и приведенным на рис. 2.

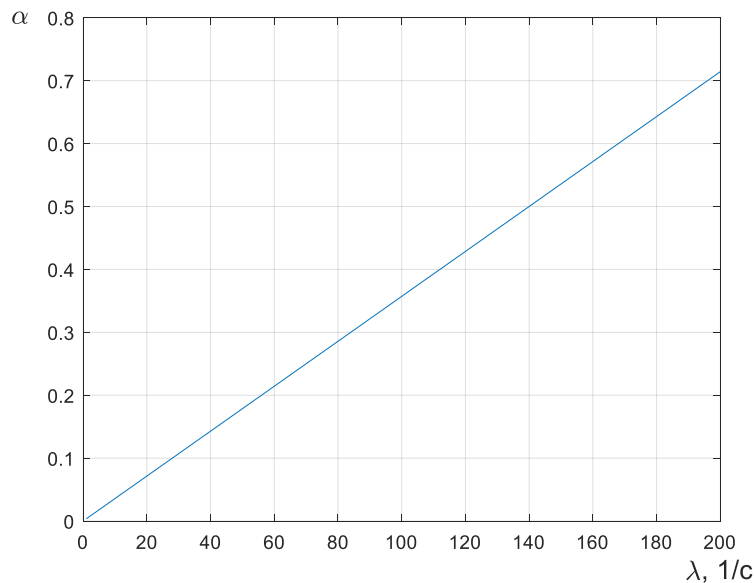


Рис. 11. Зависимость порога максимальной загрузки каналов  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  при диакоптическом решении задачи маршрутизации в ТКС

#### IV. Анализ диакоптического метода междоменной маршрутизации с балансировкой нагрузки в телекоммуникационной сети

С целью расширенного анализа работы предложенного диакоптического метода междоменной маршрутизации рассмотрим второй вариант сети, в которой, в отличие от предыдущего примера (рис. 1), «узкое место» с точки зрения пропускной способности каналов связи находится не внутри домена, а в одном из междоменных каналов. Сама структура исследуемой сети совпадает с рассмотренной ранее (рис. 1) за исключением значений пропускных способностей каналов между доменами 1 и 3, доменами 2 и 3, а также доменами 2 и 4, которые были уменьшены со значений 160 1/с, 140 1/с и 150 1/с до значений 100 1/с, 120 1/с и 120 1/с соответственно.

Пример централизованного решения задачи маршрутизации потока интенсивностью 200 1/с, протекающего в данной сети между маршрутизаторами  $R_1^1$  и  $R_3^4$ , представлен на рис. 12. В разрывах каналов связи приведены интенсивность потока, протекающего в данном канале (в числителе дроби), и пропускная способность канала (в знаменателе дроби). Для полученного решения (рис. 12) численное значение порога максимальной загрузки каналов ТКС (1) равно 0,8.

Результаты проведенного анализа централизованного решения задачи маршрутизации показали, что с увеличением интенсивности входного потока в пределах от 1 до 200 1/с значение порога максимальной загрузки каналов сети  $\alpha$ , как и в первом примере (рис. 2), растет линейно (рис. 13).

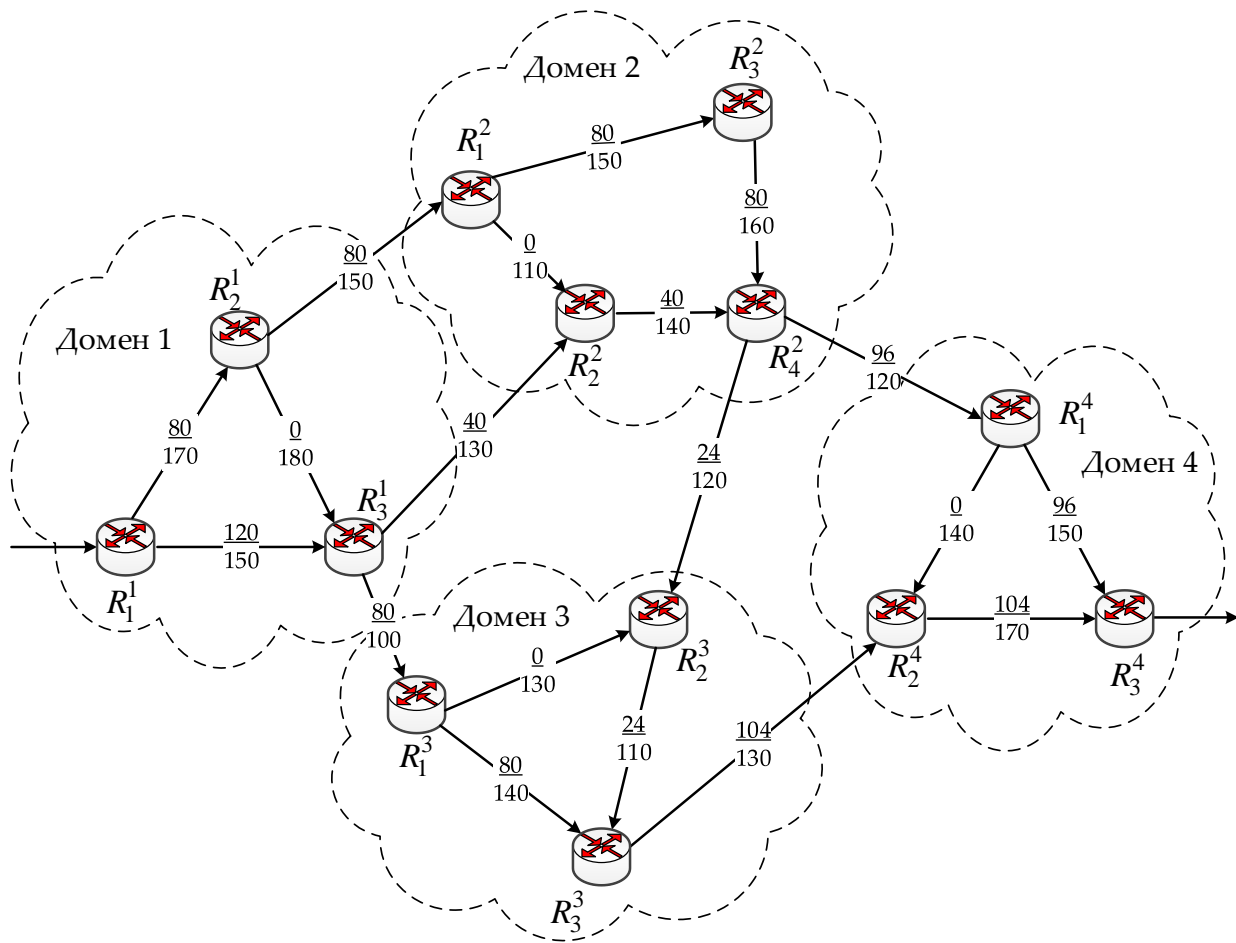


Рис. 12. Порядок централизованной маршрутизации в мультидоменной ТКС (вариант 2)

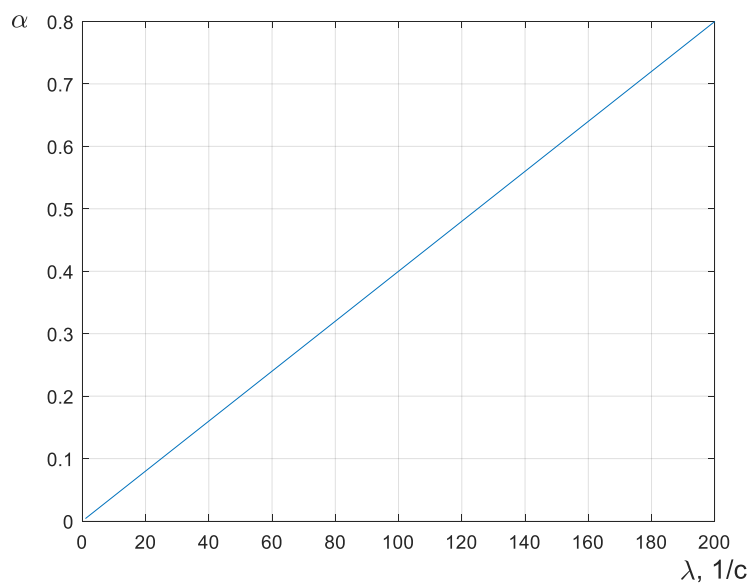


Рис. 13. Зависимость порога максимальной загрузки каналов сети  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  при централизованном решении задачи маршрутизации (вариант 2)

В соответствии с предлагаемым диакоптическим методом определяются пропускные способности каждого домена заданной ТКС. Но поскольку структуры всех доменов и пропускные способности всех внутридоменных каналов связи остались прежними, то стоит воспользоваться результатами расчета, полученными на рис. 3 – рис. 7, т.е.  $c^1 = 320$  1/с,  $c^2 = 290$  1/с,  $c^3 = 250$  1/с и  $c^4 = 320$  1/с.

Структура агрегированной сети с введением эквивалентных каналов связи, соответствующих каждому отдельному домену, представлена на рис. 14. На этом же рисунке показано макрорешение задачи маршрутизации потока интенсивностью 200 1/с, где в разрывах каналов связи в знаменателе дроби указаны пропускные способности данных КС, а в числителе дроби – интенсивность потока, протекающего в соответствующем канале. Для полученного решения (рис. 14) значение порога максимальной загрузки каналов ТКС (1) также равно 0,8.

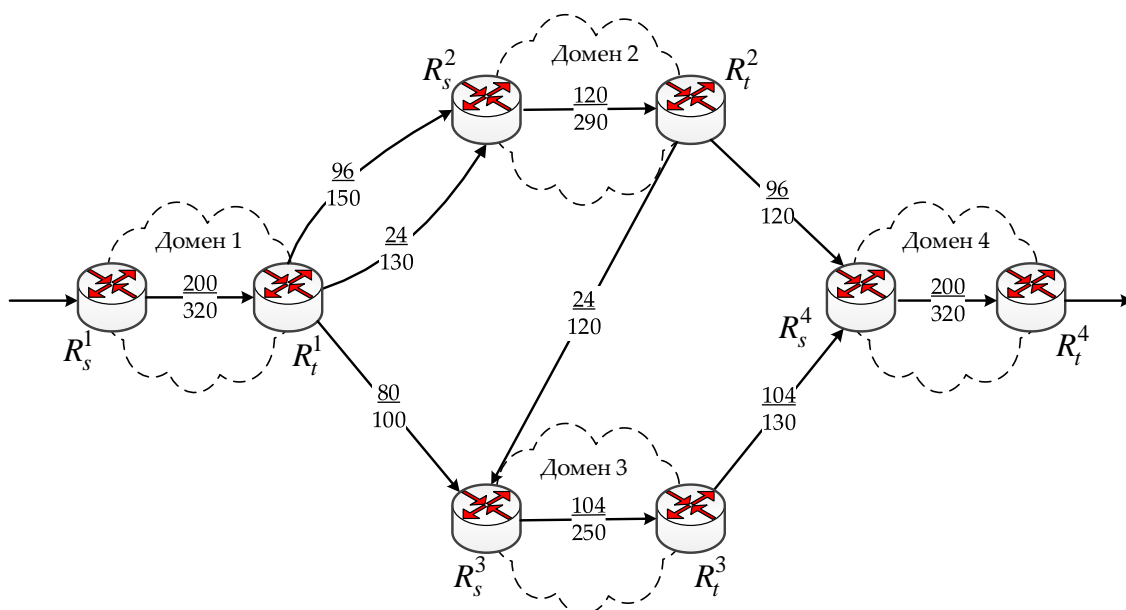


Рис. 14. Агрегированная структура сети и получаемый для нее порядок маршрутизации (вариант 2)

На рис. 15 приведен график зависимости значения порога максимальной загрузки каналов сети  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  для агрегированной структуры второго примера исследуемой сети. Сравнив полученные решения, приведенные на рис. 12 и рис. 14, можно сделать вывод, что распределение потоков в междоменных КС, рассчитанное в результате решения задачи маршрутизации для агрегированной сети, не совпадает с централизованным решением. Однако значения порога максимальной загрузки каналов сети  $\alpha$ , представленные на рис. 13 и рис. 15), полностью совпадают.

В рамках предложенного метода решения, представленные на рис. 14 и касающиеся интенсивности потоков в междоменных каналах и самих доменах, выступают в

качестве исходных данных для расчета порядка маршрутизации в каждом из доменов и последующего диакоптического объединения в единое решение (рис. 16).

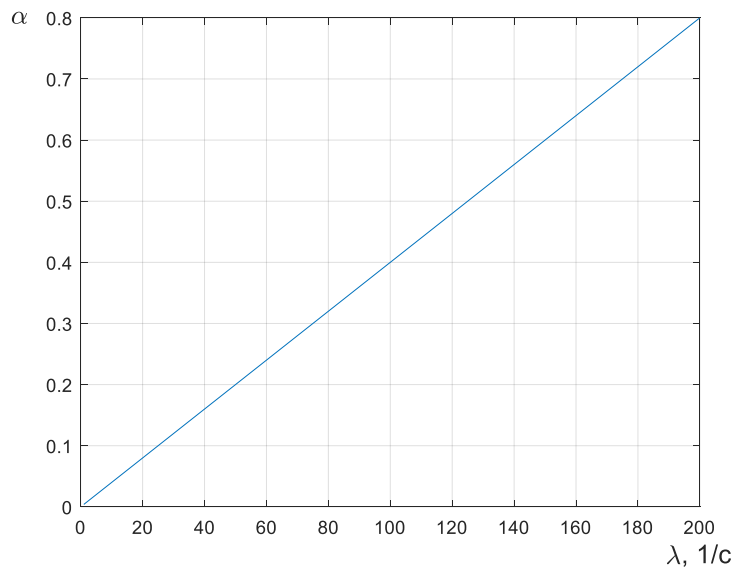


Рис. 15. Зависимость порога максимальной загрузки каналов  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  при макрорешении задачи маршрутизации для агрегированной структуры ТКС (вариант 2)

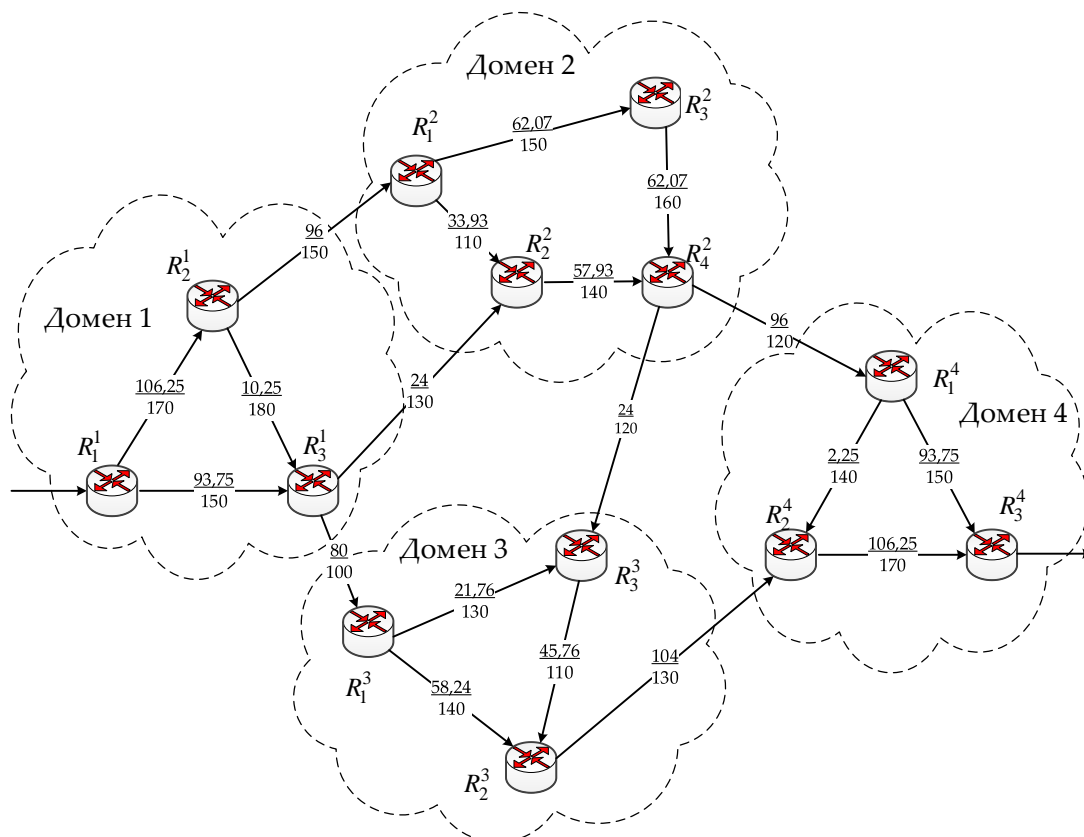


Рис. 16. Диакоптическое решение задачи маршрутизации (вариант 2)

Для финального решения (рис. 16) численное значение порога максимальной загрузки каналов ТКС (1) снова равно 0,8, т.е. полностью совпадает с эффективностью централизованного решения задачи маршрутизации в мультидоменной ТКС.

Сравнение централизованного и диакоптического решений (рис. 12 и рис. 16,) показывает, что, как и в первом примере, были получены различные варианты маршрутизации и балансировки потоков в каналах сети, как внутри, так и между доменами, однако значения порога максимальной загрузки каналов сети  $\alpha$  при этом совпадают, т.е. диакоптический подход дает решение задачи маршрутизации аналогично централизованному.

В подтверждение общности полученного решения на рис. 17 представлен график зависимости значения порога максимальной загрузки каналов сети  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  при применении предложенного диакоптического подхода к решению задачи маршрутизации для второго примера структуры сети.

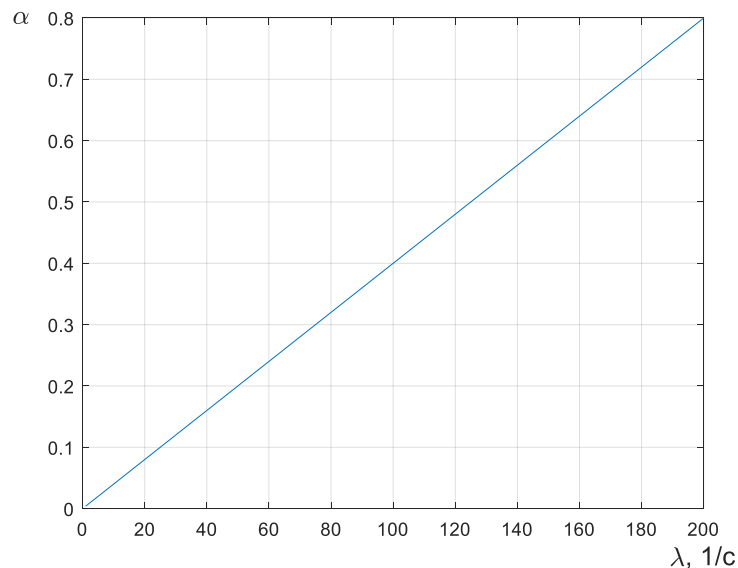


Рис. 17. Зависимость порога максимальной загрузки каналов  $\alpha$  от интенсивности входного потока  $\lambda$  при диакоптическом решении задачи маршрутизации в ТКС (вариант 2)

Как и для первого примера, данная зависимость носит линейный характер в случае централизованного решения задачи маршрутизации, а также для решений, полученных на всех этапах предложенного диакоптического метода: для отдельно взятых доменов сети, макрорешения задачи маршрутизации для агрегированной структуры сети и для итогового диакоптического решения, получаемого путем совмещения решений, рассчитанных на макро- и микроуровне (уровне доменов).

## Выводы

В статье предложен диакоптический метод междоменной маршрутизации с балансировкой нагрузки в телекоммуникационной сети, который основан на отказе от

централизованных расчетов с реализацией идеи разбиения общей задачи маршрутизации в мультидоменной телекоммуникационной сети на несколько подзадач меньшей сложности, решаемых для каждого отдельного домена, с последующим их объединением в обобщенное решение для всей ТКС в целом. На различных этапах метода использована потоковая модель маршрутизации с балансировкой нагрузки, которая отвечает требованиям концепции Traffic Engineering (1)-(7) и связана с минимизацией порогового значения максимальной загруженности каналов связи.

Предложенный диакоптический метод междоменной маршрутизации с балансировкой нагрузки в телекоммуникационной сети состоит из следующих этапов:

1. Определение обобщенных пропускных способностей каждого домена анализируемой ТКС.
2. Построение модели агрегированной структуры сети, в которой каждый  $p$ -й домен сети представляется эквивалентным каналом связи с уже известной (определенной на первом этапе) пропускной способностью.
3. Основываясь на полученной модели агрегированной структуры сети, во-первых, производится расчет порядка маршрутизации потоков в междоменных каналах связи, а во-вторых, определяются интенсивности потоков, которые поступают и убывают из каждого  $p$ -го домена ТКС.
4. Уточняется финальный порядок маршрутизации потоков с балансировкой нагрузки в каждом из доменов ТКС в отдельности, который согласуется с полученным порядком маршрутизации потоков в междоменных каналах связи.

Важно отметить, что расчеты первых двух этапов проводятся однократно, так как пропускная способность доменов не зависит от интенсивности потока, поступающего в ТКС. Таким образом, основу метода составляют третий и четвертый этапы, которые задействуются при изменении интенсивности входного потока. Основным достоинством диакоптического метода является отказ от централизации проводимых расчетов, что положительно сказывается на масштабируемости конечных маршрутных решений и уровне требований к вычислительной мощности маршрутизаторов (сервера маршрутов). Это связано с тем, что в рамках четвертого этапа метода расчеты, связанные с определением порядка маршрутизации в каждом из доменов сети, можно распараллелить и осуществлять автономно друг от друга. При этом с ростом числа доменов в ТКС размерность маршрутных задач, которые решаются отдельно в каждом из них, будет значительно снижаться по отношению к размеру исходной маршрутной задачи, которая соответствует централизованной маршрутизации.

В ходе анализа предлагаемого диакоптического метода в работе были рассмотрены два варианта структуры мультидоменной ТКС: в первом случае «узкое место» (по пропускной способности) в сети находилось внутри домена, во втором – на уровне междоменных каналов связи. Полученные результаты подтвердили адекватность и работоспособность предлагаемых решений, когда размерность исходной расчетной задачи удавалось значительно снизить (пропорционально числу доменов), а эффектив-

ність діакоптического підходу з точки зору значення порога завантаженості каналів зв'язу ТКС повністю відповідає централізованій маршрутизації. При цьому пропонується діакоптический метод, який дозволяє вирішити проблему масштабованості відомої централізованої моделі маршрутизації, являючись її суттєвим недоліком і обмежуючим її практичне впровадження в протокольні рішення для мультидомених ТКС.

### Список літератури:

1. *Веґешна Ш.* Качество обслуживания в сетях IP / Пер. С англ. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2003. – 368 с.
2. *Barreiros M., Lundqvist P.* QOS-Enabled Networks: Tools and Foundations. – Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, 2nd Edition, Wiley, 2016. – 254 p.
3. *Halabi S.* Internet Routing Architectures (2nd Edition). – Cisco Press, 2000. – 521 p.
4. *Medhi D., Ramasamy K.* Network Routing, Second Edition: Algorithms, Protocols, and Architectures, (The Morgan Kaufmann Series in Networking) 2nd Edition. – Cambridge, MA, USA: Elsevier Inc., 2018. – 1018p.
5. *Гольдштейн А.Б., Гольдштейн Б.С.* Технология и протоколы MPLS. – СПб.: БХВ, 2005. – 304 с.
6. *Олифер В.Г., Олифер Н.А.* Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: учебник для вузов. 3-е изд. – СПб.: Питер, 2006. – 958 с.
7. *Cisco Networking Academy.* Routing Protocols Companion Guide. Pearson Education. Cisco press, 2014. – 756 p.
8. *Misra S., Goswami S.* Network Routing: Fundamentals, Applications, and Emerging Technologies 1st Edition. – Wiley, 2017. – 536 p.
9. *Поповский ВВ., Лемешко А.В., Мельникова Л.И., Андрушко Д.В.* Обзор и сравнительный анализ основных моделей и алгоритмов многопутевой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях // Прикладная радиоэлектроника. – 2005. – Том.4. Вып. № 4. – С. 372-382.
10. *Lee G.M., Choi J.S.* A survey of multipath routing for traffic engineering // Springer-Verlag. – 2005. – P. 635-661
11. *Segall A.* The Modeling of Adaptive Routing in Data Communication Networks // IEEE Transactions on Communications. – January 1977. – Vol. 25. – P. 85–95.
12. *Rak J.* Resilient Routing in Communication Networks (Computer Communications and Networks), 1st edition. – Springer, 2015.
13. *Lemeshko O. V., Yeremenko O. S.* Dynamics Analysis of Multipath QoS-Routing Tensor Model with Support of Different Flows Classes // 2016 International Conference on Smart Systems and Technologies (SST). – Josip Juraj Strossmayer University of Osijek, Croatia, 12-14 Oct. 2016. – P. 225-230.
14. *Lemeshko O., Yeremenko O.* Dynamic presentation of tensor model for multipath QoS-routing // 2016 13th International Conference on Modern Problems of Radio Engineering Telecommunications and Computer Science (TCSET). – Lviv, Ukraine, 23-26 Feb. 2016. – P. 601-604.
15. *Лемешко О.В., Єременко О.С.* Динамічна модель маршрутизації при забезпеченні якості обслуговування за показником ймовірності своєчасної доставки пакетів // XI

Міжнародна науково-технічна конференція "Проблеми телекомунікацій" ПТ-2017: Збірник матеріалів конференції. К.: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2017. – С. 285-287.

16. *Lemeshko O., Drobot O.* A Mathematical Model of Multipath QoS-based Routing in Multiservice Networks // Proceedings of International conference Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET). – Lviv-Slavsko, 2006. – P. 72-74.

17. *Lin S. C., Akyildiz I. F., Wang P., Luo M.* QoS-aware Adaptive Routing in Multi-layer Hierarchical Software Defined Networks: A Reinforcement Learning Approach // 2016 IEEE International Conference on Services Computing (SCC). – San Francisco, CA, USA, 27 June-2 July 2016. – P. 25-33.

18. *Romanov O.I., Nesterenko M.M., Veres L.A., Hordashnyk Y.S.* IMS: Model and calculation method of telecommunication network's capacity // 2017 IEEE International Conference on Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo), Odessa, Ukraine, 11-15 Sept. 2017. – P. 1-4.

19. *Wright B.* Inter-area routing, path selection and traffic engineering. white paper. – Data Connection Limited, 2003. – 42 p.

20. *Vutucury S.* Multipath routing mechanisms for traffiv engineering and quality of service in the Internet. – PhD dissertation, University of California, USA 2001. – 152 p.

21. *Vutukury S., Garcia-Luna-Aceves J.J.* A traffic engineering approach based on minimum-delay routing // 2000 IEEE Ninth International Conference on Computer Communications and Networks. – Las Vegas, 16-18 Oct. 2000. – P. 42-47.

22. *Seok Y., Lee Y., Choi Y., Kim C.* Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing // Information Networking: Wired Communications and Management. – Sept. 2002. – Vol. 2343. – P. 278-288.

23. *Wang Y., Wang Z.* Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering // Proceedings Eight International Conference Computer Communications and Networks. – Boston, USA, 11-13 Oct. 1999. – P. 582-588.

24. *Lemeshko O., Vavenko T., Ovchinnikov K.* Design of multipath routing scheme with load balancing in MPLS-network // 2013 IEEE XIIth International Conference THE EXPERIENCE OF DESIGNING AND APPLICATION OF CAD SYSTEMS IN MICROELECTRONICS. – Polyana-Svalyava-(Zakarpattya), UKRAINE, 19-23 February 2013. – P. 211-213.

25. *Mersni A., Ilyashenko A., Vavenko T.* Complex Optimality Criterion for Load Balancing with Multipath Routing in Telecommunications Networks of Nonuniform Topology // 14th International Conference The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM). – Polyana-Svalyava (Zakarpattya), Ukraine, 21-25 February 2017. – P. 100-104.

26. *Mersni A., Ilyashenko A. E.* Complex criterion of load balance optimality for multipath routing in telecommunication networks of nonuniform topology // Telecommunications and Radio Engineering. – 2017. – Vol. 76, Issue 7. – P. 579-590.

27. *Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O.* Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting // Transport and Telecommunication Journal. – June 2017. – Vol. 18, No. 2. – P. 155-167.

28. *Евсеева О.Ю.* Решение задачи иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационных сетях методом предсказания взаимодействия // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. – 2003. – Вып.21. – С. 102-111.

29. *Yeremenko O., Lemeshko O., Nevzorova O., Hailan A.M.* Method of hierarchical QoS routing based on network resource reservation // 2017 IEEE First Ukraine Conference on electrical and computer engineering (UKRCON). – Kyiv, Ukraine, 29 May-2 June 2017. – P. 971-976.
30. *Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан, Семеняка М.В.* Модель и метод иерархической маршрутизации на основе резервирования ресурсов в сети IP/IntSev // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. – 2010. – Вып. 163. – С. 79-84.
31. *Nevzorova Ye.S., Arous K.M., Salakh M.T.R.* Method for hierarchical coordinated multicast routing in a telecommunication network // Telecommunication and Radio Engineering. – 2016. – Vol. 75. – P. 1137-1151.
32. *Лемешко А.В., Хайлан А.М.* Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS-TE DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий // Проблемы телекоммуникаций. – 2010. – № 1 (1). – С. 35 – 44.
33. *Yevsyueva O.* Diakoptical approach in telecommunication engineering // 2010 IEEE Modern problems of radio engineering, telecommunication and computer science (TCSET'2010). – Lviv, Ukraine, 2010. – P. 29.
34. *Kron G.* Diakoptics; the piecewise Solution of Large-Scale System. – MacDonald, London, 1963. – 166 p.

УДК 621.391

# ОГЛЯД ТЕОРЕТИЧНИХ РІШЕНЬ ЩОДО ВІДМОВИСТОЇКОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ



[О.С. ЄРЕМЕНКО](#), [М.О. ЄВДОКИМЕНКО](#)

Харківський національний  
університет радіоелектроніки

**Abstract** – In this article, the existing solutions in the field of fault-tolerant routing have been analyzed, which allowed formulating a list of key requirements that prospective solutions should meet, as well as mathematical models and methods on which they are based. These include flow-based traffic nature, which is a distinctive feature of most multimedia services and a compulsory moment when implementing bandwidth protection schemes and other network Quality of Service indicators; optimization problem statement: the focus on optimizing the use of available network resources; high scalability of solutions for fault-tolerant routing; support for basic protection schemes for network elements (node / communication link / path / bandwidth and QoS level for a set of indicators); coordinated solving of specific tasks for fault-tolerant routing, for example, default gateway protection, fast rerouting, etc.; extension of existing solutions to support load balancing associated with the implementation of a multipath routing strategy with appropriate support for protection schemes not single path, but a multipath, that is, the set of paths in which packets of the same flow are transmitted; acceptable computational complexity of routing solutions. The classification of perspective schemes of protection of the Quality of Service (QoS) level is developed, which is important to be implemented during the fault-tolerant routing of multimedia flows. Appropriate routing solutions should provide QoS protection at the same time for a variety of Network Performance (NP) or Quality of Experience (QoE) indicators, requiring the development of new or improved existing mathematical models and fault-tolerant routing methods in accordance with the requirements.

**Анотація** – В даній статті проведено аналіз відомих рішень в області відмовостійкої маршрутизації, що дозволив сформулювати перелік ключових вимог, яким повинні відповідати перспективні рішення, а також математичні моделі та методи, на яких вони ґрунтуються. Розроблено класифікацію перспективних схем захисту рівня якості обслуговування, які важливо реалізувати в ході відмовостійкої маршрутизації мультимедійних потоків. Відповідні маршрутні рішення мають забезпечувати захист QoS одночасно за множиною показників мережної продуктивності (NP) або за показниками якості обслуговування, що сприймається на рівні користувачів (QoE), що вимагає розробки нових або вдосконалення існуючих математичних моделей і методів відмовостійкої маршрутизації відповідно до наведених вимог.

**Аннотация** – В данной статье проведен анализ известных решений в области отказоустойчивой маршрутизации, позволивший сформулировать перечень ключевых требований, которым должны соответствовать перспективные решения, а также математические модели и методы, на которых они основаны. Разработана классификация перспективных схем защиты уровня качества обслуживания, которые важно реализовать в ходе отказоустойчивой маршрутизации мультимедийных потоков. Соответствующие маршрутные решения должны обеспечивать защиту QoS одновременно по множеству показателей сетевой производительности (NP) или по показателям качества обслуживания, воспринимаемого на уровне пользователей (QoE), что требует разработки новых или совершенствования существующих математических моделей и методов отказоустойчивой маршрутизации в соответствии с приведенными требованиями.

## Вступ

Незважаючи на постійно зростаючу надійність сучасного комунікаційного обладнання, проблема забезпечення заданого рівня відмовостійкості телекомунікаційних мереж також стоїть досить гостро. До основних глобальних причин відмов у телекомунікаційних мережах (ТКМ) відносять масштабні катастрофи, соціально-політичні та економічні чинники, вторинні відмови, людський фактор (помилки людини-оператора), загрози мережній безпеці, екологічні проблеми та ін. [1-10]. Крім того, серед основних технологічних факторів, що викликають відмови в обслуговуванні в мережі, виділяють відмови фізичного рівня, збої та переважання мереж-

ного обладнання при його експлуатації, помилки при конфігурації та оновленні термінального та мережного програмного забезпечення [1-4]. У зв'язку з цим на сьогоднішній день надзвичайно актуальною є задача, пов'язана з побудовою так званих відмовостійких мереж (Resilient Networks), здатних забезпечити високий рівень якості обслуговування (Quality of Service, QoS) та відмовостійкості (Quality of Resilience, QoR) [1, 2].

Варто зазначити, що відмовостійкість мереж була визначена як окремий аспект забезпечення якості обслуговування, що зосереджує увагу на параметрах, пов'язаних із відмовостійкістю ТКМ. Надзвичайна важливість QoR обумовлена її значенням для функціонування мереж, а також впливає з широкого спектру технологій, що забезпечують диференційовану QoS кінцевим користувачам [1, 3].

До основних засобів забезпечення відмовостійкості ТКМ відносять:

- інженерні методики організації експлуатації, технічного обслуговування та ремонту телекомунікаційного обладнання;
- засоби діагностики (самодіагностики) та перевірки (оцінки) працездатності елементів мережі;
- протоколи моніторингу та збору інформації про стан мережі;
- засоби превентивного виявлення відмов елементів мережі та аналізу ймовірних несправностей;
- протоколи резервування (дуплікації) елементів мережі та її сегментів;
- протоколи маршрутизації;
- балансування навантаження;
- планування мережі з введенням структурної та функціональної надлишковості;
- методи реконфігурації мережі.

Відомо, що головним чином ефективність протоколів маршрутизації, в тому числі відмовостійкої, цілком залежить від теоретичних моделей і методів, на яких вони базуються. Отже актуальним представляється завдання проведення огляду перспективних теоретичних рішень щодо відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах.

## **I. Аналіз моделей і методів відмовостійкої маршрутизації в телекомунікаційних мережах**

Як показав проведений аналіз, множину рішень щодо відмовостійкої маршрутизації умовно можна розділити на наступні класи: евристичні, графові та комбінаторні, потокові рішення, відмовостійка маршрутизація в SDN мережах, а також рішення на основі балансування навантаження відповідно до концепції Traffic Engineering (TE).

Серед *евристичних алгоритмів* відмовостійкої маршрутизації розглянемо найбільш вагомі, які були виділені в ході проведеного аналізу робіт [11-21]. Так у роботі [11] було запропоновано адаптивний евристичний алгоритм відмовостійкої маршрутизації на основі використання графу  $(n, k)$ -зірки, який має широкі властивості

щодо масштабованості. Автори реалізують ідею збирання інформації, яка використовується в процесі маршрутизації на графі  $n$ -зірки, для застосування на графі  $(n, k)$ -зірки  $(S_{n,k})$  (рис. 1).

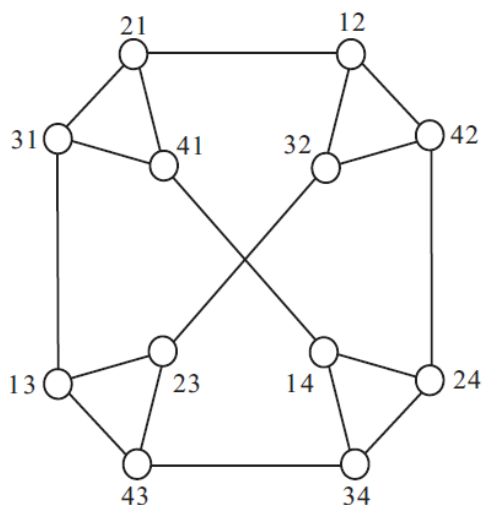


Рис. 1. Приклад графу  $(4, 2)$ -зірки  $(S_{4,2})$

При цьому кожен вузол  $S_{n,k}$  ідентифікується за допомогою перестановки  $k$ , вибраної з  $\{1, 2, \dots, n\}$ , де  $n$  та  $k$  (при  $1 \leq k \leq n-1$ ) є кількістю доступних для вибору та вибраних символів відповідно. Також авторами було запропоновано використання ймовірнісного вектору безпеки (Probabilistic Safety Vector, PSV) та розроблено алгоритм маршрутизації з метою визначення безвідмовного маршруту за допомогою PSV. При цьому ефективність маршрутизації PSV погіршується зі збільшенням відсотку вузлів, що відмовили, особливо при перевищенні порогу відмов вузлів у 25%. Для підвищення ефективності маршрутизації з більшим відсотком відмов вузлів також запропоновано адаптивний метод визначення порогу для PSV. При цьому ефективність маршрутизації оцінювалася за середньою довжиною шляхів. Маршрутизація PSV з динамічним порогом показала найкращу продуктивність при моделюванні у порівнянні з іншими методами. Також до переваг запропонованого методу можна віднести його прийнятну обчислювальну складність.

В роботі [12] авторами запропоновано евристичний алгоритм відмовостійкої маршрутизації в mesh-мережах на основі мурашиного алгоритму пошуку оптимального шляху, коли враховуються вузли, що відмовили. При цьому для розв'язання задачі відмовостійкої маршрутизації в запропонованому алгоритмі використовувався алгоритм оптимізації мурашиної колонії (Ant Colony Optimization, ACO) при застосуванні кольорових феромонних мурах для подолання проблеми відновлення функціонування мережних елементів. Запропоноване рішення порівнювалось з алгоритмом відмовостійкої маршрутизації в mesh-мережах з використанням збалансованого кільця. Результати моделювання показали, що запропонований алгоритм швидко реагував на відмови в мережі, щоб в кожний момент часу можна було вибрати оптимальний шлях від відправника до одержувача. Продуктивність алгоритму

було підвищено за допомогою оновлень мурах з метою інформування інших вузлів про виявлений найкоротший шлях.

У роботі [13] було запропоновано алгоритми відмовостійкої маршрутизації для ієрархічних дуальних мереж (Hierarchical Dual-Net, HDN) з обмеженою чи довільною кількістю вузлів, що відмовили. При цьому HDN побудовано на основі симетричного графа, який називається базовою мережею, як тривимірного тору та  $n$ -вимірного гіперкубу. Наведені алгоритми дозволяють знайти маршрут без відмов між відправником та одержувачем при відомій множині вузлів, що відмовили.

В статті [14] авторами розроблено механізм швидкої перемаршрутизації в IP-мережах із використанням кістякових дерев із коренем, які не перетинаються за дугами, що гарантує відновлення після збоїв  $(k-1)$  каналів зв'язку в мережі, яка описується  $k$ -реберно зв'язним графом. Оскільки кістякові дерева, які не перетинаються за дугами (рис. 2), можуть бути побудовані за час, пропорційний квадрату розміру мережі, запропонований підхід забезпечує високу масштабованість. Крім того, проведені експериментальні результати показали, що використання кістякових дерев, які не перетинаються за дугами, для відновлення після декількох відмов зменшує довжину шляху у порівнянні з раніше відомими методами.

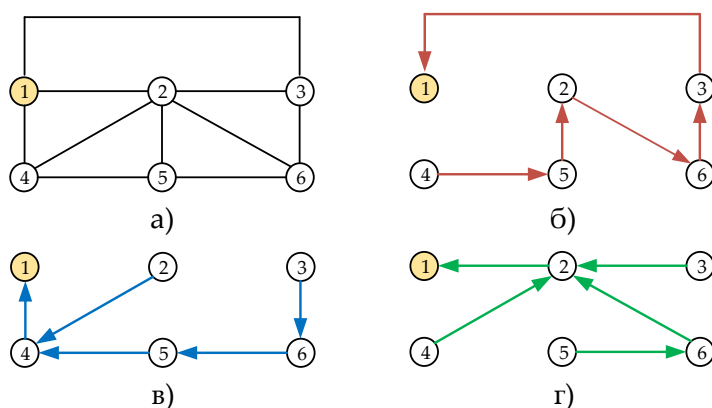


Рис. 2. Приклад дерев, які моделюють рішення задачі перемаршрутизації за шляхами, що не перетинаються за дугами: (а) мережа, (б) червоне дерево, (в) синє дерево і (г) зелене дерево

Відомо, що інколи при відмовостійкій маршрутизації виникає задача визначення шляху між двома вузлами в мережі, які повинні відвідувати певні транзитні вузли. Наприклад, це може знадобитися у випадку, коли трафік, що передається, має бути проаналізований за допомогою глибокої перевірки пакетів з міркувань мережної безпеки на деякому специфічному вузлі мережі. Так, в статті [16] пропонується нова рекурсивна евристика для пошуку найкоротшого маршруту без циклів від вузла відправника до вузла одержувача, який відвідує певний набір транзитних вузлів у мережі. З метою забезпечення живучості до відмов вздовж шляху було запропоновано евристичний підхід, який модифікувався для того, щоб забезпечити захист розрахованого шляху за допомогою відповідного резервного шляху, який не перетинається з основним за вузлами. Працездатність запропонованої евристики при обчи-

сленні шляху із захистом і без нього оцінювалася порівняно із розв'язанням цієї задачі методами цілочисельного лінійного програмування (Integer Linear Programming, ILP). При цьому ILP рішення може не отримати шукане рішення протягом часу, що вимагається, особливо це стосується мереж великої розмірності, що виправдовує необхідність розробки евристичних алгоритмів.

Розглянемо ефективні *графові та комбінаторні рішення* щодо відмовостійкої маршрутизації, які представлені в роботах [22-27]. В роботі [22] запропоновано нові алгоритми відмовостійкої маршрутизації для гіперкубових мереж на основі приблизних маршрутних імовірностей (approximate routable probabilities), які характеризують доступність для маршрутизації будь-якого вузла на певній відстані. Кожен вузол вибирає один з сусідніх вузлів, щоб відправити повідомлення, беручи до уваги приблизні маршрутні ймовірності. Проведене авторами комп'ютерне моделювання підтвердило ефективність запропонованих алгоритмів.

Відомо, що вузли безпроводових сенсорних мереж (Wireless Sensor Networks, WSN) можуть швидко виходити з ладу, що призводить до відмов при маршрутизації та блокування зв'язку. В свою чергу в роботі [23] запропоновано алгоритм відмовостійкої маршрутизації на основі використання структурованих орієнтованих графів де Брюїна (Fault-Tolerant Routing Based on the Structured Directional de Bruijn Graph, FTRSDDB) для підвищення ефективності маршрутизації для WSN. Алгоритм випадковим чином розгортає деякі супер вузли (super nodes) з великим запасом енергії та потужною продуктивністю у WSN. Ці вузли несуть відповідальність за збір топологічної інформації з WSN для створення таблиці маршрутизації з резервуванням, а також для надання послуг передачі даних та маршрутизації для інших вузлів (popular nodes). Алгоритм FTRSDDB оптимізує топологічну структуру мережі, використовуючи граф де Брюїна, і може швидко знайти сусідні вузли, які відмовили, та недійсний маршрут, а потім обчислити новий маршрут з низькою умовною вартістю, що значно підвищує продуктивність відмовостійкої маршрутизації у WSN. Проведені експериментальні дослідження показали високу ефективність алгоритму FTRSDDB у порівнянні з іншими алгоритмами відмовостійкої маршрутизації (Gossiping, DD, Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy (LEACH)) навіть в умовах атак шкідливих вузлів у WSN.

У роботі [24] було запропоновано модель відмовостійкої маршрутизації на основі графа зірки з векторами безпеки (безвідмовності). При цьому використання вектору безпеки здатне забезпечувати ефективну відмовостійку маршрутизацію в ТКМ на основі шаблонів маршрутів. Виходячи з концепції шаблону маршрутів, спочатку визначається неорієнтований вектор безпеки. Крім того, авторами запропоновано кілька методів розв'язання задач щодо визначення довжини векторів безпеки та класифікації шаблонів маршрутів.

В роботах [25, 26] запропоновано моделі відмовостійкої маршрутизації на основі рівнів безпеки із застосуванням млинцевих графів та графів гіпер-зірка. Крім того, було проведено порівняння таких типів графів, як гіпер-зірка, зірка, гіперкуб та млинцевий граф щодо ефективності їх використання при відмовостійкій маршрутизації.

В роботі [27] досліджено можливості використання при підвищенні відмовостійкості ТКМ циркулянтних графів, які забезпечують високу гнучкість щодо кількості вузлів та зв'язності мережі (рис. 3). Було запропоновано архітектуру оптичної мережі на основі циркулянтного графу спільно з відмовостійкою маршрутизацією. Показано, що підвищення зв'язності мережі допомагає зменшити необхідну кількість довжин хвиль для одночасної взаємодії між усіма вузлами. Також у [27] було розроблено модель оцінки надійності з'єднання як при відмові вузлів, так і каналів зв'язку мережі. При цьому із застосуванням запропонованого алгоритму надійність зростала майже лінійно зі зростанням зв'язності мережі в логарифмічному масштабі.

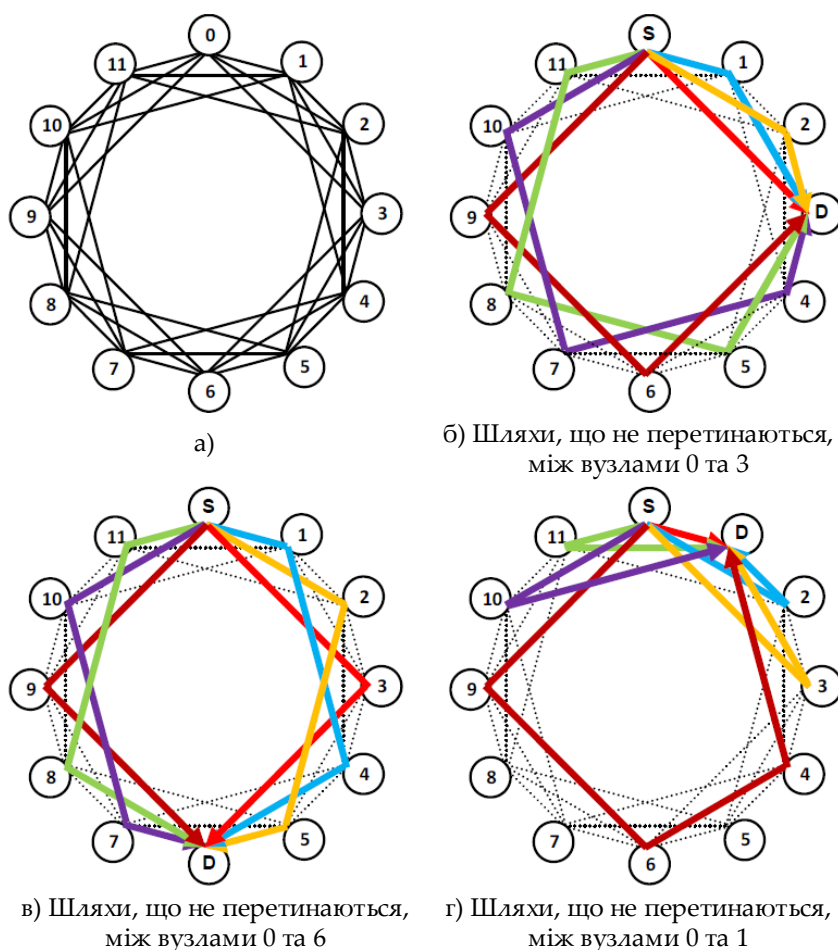


Рис. 3. Архітектура мережі на основі циркулянтного графу та приклади відмовостійкої маршрутизації за шляхами, що не перетинаються за вузлами

Проте найбільш перспективними та ефективними представляються саме *потоківі моделі та методи* відмовостійкої маршрутизації [2-4, 28-34], оскільки, вони враховують потоковий характер трафіку, що передається в сучасних телекомунікаційних мережах, а також, як правило, формулюються у вигляді оптимізаційних задач, орієн-

тованих на оптимізацію використання мережних ресурсів, допускаючи реалізацію схем захисту пропускну здатності мережі.

Відомо, що основні та резервні шляхи при швидкій перемаршрутизації MPLS можуть бути визначені як найкоротші шляхи відповідно до умовної вартості каналів зв'язку або як явно розраховані довільні шляхи. В обох випадках вибір маршруту можна оптимізувати таким чином, щоб максимальну завантаженість каналів зв'язку для множини розглянутих сценаріїв відмов було мінімізовано. В статті [28] авторами запропоновано лінійну оптимізаційну модель для розрахунку шляхів як при реалізації одношляхової стратегії маршрутизації, так і при багатошляховій маршрутизації з метою забезпечення балансування навантаження. Отримані авторами результати щодо завантаженості каналів зв'язку при використанні запропонованої лінійної моделі при одношляховій та багатошляховій маршрутизації було порівняно з відповідними значеннями для шляхів, розрахованих згідно зі стандартними процедурами для IP-мереж, що дозволило визначити вигреш при використанні мережних ресурсів.

В свою чергу робота [29] присвячена вирішенню завдання мінімізації споживання енергії у відмовостійких ТКМ. При використанні підходу, запропонованого авторами, для кожного запиту має бути надана пара шляхів (основний та резервний), що не перетинаються за каналами зв'язку, і використовується спільна схема захисту (резервування). Споживання енергії здійснюється лише тими каналами зв'язку, що використовуються при відсутності відмов, але використання мережного ресурсу здійснюється як основним, так і резервним шляхами. Отже, автори [29] пропонують механізм спільного захисту (*shared protection*), який не залежить від відмов, при MPLS маршрутизації, а сформульована задача носить назву *спільного захисту при удосконаленому трафік інжинірингу (Shared protection Smart Traffic Engineering, SSTE)*. При цьому задача SSTE є NP-складною, оскільки включає в себе задачу визначення дерев Штейнера як окремий випадок. Проте в роботі [29] авторами запропоновано формулювання цієї задачі за Бендерсом, яке є набагато ефективнішим з обчислювальної точки зору.

В роботі [30] було запропоновано алгоритми розрахунку шляхів при відмовостійкій маршрутизації, які не перетинаються за вузлами та проходять через задані вузли. Задача розрахунку найкоротшого шляху, що проходить через задану множину вузлів, має, принаймні, таку ж складність, як і задача комівояжера, тому в літературі їй не було приділено значної уваги. Незважаючи на це, нещодавно було запропоновано ефективне формулювання цієї задачі як задачі ILP. Це формулювання, по-перше, адаптоване під включення обмеження, яке гарантує, що отриманий шлях може бути захищений за допомогою резервного шляху, який не перетинається з основним за вузлами, а по-друге, має бути отримана така пара основного та резервного шляхів, що не перетинаються за вузлами та мають мінімальну вартість за умови, що кожен з них повинен проходити через певний набір заданих вузлів. Проте обчислювальні експерименти показали, що запропоновані підходи у великих мережах можуть не дозволити отримати розв'язання задачі відмовостійкої маршрутизації за заданий час. Тому для вирішення поставленої задачі авторами запропоновано евристику, яка здатна знайти рішення в більшості випадків. Крім того, розрахункові рішення мають прийнятну від-

носну похибку стосовно вартості отриманого шляху або пари шляхів, а процесорний час, який вимагає евристика, значно менше часу, який вимагає вирішувач ILP.

В роботі [31] представлено рішення щодо розподілу резервної пропускної здатності (*Spare Capacity Allocation, SCA*) при використанні спільного резервного захисту шляху при подвійних відмовах каналів зв'язку (*dual link failures*). Дана робота розширює застосування задачі SCA в IP mesh-мережах та WDM. Отже, в ході розв'язання задачі SCA потоки пакетів попередньо розподіляються за одним робочим і двома резервними шляхами, що взаємно не перетинаються, використовуючи схему спільного резервного захисту шляху (*Shared Backup Path Protection, SBPP*). Метод матричного резервного забезпечення (*Spare Provision Matrix, SPM*) агрегує інформацію щодо кожного потоку та обчислює загальну вільну пропускну здатність для подвійних відмов каналів зв'язку. Цей метод має достатню масштабованість і гнучкість. Задача SCA сформульована як задача нелінійного цілочисельного програмування і розділена на дві послідовні лінійні підзадачі: одна дозволяє знайти всі первинні резервні шляхи, а інша знаходить всі вторинні резервні шляхи. Авторами було розширено термінологію при захисті каналів 1+1 та 1:1 для захисту резервного шляху. Крім того, в роботі було показано, що удосконалений евристичний алгоритм успішної безвідмовної маршрутизації (*Successive Survivable Routing, SSR*) для випадку подвійних відмов добре масштабується в мережах з великою розмірністю.

Використання резервних (альтернативних) шляхів є загальною методикою забезпечення захисту при відмовах елементів ТКМ (вузлів / каналів зв'язку / шляхів тощо). Однак обчислення відповідних множин основних і резервних шляхів, що не перетинаються, вимагає значного часу, використовуючи доступні алгоритми (наприклад, підхід Бхандарі [32]). Це, в свою чергу, може значно вплинути на здатність мережі обслуговувати динамічні потоки (тобто ті, що характеризується відносно короткою тривалістю надання послуги). Щоб забезпечити вирішення цієї проблеми, в роботі [32] запропоновано підхід щодо попереднього обчислення множини шляхів, що не перетинаються, з метою отримання можливості обслуговування потоків одразу після їх надходження в мережу. Цей підхід базується на тому спостереженні, що задача обчислення множини шляхів, що не перетинаються за вузлами, еквівалентна задачі визначення «найдешевшого» циклу топології мережі, що проходить через вузли відправника та одержувача відповідного потоку. Зокрема, авторами запропоновано узагальнення цієї схеми, якщо припустити, що будь-яка пара шляхів, що не перетинаються за вузлами, може бути отримана шляхом об'єднання базових циклів, визначених для топології мережі (рис. 4).

Вводиться новий метод для розрахунку найдешевших циклів на основі так званих базових циклів, який, як підтверджено для реальних мережних топологій, зменшує до 70% часу, необхідного для встановлення шляхів, що не перетинаються за вузлами (у порівнянні з результатами, отриманими за схемою Бхандарі).

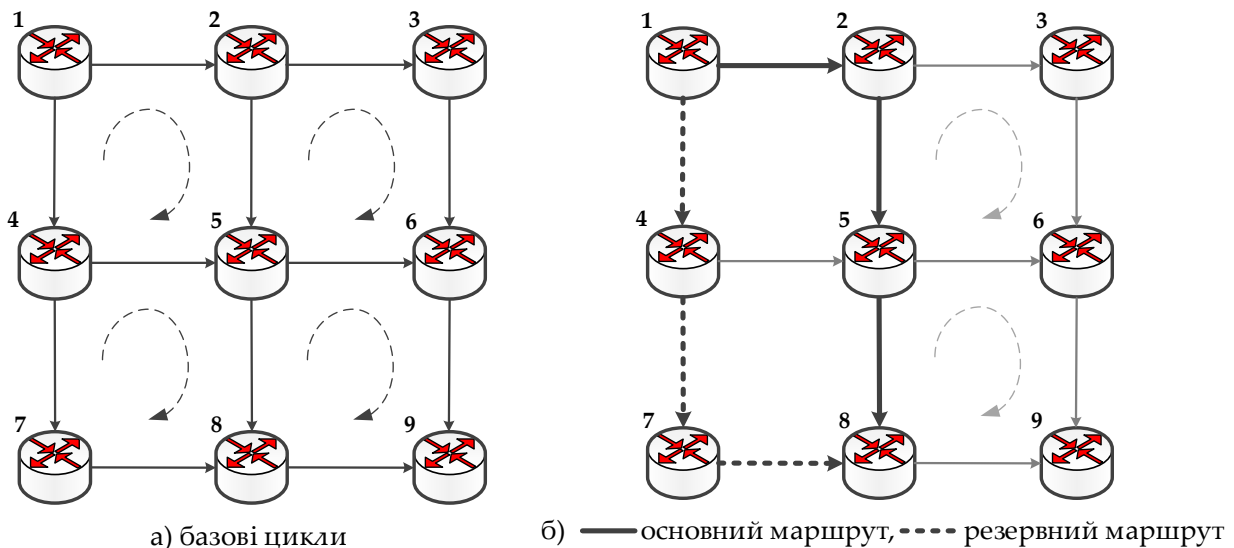


Рис. 4. Ілюстрація основної ідеї схеми попереднього розрахунку основного та резервного шляхів, що не перетинаються

Крім того, слід відмітити, що на сьогоднішній день телекомунікаційні мережі повинні гарантувати, що всі вузлові пари, які беруть участь у комунікаціях критичних інфраструктур, мають високу доступність. Як правило, лише невелика частка трафіку та користувачів потребує високого рівня доступності, але саме такий тип трафіку вимагає перегляду мережних рішень при проектуванні відмовостійких і високонадійних ТКМ. В статтях [33, 34] було запропоновано новий підхід до вирішення завдання ефективного забезпечення високого рівня міжкінцевої доступності, а саме використання концепції спайна. Основна ідея полягає в тому, щоб ввести високодоступну множину каналів зв'язку та вузлів, так званий *спайн (spine)*, в топології мережі та відповідний захист і маршрутизацію з метою надавання диференційованих класів відмовостійкості з різним рівнем доступності. В роботі [33] було досліджено саму концепцію спайна на прикладі, що ілюструє потенційні переваги даного підходу. Також було показано, як структурні властивості топології мережі можуть бути використані для визначення евристики для вибору відповідного спайна та порівняння з випадком, коли всі мережні компоненти мають однакову доступність.

Концепція застосування спайнів показана на наступному прикладі. Нехай повнозв'язна мережа, яка представлена графом, показаним на рис. 5, включає в себе чотири вузла та шість каналів зв'язку. При цьому для кожного  $l$ -го каналу зв'язку відома його метрика доступності  $a_l$ , яка змінюється в межах від 0 до 1 [33]. В даному прикладі обрано спайн, до складу якого входять канали зв'язку  $1 \rightarrow 2$ ,  $1 \rightarrow 3$  та  $1 \rightarrow 4$ , що мають вищі значення метрики доступності  $a_1$ ,  $a_5$  та  $a_4$  відповідно.

Таким чином, доступність основного маршруту (*working path, WP*) для потоку, що передається, визначається згідно з виразом [33]:

$$A^{WP} = \prod_{l \in WP} a_l. \quad (1)$$

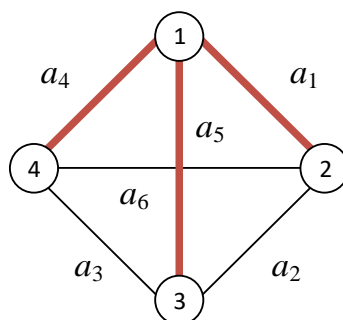


Рис. 5. Приклад мережі з повнозв'язною топологією та обраного спайна на ній

Аналогічно формулі (1) визначається доступність резервного маршруту  $A^{BP}$  (*backup path, BP*). Тоді як доступність мережі для потоку, що передається, можна отримати таким чином [33]:

$$A = 1 - (1 - A^{WP})(1 - A^{BP}). \quad (2)$$

Подібні результати є важливим кроком на шляху оптимального проектування фізичної мережі для підтримки методів захисту (резервування) при досягненні високого рівня доступності елементів ТКМ.

Далі задача ефективного забезпечення високого рівня міжкінцевої доступності при передачі потоків між вузлами ТКМ формулювалась у вигляді оптимізаційної при використанні різних критеріїв оптимальності:

- максимізація суми доступності основних шляхів для всіх потоків, що еквівалентно максимізації середньої вартості доступності основних шляхів для всіх потоків;
- максимізація мінімуму доступності основних шляхів для всіх потоків.

У дослідженнях останніх років велика увага приділяється концепції надання диференційованих класів відмовостійких послуг через мережі зв'язку. В ряді рішень автори намагалися вирішити ці завдання шляхом створення різних категорій послуг із різними схемами захисту. Проте більшість з них орієнтовані на застосування в однорангових мережах та не мають узгодженої міжрівневої координації при багаторівневих (ієрархічних) сценаріях. Крім того, існує зростаюча потреба у наданні послуг з високими вимогами до відмовостійкості у мережах майбутнього. Це, однак, має бути зроблено економічно ефективним способом і без надмірної складності. В статті [34] запропоновано вдосконалення попереднього підходу на основі спайнів, який дозволяє спростити розробку необхідного механізму та забезпечує як високу відмовостійкість, так і її диференціацію. Отже, запропонований підхід використовує ідею концепції спайну щодо введення підмереж на фізичному рівні з відносно високою доступністю каналів зв'язку та вузлів [33]. Це створює основу для диференціації відмовостійкості між різними класами потоків. Потім міжрівневе відображення та маршрутизація з урахуванням спайну виконуються таким чином, щоб інформація щодо здатності диференціювання передавалася на верхній рівень. Тут також пропонувалося два оптимі-

заційних формулювання задачі маршрутизації та відображення, а також оцінено їх ефективність при багаторівневому сценарії.

Серед досліджень щодо відмовостійкості в SDN мережах можна виділити роботи [3, 10, 35-37]. Так, наприклад, в [35] запропоновано алгоритм локальної швидкої перемаршрутизації (*Local Fast Reroute, LFR*) з агрегацією потоків в програмно-конфігурованих мережах SDN. В алгоритмі LFR в разі виявлення відмови каналу зв'язку всі потоки трафіка, вражені відмовою, агрегуються у так званій «великий» потік. Далі локальний резервний шлях для перемаршрутизації динамічно розгортається контролером SDN для агрегованого потоку. Таким чином, алгоритм LFR зменшує кількість поточних операцій між контролером SDN та комутаційним обладнанням. Проведені чисельні результати довели, що LFR забезпечує швидке відновлення, мінімізуючи загальну кількість потоків у SDN.

Зростаюча складність сучасних мережних додатків та величезний попит на інтернет-ресурси вимагають від інфраструктур ТКМ здатності адаптуватися до вимог високого ступеню робастності та надійності. Як було сказано вище, в SDN мережах надзвичайно актуальним є саме завдання підвищення відмовостійкості та своєчасне оновлення інформації про стан мережі, яким присвячено дослідження [36]. В ньому визначені нові алгоритми, які спрямовані на покращення пошуку резервних шляхів у мережах великої розмірності при одиночних відмовах каналів зв'язку з мінімальними часовими витратами на оновлення інформації про стан мережі. Нове рішення спрямоване на підвищення ефективності та зменшення операцій по обробці службової інформації під час відмов каналів зв'язку.

Також слід відзначити, що забезпечення узгодженого вирішення завдань балансування навантаження та відмовостійкої маршрутизації (наприклад, MPLS TE FRR), як правило, призводить до підвищення обчислювальної складності та зниження масштабованості протокольних рішень. Відомо, що ефективність протокового рішення багато в чому визначається адекватністю та якістю покладеної в його основу математичної моделі розрахунку. Як показав проведений аналіз [38], порядок FRR і TE визначається в ході розв'язання оптимізаційних задач різного рівня складності. При цьому реалізація схеми захисту пропускної здатності мережі, як правило, призводить до нелінійного формулювання оптимізаційної задачі та відповідного зростання обчислювальної складності одержуваних рішень.

## **II. Перспективи розвитку методів відмовостійкої маршрутизації в напрямку реалізації схем захисту рівня якості обслуговування в ТКМ**

Варто відзначити, що при відмовостійкій маршрутизації в сучасних мультисервісних ТКМ вже недостатньо забезпечити реалізацію схем захисту каналу/вузла/шляху. Необхідно, щоб вздовж і основного, і резервного маршрутів виконувались вимоги щодо рівня якості обслуговування. Варто зазначити, що при обслуговуванні пакетів більшої частини сучасних додатків вже необхідно забезпечити QoS за *множиною* показників – показниками пропускної здатності, часовими показниками, а також показниками на-

дійності. Так, наприклад, потоки пакетів мультимедійних додатків однаково чутливі і до пропускної здатності, що виділяється, і до рівня затримок пакетів тощо (табл. 1). Тому і при розв'язанні задач відмовостійкої маршрутизації треба забезпечувати захист не одного, а множини показників якості обслуговування як вздовж основного, так і резервного маршрутів.

Таблиця 1. Чутливість трафіка різних додатків до значень QoS-показників

Додаток	Надійність	Середня затримка	Джитер	Пропускна здатність
Електронна пошта	Висока	Низька	Низька	Низька
Передача файлів	Висока	Низька	Низька	Середня
Web доступ	Висока	Середня	Низька	Середня
Аудіо за вимогою	Низька	Низька	Низька	Середня
Відео за вимогою	Низька	Низька	Висока	Висока
Телефонія	Низька	Висока	Висока	Низька
Відеоконференція	Низька	Висока	Висока	Висока

Грунтуючись на результатах проведеного аналізу існуючих і перспективних рішень щодо відмовостійкої маршрутизації проведена класифікація перспективних схем захисту рівня якості обслуговування в телекомунікаційних мережах (табл. 2). Так до першого типу QoS<sup>1</sup>-FRR відносяться рішення щодо швидкої перемаршрутизації із захистом одного показника мережної продуктивності (Network Performance, NP), наприклад, пропускної здатності [1-4, 10, 28, 33, 34, 39-46], так як саме пропускна здатність є ключовим і одним з найважливіших показників якості обслуговування. Досить ефективні рішення щодо відмовостійкої маршрутизації із захистом каналу/вузла/шляху та пропускної здатності мережі запропоновані в роботах [40-46], які охоплюють варіанти реалізації як одношляхової, так і багатошляхової стратегій маршрутизації.

Таблиця 2. Схеми захисту рівня якості обслуговування в телекомунікаційних мережах

Тип схеми	Показники мережної продуктивності (Network Performance)			Quality of Experience, QoE	
	Пропускна здатність	Середня затримка	Ймовірність втрат пакетів	R	MMq
QoS <sup>1</sup> -FRR	✓	✗	✗	✗	✗
QoS <sup>2</sup> -FRR	✓	✓	✗	✗	✗
	✓	✗	✓	✗	✗
QoS <sup>3</sup> -FRR	✓	✓	✓	✗	✗
QoE-FRR	✗	✗	✗	✓	✗
	✗	✗	✗	✗	✓

В [39] було розроблено механізм швидкої перемаршрутизації, адаптований до використання в програмно-конфігурованих мережах з централізованою архітектурою. При цьому контролер, що розраховує основні та резервні маршрути, використовує сценарій ефективного спільного резервування пропускну здатності для резервних шляхів. Таким чином, запропоноване рішення щодо резервування та спільного використання пропускну здатності сприяє більш ефективному використанню наявного мережного ресурсу.

В роботах [40, 41] в рамках рішень щодо швидкої перемаршрутизації також запропоновано схему захисту пропускну здатності при розрахунку резервних маршрутів, тоді як умови захисту каналу та вузла при реалізації багатошляхової маршрутизації представлено в лінійній формі. До того ж, введення системи критеріїв оптимальності рішень з встановленням ієрархії співвідношень вагових коефіцієнтів у відповідних цільових функціях дозволило підвищити продуктивність ТКМ та масштабованість рішень щодо швидкої перемаршрутизації, а також знизити їх обчислювальну складність.

Дворівневий метод швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в програмно-конфігурованих мережах, який також включає захист рівня якості обслуговування за єдиним показником пропускну здатності, запропоновано в [42]. Метод визначається введенням відповідно до принципу прогнозування взаємодій дворівневої ієрархії розрахунків маршрутних змінних, що відповідають за формування основних і резервних шляхів з реалізацією схем захисту каналу, вузла, шляху та їх пропускну здатності і забезпеченням збалансованої завантаженості каналів зв'язку мережі потоками, що передаються як за основними, так і за резервними маршрутами, що відповідає вимогам концепції Traffic Engineering. Також ефективне рішення, засноване на концепції TE, було отримано в [43], яке представляє собою узгоджене рішення завдань щодо балансування навантаження і швидкої перемаршрутизації із захистом каналу, вузла та пропускну здатності в ході розв'язання задачі лінійного програмування.

В роботі [44] представлено комплексний метод ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації при забезпеченні захисту приграничних маршрутизаторів ядра мережі на підставі розрахунку основних та резервних міждоменних шляхів як при реалізації одношляхової, так і для багатошляхової маршрутизації, заснований на декомпозиційному представленні потокової моделі маршрутизації та використанні принципу цільової координації. Цей метод дозволяє підвищити масштабованість та відмовостійкість маршрутних рішень. В роботі [45] запропоновано систему поточкових моделей відмовостійкої маршрутизації з захистом шлюзу за замовчуванням при реалізації функцій відмовостійкості шляхом введення додаткових керуючих змінних, відповідальних за вибір основного та резервного шлюзів за замовчуванням з балансуванням навантаження між ними, а також забезпеченням погодженого розв'язання задач щодо захисту шлюзу за замовчуванням і швидкої перемаршрутизації в транспортній мережі.

Наступний за складністю тип схем захисту рівня якості обслуговування в ТКМ – це QoS–FRR, який передбачає захист рівня якості обслуговування за двома показни-

ками мережної продуктивності. Так, в роботі [46] запропоновано математичну модель відмовостійкої QoS-маршрутизації в мультисервісній ТКМ, за допомогою якої забезпечується реалізація схеми захисту рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності та середньої міжкінцевої затримки пакетів. Шукані умови захисту рівня якості обслуговування вдалось отримати на підставі тензорного опису процесу відмовостійкої маршрутизації. У роботі [47] запропоноване рішення відповідно до схеми QoS<sup>2</sup>-FRR, яке представлене нелінійною потоковою моделлю швидкої перемаршрутизації із захистом таких двох показників мережної продуктивності, як пропускна здатність та ймовірність втрат пакетів. Ця модель на рівні умов збереження потоку вже враховує обмеженість буфера черг на інтерфейсах маршрутизаторів ТКМ, що дозволило контролювати ймовірне перевантаження мережного ресурсу.

Перспективним напрямом розвитку рішень щодо відмовостійкої маршрутизації є підтримка третього типу схем QoS<sup>3</sup>-FRR, коли реалізується захист рівня якості обслуговування за розширеною множиною показників – за трьома показниками мережної продуктивності, наприклад, пропускною здатністю, середньою міжкінцевою затримкою та ймовірністю втрат пакетів. Крім того, особливим типом рішень вбачається швидка перемаршрутизація потоків пакетів з підтримкою рівня якості обслуговування, що сприймається на рівні користувача (Quality of Experience, QoE). Відповідно до стандартів ITU-T, при обслуговуванні мультимедійних потоків важливо забезпечити реалізацію схеми QoE-FRR, наприклад, за показником рейтингу якості (Rating, R) – при передачі голосового трафіка (VoIP) [48] або показником мультимедійної якості (Multimedia Quality, MMq) [49] – при передачі трафіка відео-телефонії.

## Висновки

Аналіз відомих рішень в області відмовостійкої маршрутизації дозволив сформулювати перелік ключових вимог, яким повинні відповідати перспективні рішення в цій області і, перш за все, математичні моделі та методи, на яких вони ґрунтуються:

- врахування потокового характеру трафіку, що є відмінною рисою більшості мультимедійних послуг і обов'язковим моментом при реалізації схем захисту пропускної здатності та інших показників якості обслуговування мережі;
- оптимізаційна постановка задачі: орієнтація на оптимізацію використання наявного мережного ресурсу;
- висока масштабованість рішень щодо відмовостійкої маршрутизації;
- підтримка базових схем захисту мережних елементів (вузла / каналу зв'язку / шляху / пропускної здатності та рівня QoS за множиною показників);
- узгоджене вирішення окремих завдань відмовостійкої маршрутизації, наприклад, захист шляху за замовчуванням, швидка перемаршрутизація тощо;
- розширення можливостей існуючих рішень щодо підтримки балансування навантаження, пов'язаних з реалізацією багатошляхової стратегії маршрутизації з відповідною підтримкою схем захисту не одного шляху, а мультишляху, тобто декількох шляхів, по яких передаються пакети одного і того ж потоку;

– прийнятна обчислювальна складність рішень маршрутизації.

Проведена класифікація перспективних схем захисту рівня якості обслуговування (табл. 2), які важливо реалізувати в ході відмовостійкої маршрутизації переважно мультимедійних потоків. Перспективні маршрутні рішення мають забезпечувати захист QoS одночасно за множиною показників мережної продуктивності (NP) або за показниками якості обслуговування, що сприймається на рівні користувачів (QoE). Все це вимагає розробки нових або вдосконалення існуючих математичних моделей і методів відмовостійкої маршрутизації відповідно до наведених вимог.

### Список літератури:

1. Cholda P., Tapolcai J., Cinkler T., Wajda K., Jajszczyk A. Quality of resilience as a network reliability characterization tool // IEEE network. – 2009. – Vol. 23, No.2. – P. 11-19. – DOI: 10.1109/MNET.2009.4804331.
2. Tipper D. Resilient network design: challenges and future directions // Telecommunication Systems. – 2014. – Vol.56, No.1. – P. 5-16. – DOI: 10.1007/s11235-013-9815-x.
3. Rak J. Resilient Routing in Communication Networks (Computer Communications and Networks), 1st edition. – Springer, 2015. – 181 p.
4. Mauthe A., Hutchison D., Cetinkaya E.K., Ganchev I., Rak J., Sterbenz J.P., Gunkelk M., Smith P., Gomes T. Disaster-resilient communication networks: Principles and best practices // Resilient Networks Design and Modeling (RNDM) 2016: Proceedings of the 8th International Workshop. Halmstad, Sweden, 13-15 September, 2016. – IEEE, 2016. – P. 1-10. DOI: 10.1109/RNDM.2016.7608262.
5. Björck F., Henkel M., Stirna J., Zdravkovic J. Cyber resilience–fundamentals for a definition // New Contributions in Information Systems and Technologies. – 2015. – Vol. 353. Springer, Cham. – P. 311-316. – DOI: [https://doi.org/10.1007/978-3-319-16486-1\\_31](https://doi.org/10.1007/978-3-319-16486-1_31).
6. Fink G. A., Griswold R. L., Beech Z. W. Quantifying cyber-resilience against resource-exhaustion attacks // Resilient Control Systems (ISRCS) 2014: Proceedings of the 7th International Symposium, Denver, CO, USA, 19-21 August, 2014. – IEEE, 2014. – P. 1-8. – DOI: 10.1109/ISRCS.2014.6900093.
7. Choras M., Kozik R., Bruna M.P.T., Yautsiukhin A., Churchill A., Maciejewska I., Eguinoa I., Jomni A. Comprehensive approach to increase cyber security and resilience // Availability, Reliability and Security (ARES) 2015: Proceedings of the 10th International Conference. Toulouse, France, 24-27 August, 2015. – IEEE, 2015. – P. 686-692. – DOI: 10.1109/ARES.2015.30.
8. Musman S. Assessing prescriptive improvements to a system's cyber security and resilience // Systems Conference (SysCon) 2016: Proceedings of the Annual IEEE Conference. Orlando, FL, USA, 18-21 April, 2016. – IEEE, 2016. – P. 1-6. – DOI: 10.1109/SYSCON.2016.7490660.
9. Galinec D., Steingartner W. Combining cybersecurity and cyber defense to achieve cyber resilience // Informatics 2017: Proceedings of the IEEE 14th International Scientific Conference. Poprad, Slovakia, 14-16 November, 2017. – IEEE, 2017. – P. 87-93. – DOI: 10.1109/INFORMATICS.2017.8327227.
10. Rak J., Papadimitriou D., Niedermayer H., Romero P. Information-driven network resilience: Research challenges and perspectives // Optical Switching and Networking, 2017. – Vol. 23, Part 2. – P. 156-178. – DOI: <https://doi.org/10.1016/j.osn.2016.06.002>.

11. *Chiu C.W., Huang K.S., Yang C.B., Tseng C.T.* An adaptive heuristic algorithm with the probabilistic safety vector for fault-tolerant routing on the (n, k)-star graph // International Journal of Foundations of Computer Science. – 2014. – Vol.25, No.06. – P. 723-743.
12. *Soleimany A., Azmoodeh S.* More Improvement by Helping Ant to Fault-Tolerant Heuristic Routing Algorithm in Mesh Networks // Research Journal of Applied Sciences, Engineering and Technology. – 2013. – Vol.6, No.4. – P. 622-630. – DOI: 10.19026/rjaset.6.4172.
13. *Arai J., Li Y.* Fault-Tolerant Routing Algorithms for Hierarchical Dual-Nets with Limited and Arbitrary Number of Faulty Nodes // International Journal of Networking and Computing. – 2015. – Vol.5, No.2. – P. 329-346.
14. *Elhourani T., Gopalan A., Ramasubramanian S.* IP fast rerouting for multi-link failures // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 2016. – Vol.24, No.5. – P. 3014-3025. – DOI: 10.1109/TNET.2016.2516442.
15. *Gopalan A., Ramasubramanian S.* IP fast rerouting and disjoint multipath routing with three edge-independent spanning trees // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 2016. – Vol.24, No.3. – P. 1336-1349. – DOI: 10.1109/TNET.2015.2440179.
16. *Martins L., Gomes T., Tipper D.* An efficient heuristic for calculating a protected path with specified nodes // Resilient Networks Design and Modeling (RNDM): Proceedings of the 8th International Workshop, Halmstad, Sweden, 13-15 September, 2016. – IEEE, 2016. – P. 150-157. – DOI: 10.1109/RNDM.2016.7608281.
17. *Antonakopoulos S., Bejerano Y., Koppol P.* Full protection made easy: The DisPath IP fast reroute scheme // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 2015. – Vol.23, No.4. – P. 1229-1242. – DOI: 10.1109/TNET.2014.2369855.
18. *Kuang K., Wang S., Wang X.* Discussion on the combination of loop-free alternates and maximally redundant trees for IP networks fast reroute // Communications (ICC): Proceedings of the International Conference, Sydney, NSW, Australia, 10-14 June, 2014. – IEEE, 2014. – P. 1131-1136. – DOI: 10.1109/ICC.2014.6883473.
19. *Menth M., Braun W.* Performance comparison of not-via addresses and maximally redundant trees (MRTs) // Integrated Network Management (IM 2013): Proceedings of the IFIP/IEEE International Symposium, Ghent, Belgium, 27-31 May, 2013. – IEEE, 2013. – P. 218-225.
20. *Braun W., Menth M.* Loop-free alternates with loop detection for fast reroute in software-defined carrier and data center networks // Journal of Network and Systems Management. – 2016. – Vol.24, No.3. – P. 470-490. – DOI: 10.1007/s10922-016-9369-9.
21. *Braun W., Albert M., Eckert T., Menth M.* Performance comparison of resilience mechanisms for stateless multicast using bier // Integrated Network and Service Management (IM): Proceedings of the IFIP/IEEE Symposium, Lisbon, Portugal, 8-12 ay, 2017. – IEEE, 2017. – P. 230-238. – DOI: 10.23919/INM.2017.7987284.
22. *Duong T.D., Kaneko K.* Fault-Tolerant Routing Based on Approximate Directed Routable Probabilities for Hypercubes // In: Xiang Y., Cuzzocrea A., Hobbs M., Zhou W. (eds) Algorithms and Architectures for Parallel Processing. – ICA3PP 2011. Lecture Notes in Computer Science, Vol. 7016. – Springer, Berlin, Heidelberg. – P. 106-116. – DOI: [https://doi.org/10.1007/978-3-642-24650-0\\_10](https://doi.org/10.1007/978-3-642-24650-0_10).
23. *Lu C., Hu D.* A Fault-Tolerant Routing Algorithm for Wireless Sensor Networks Based on the Structured Directional de Bruijn Graph // Cybernetics and Information Technologies. – 2016. – Vol.16, No.2. – P. 46-59. – DOI: 10.1515/cait-2016-0019.

24. Yeh S.I., Yang C.B., Chen H.C. Fault-tolerant routing on the star graph with safety vectors // Parallel Architectures, Algorithms and Networks 2002 (I-SPAN'02): Proceedings of the International Symposium. Makati City, Metro Manila, Philippines, 22-24 May, 2002. – IEEE, 2002. – P. 301-306. – DOI: 10.1109/ISPAN.2002.1004298.

25. Nishiyama Y., Hirai Y., Kaneko K. Fault-Tolerant Routing Based on Improved Safety Levels in Pancake Graphs // Parallel and Distributed Computing, Applications and Technologies (PDCAT) 2014: Proceedings of the 15th International Conference. Hong Kong, China, 9-11 December, 2014. – IEEE, 2014. – P. 76-81. – DOI: 10.1109/PDCAT.2014.20.

26. Nishiyama Y., Sasaki Y., Hirai Y., Nakajo H., Kaneko K. Fault-tolerant Routing based on Routing Capabilities in a Hyper-Star Graph // Journal of Information Science and Engineering. – 2017. – P. 1-13.

27. Wang D., McNair J. Circulant-graph-based fault-tolerant routing for all-optical WDM LANs // GLOBECOM 2010: Proceedings of the Global Telecommunications Conference. Miami, FL, USA, 6-10 December, 2010. – IEEE, 2010. – P. 1-5. – DOI: 10.1109/GLOCOM.2010.5683293.

28. Pióro M., Tomaszewski A., Żukowski C., Hock D., Hartmann M., Menth M. Optimized IP-based vs. explicit paths for one-to-one backup in MPLS fast reroute // NETWORKS 2010: Proceedings of the 14th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium. Warsaw, Poland. 27-30 September, 2010. – IEEE, 2010. – P. 1-6. – DOI: 10.1109/NETWKS.2010.5624923.

29. Addis B., Carello G., Mattia S. Survivable green traffic engineering with shared protection // Networks. – 2017. – Vol.69, No.1. – P. 6-22. – DOI: <https://doi.org/10.1002/net.21717>.

30. Gomes T., Martins L., Ferreira S., Pascoal M., Tipper D. Algorithms for determining a node-disjoint path pair visiting specified nodes // Optical Switching and Networking. – 2017. – Vol.23. – P. 189-204. – DOI: <https://doi.org/10.1016/j.osn.2016.05.002>.

31. Liu V.Y., Tipper D. Spare capacity allocation using shared backup path protection for dual link failures // Computer Communications. – 2013. – Vol.36, No.6. – P. 666-677. – DOI: 10.1016/j.comcom.2012.09.007.

32. Myslitski K., Rak J., Kuszner Ł. Toward fast calculation of communication paths for resilient routing // Networks. – 2017. – Vol.70, No.4. – P. 308-326. – DOI: <https://doi.org/10.1002/net.21789>.

33. Gomes T., Tipper D., Alashaikh A. A novel approach for ensuring high end-to-end availability: The spine concept // Design of Reliable Communication Networks (DRCN) 2014: Proceedings of the 10th International Conference. Ghent, Belgium, 1-3 April, 2014. – IEEE, 2014. – P. 1-8. – DOI: 10.1109/DRCN.2014.6816142.

34. Alashaikh A., Tipper D., Gomes T. March, 2016. Supporting differentiated resilience classes in multilayer networks // Design of Reliable Communication Networks (DRCN) 2016: Proceedings of the 12th International Conference. Paris, France. 15-17 March, 2017. – IEEE, 2016. – P. 31-38. – DOI: 10.1109/DRCN.2016.7470832.

35. Zhang X., Cheng Z., Lin R., He L., Yu S., Luo H. Local Fast Reroute With Flow Aggregation in Software Defined Networks // IEEE Communications Letters. – 2017. – Vol.21, No.4. – P. 785-788. – DOI: 10.1109/LCOMM.2016.2638430.

36. Malik A., Aziz B., Adda M., Ke C.H. Optimisation methods for fast restoration of software-defined networks // IEEE Access. – 2017. – Vol.5. – P. 16111-16123. DOI: 10.1109/ACCESS.2017.2736949.

37. Rzym G., Wajda K., Chotda P. SDN-based WAN optimization: PCE implementation in multi-domain MPLS networks supported by BGP-LS // *Image Processing & Communications*. – 2017. – Vol.22, No.1. – P. 35-48. – DOI: <https://doi.org/10.1515/ipc-2017-0004>.

38. Wang N., Ho K., Pavlou G., Howarth M. An overview of routing optimization for internet traffic engineering. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. 2008. Vol. 10, No. 1. P. 36-56. DOI: 10.1109/COMST.2008.4483669.

39. Hasan H., Cosmas J., Zaharis Z., Lazaridis P., Khwandah S. Development of FRR mechanism by adopting SDN notion // *Software, Telecommunications and Computer Networks (SoftCOM): Proceedings of the 24th International Conference*. Split, Croatia, 22-24 September, 2016. – IEEE, 2016. – P. 1-7. – DOI: 10.1109/SOFTCOM.2016.7772133.

40. Lemeshko A. V., Yeremenko O. S., Tariki N. Improvement of flow-oriented fast reroute model based on scalable protection solutions for telecommunication network elements // *Telecommunications and Radio Engineering*. – 2017. – Vol.76, Issue6. – P. 477–490. – DOI: 10.1615/TelecomRadEng.v76.i6.30.

41. Yeremenko O. S., Lemeshko O. V., Tariki N. Fast ReRoute Scalable Solution with Protection Schemes of Network Elements // *Electrical and Computer Engineering (UKRCON): Proceedings of the First Ukraine Conference*, Kiev, Ukraine, 29 May – 2 June 2017. – IEEE, 2017. – P. 783–788. – DOI: 10.1109/UKRCON.2017.8100353.

42. Lemeshko O., Yeremenko O. Enhanced method of fast re-routing with load balancing in software-defined networks // *Journal of ELECTRICAL ENGINEERING*. – 2017. – Vol.68, Issue 6. – P. 444–454. – DOI: 10.1515/jee-2017-0079.

43. Лемешко О.В., Єременко О.С. Розробка та дослідження лінійної оптимізаційної моделі швидкої перемаршрутизації з балансуванням навантаження в телекомунікаційних мережах // *Радиоэлектроника и информатика*. – 2017. – № 4 (79). – С. 18–25.

44. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting // *Transport and Telecommunication Journal*. – 2017. – Vol.18, Issue 2. – P.155–167. – DOI: 10.1515/ttj-2017-0015.

45. Lemeshko O., Yeremenko O., Tariki N. Solution for the Default Gateway Protection within Fault-Tolerant Routing in an IP Network // *International Journal of Electrical and Computer Engineering Systems*. – 2017. – Volume 8, Number 1. – P. 19–26.

46. Єременко О.С. Тензорна модель відмовостійкої маршрутизації з підтримкою якості обслуговування в мультисервісній телекомунікаційній мережі [Електронний ресурс] / О.С. Єременко // *Проблеми телекомунікацій*. – 2017. – № 2 (21). – С. 16 - 31. – Режим доступу до журн.: [http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172\\_yeremenko\\_qosfr.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_yeremenko_qosfr.pdf).

47. Лемешко О.В., Євдокименко М.О., Єременко О.С. Поточкова модель швидкої перемаршрутизації із захистом рівня обслуговування за показниками пропускної здатності та ймовірності втрат // *Фізико-технологічні проблеми передавання, оброблення та зберігання інформації в інфокомунікаційних системах: Матеріали VII-ої міжнародної науково-практичної конференції (м. Чернівці, 8-10 листопада 2018 р.)*. – Чернівці: «Місто», 2018. – С. 18-20.

48. ITU-T. The e-model, a computational model for use in transmission planning // *ITU-T Recommendation G. 107*. – 2015. – 24 p.

49. ITU T. Opinion model for video-telephony applications // *ITU-T Recommendation P. 1070*. – 2018. – 25 p.

УДК 621.3

# АНАЛІЗ РОБОТИ МЕТОДУ ОПТИМІЗОВАНОГО КЕШУВАННЯ ДАНИХ В МЕРЕЖІ ДОСТАВКИ КОНТЕНТУ



[М.І. КИРИК](#), [Н.М. ПЛЕСКАНКА](#), [М.В. ПЛЕСКАНКА](#)

Національний університет  
«Львівська політехніка»

**Abstract** – Concept of Content Delivery Network (CDN) system and methods of caching data on edge servers were considered in this paper. The main task of the CDN network is providing the qualitative information delivery to the end user. Content Delivery Network is a geographically distributed network, that contain a number of content servers and routers. As a rule, it consists of a main node (Origin), and caching nodes (Edges) – points of presence, which can be located in various parts of the world. All content is stored and updated on the Origin server. The structural scheme of organizing the work of the CDN network, consisting of three complementary planes, was presented. Each plane performs special functions and has its own implementation features. Access Plane provides end-user access to content and the interaction of caching servers among themselves and on other planes. The load balancing plane is organized according to the principle of the DNS service and allows to redirect the user's requests to the nearest caching servers. This plane also interacts with the metric plane, which contains up-to-date information of the status of all servers involved in delivery and caching of data. As part of this paper, we proposed a method for optimized caching of data in the CDN network. The algorithm of this method is presented. Dependencies that make it possible to evaluate the work of this method in comparison with existing methods are given. The proposed method allows to significantly improve the Hit Ratio, and thus ensure efficient use of cached data and reduce the load on servers of origin.

**Анотація** – У даній роботі представлено структурну схему організації роботи CDN у вигляді трьох взаємодоповнюючих площин. Кожна із площин описує певну функціональну складову та взаємодіє із іншими площинами. Запропоновано використання нового методу оптимізованого кешування даних як складової площини балансування навантаження. Даний метод дає можливість ефективніше використовувати кешування даних, не збільшуючи навантаження на сервери походження. Метод забезпечує ефективне використання механізму кешування, максимізує рівень використання кеша (Hit Ratio) та контролює рівень якості послуг для кінцевого користувача. Представлено аналіз результатів, які відображають переваги запропонованого методу у порівнянні зі стандартними способами кешування даних.

**Аннотация** – В данной работе представлена структурная схема организации работы CDN в виде трех взаимодополняющих плоскостей. Каждая из плоскостей описывает определенную функциональную составляющую и взаимодействует с другими плоскостями. Предложено использование нового метода оптимизированного кэширования данных, как составляющей плоскости балансировки нагрузки. Данный метод дает возможность более эффективно использовать кэширование данных, не увеличивая нагрузку на серверы происхождения. Метод обеспечивает эффективное использование механизма кэширования, максимизирует уровень использования кэша (Hit Ratio) и контролирует уровень качества услуг для конечного пользователя. Представлен анализ результатов, отражающих преимущества предложенного метода по сравнению со стандартными способами кэширования данных.

## Вступ

В наш час використання інфокомунікаційних мереж для обміну інформацією є дуже поширеним у всіх сферах людського повсякденного життя. Кількість пристроїв, які можуть працювати через мережу, виходити в Інтернет є дуже великою, а обсяги даних, що передаються, постійно збільшуються. Саме тому, актуальними постають питання ефективності використання мережних ресурсів, технологій ефективної передачі даних, розподілу навантаження, а також швидкості та надійності доставки інформації кінцевим користувачам [1, 2].

На сьогоднішній день існує багато технологій, які забезпечують надійність і контроль якості доставки даних, а також дають можливість ефективно використовувати

ресурси мережі [3-5]. Одним із таких рішень є технологія мереж доставки контенту (Content Delivery Network, CDN), яка працює за принципом кешування контенту та вибору найкращого, доступного для користувача, граничного сервера. Для цього існує багато методів і способів організації. В даній роботі буде запропоновано метод оптимізованого кешування, досліджено принцип його роботи та приведено порівняльну оцінку з іншими методами кешування та доставки.

## I. Функціональна схема організації роботи CDN

Мережа доставки (розподілу контенту) CDN, представляє собою географічно рознесену мережу передавання інформації, яка складається із серверів обробки, кешування та трансляції контенту, а також мережних маршрутів [6-8]. Основним завданням такої мережі є забезпечення якісної та надійної доставки інформації до кінцевого користувача. Організацію роботи CDN можна представити у вигляді функціональної багаторівневої схеми. Схема включає в себе площину доступу до контенту, площину дистрибуції контенту, площину оцінки метрик та станів сервісів контролю якості послуг. Структурну схему моделі представлено на рис. 1. Кожна із представлених площин виконує ряд функцій та має свої особливості роботи та реалізації. Далі буде більш детально описано роботу кожної із представлених площин.

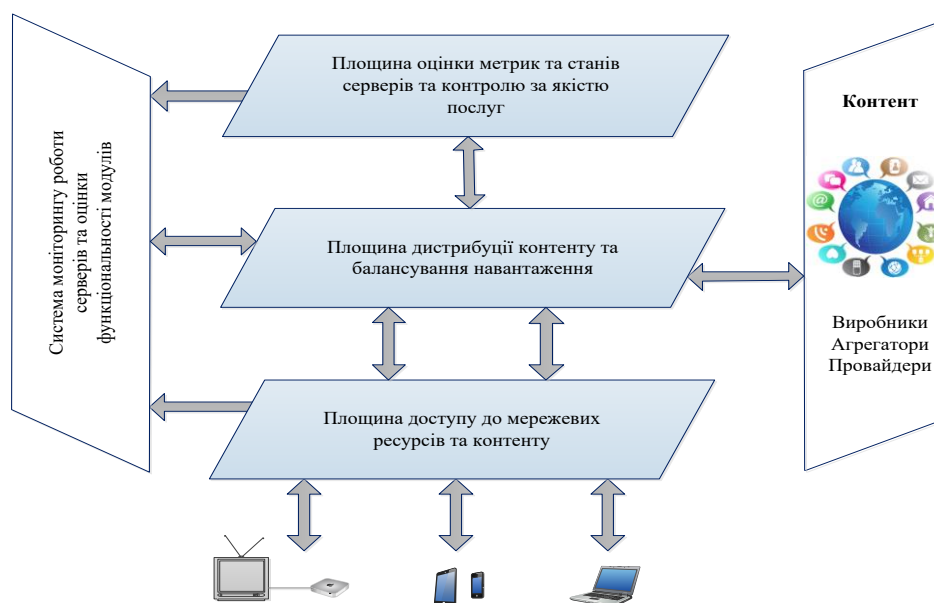


Рис. 1. Структурна схема організації роботи CDN

### Площина доступу до мережі CDN

Площина доступу організовує взаємодію кінцевих користувачів з кешуючими серверами, взаємодію подібних серверів між собою та із сервером контент-провайдера (Origin server). Детальну схему організації даної платформи представлено на рис. 2.

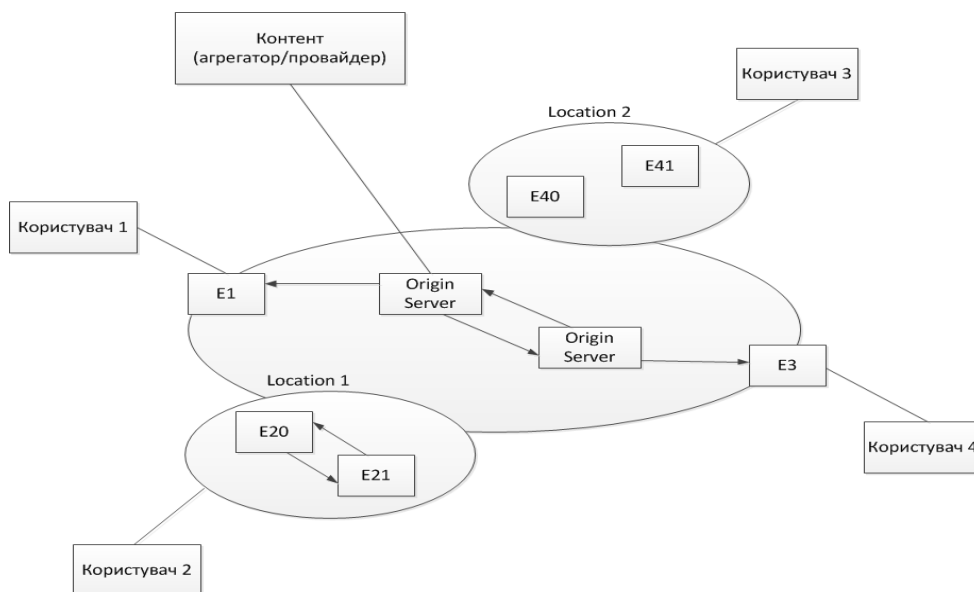


Рис. 2. Схема організації платформи доступу до мережі CDN

Для підвищення ефективності використання мережних ресурсів кешуючі сервери (Edge server) можуть об'єднуватись в локації та взаємодіяти один з одним в межах спільної локації, не звертаючись до сервера контенту. Сервер провайдера контенту для підвищення надійності та доступності рекомендовано дублювати та реплікувати з метою балансування навантаження. Це дасть змогу при недоступності одного із серверів забезпечити безперебійну роботу сервісу. Запити кінцевих користувачів завжди попадатимуть до кешуючого сервера, який знаходиться в найближчій до нього локації. Кількість кешуючих серверів визначатиметься в залежності від навантаження, а також необхідності доступності ресурсів і контенту в окремій географічній локації. Кількість даних, що буде зберігатись на кешуючих серверах, визначатиметься їх продуктивністю. Чим продуктивнішим буде сервер, тим більше інформації та довший час він зможе зберегти її в локальному кеші.

Платформа доступу взаємодіє з модулем перенаправлення на базі DNS серверів. Схема взаємодії зображена на рис. 3. Модуль перенаправлення запитів користувачів організований на базі Anycast DNS. Всі запити на отримання контенту першочергово будуть надходити саме на цей модуль, а далі вже він визначатиме, на базі двосторонньої взаємодії, до якого кешуючого сервера перенаправити клієнта для подальшого обслуговування. Платформа доступу являє собою сукупність кешуючих серверів, які певним чином з'єднані між собою. Як бачимо із рис. 3, використовується один Master DNS та кілька Slave. Така схема запропонована з метою балансування навантаження та підвищення надійності роботи сервісу. Як можна побачити з рис. 3, DNS-сервери взаємодіють також з базою метрик кешуючих серверів та з системою оцінки їхніх станів. База метрик містить інформацію про автономні системи, геолокацію серверів, а також дані про затримки до шлюзів мережних провайдерів.

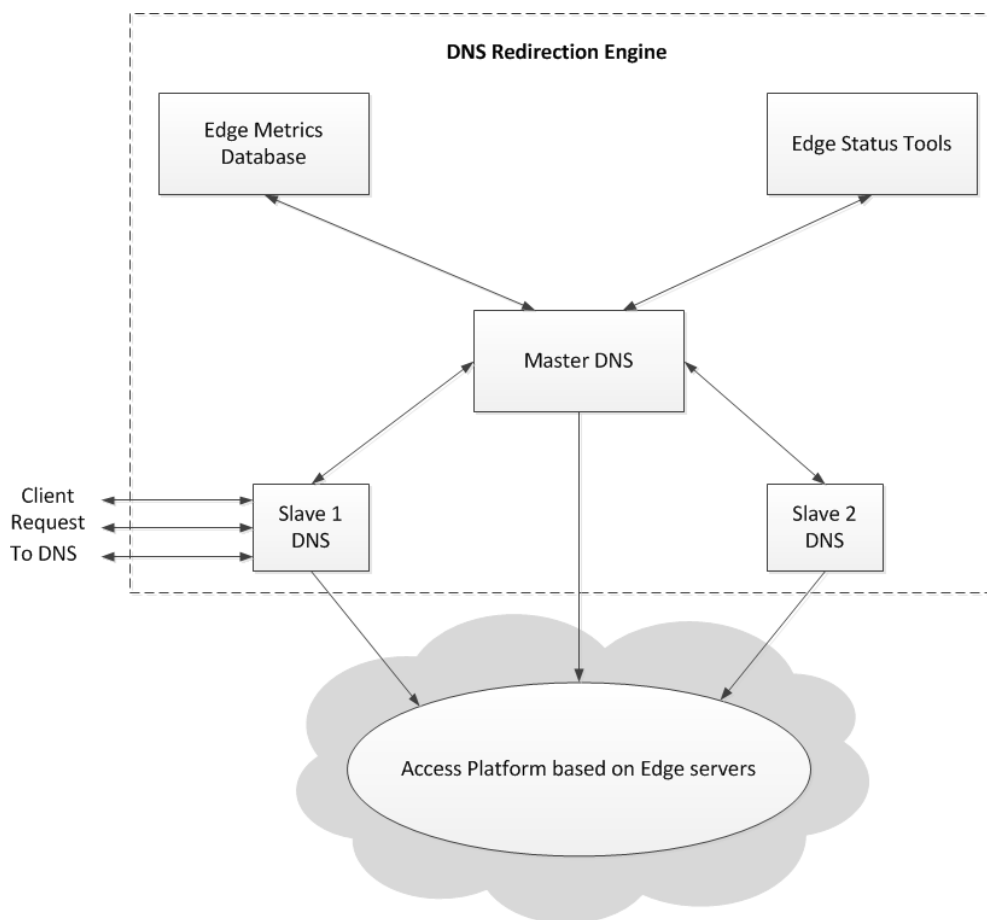


Рис. 3. Взаємодія платформи доступу із модулем перенаправлення запитів користувачів

Саме такі параметри як відстань між автономними системами та час затримки будуть визначати метрику кешуючих серверів. Важливо вказати, як буде вимірюватись значення метрики, щоб сервер перенаправлення заздалегідь міг знати, до якого кешуючого сервера направити запит кінцевого користувача. В нашому випадку пропонується використовувати базу метрик, яка буде спільною для кешуючих серверів. База буде містити список автономних систем із IP-адресами шлюзів із цих систем, які розміщені в різних дата центрах світу. Кожен кешуючий сервер буде отримувати список цих адрес, спеціальний процес на сервері звертатиметься до цих адрес і визначатиме затримку та відстань. Всі ці дані будуть записуватись в ту ж саму базу метрик. Як результат, в базі даних метрик буде міститись інформація про відстані та затримки між усіма кешуючими серверами та усіма шлюзами автономних систем. Також кешуючі сервери будуть зв'язуватись із сервером походження та звітувати про цей статус у базу даних метрик.

Система статусів постійно контролює стан серверів віддачі контенту, їхню доступність, завантаженість, статус сервісів, які відповідають за опрацювання даних, та завжди містить актуальну інформацію про кожен із серверів. Система контролю містить в собі систему моніторингу, яка працює як окремий сервіс, та сервіси на кешу-

ючих вузлах, які звітують системі моніторингу про стан сервісів на самих серверах. Одними із найнеобхідніших та найважливіших сервісів, які слід моніторити, є втрата пакетів на мережних інтерфейсах, завантаженість обслуговуючих пристроїв, стан пам'яті, стан файлової системи, стан сервісів, які відповідають за обслуговування запитів клієнтів. Всі ці дані зберігаються в базі даних системи моніторингу. Система перенаправлення запитів, перш ніж перенаправляти запит користувача до конкретного кешуючого сервера, звернеться до системи моніторингу та перевірить його статус. Якщо всі сервіси працюють та сервер доступний, це свідчитиме що даний сервер придатний до обслуговування запитів кінцевих користувачів.

Саме завдяки такій організації модуль перенаправлення завжди буде містити актуальні дані про доступність і статус усіх серверів і завжди буде обирати оптимальний по відношенню відстані та часу затримки сервер для обслуговування запитів користувачів із різних географічних локацій.

Використання технології CDN для доставки контенту безумовно має ряд переваг. Покажемо на прикладі, як відрізнятиметься час завантаження одного і того ж файлу від сервера походження та від кешуючого сервера. Наприклад, час завантаження файлу від керуючого CDN сервера можна контролювати наступним чином:

```
[#] nazar@cahce1:~$wget http://vscdntraining.tk/wp-content/upload/files/head.jpg
Resolving vscdntraining.tk... 204.100.253.9, 204.100.253.8
Connecting to vscdntraining.tk |204.100.253.9|:80... connected.
HTTP request sent, awaiting response... 200 OK
Length: 432113 (432K) [image/jpeg]
Saving to: head.jpg
100%[=====>] 432,113  --.-K/s  in 0.05s
2018-08-02 12:17:26 (4.52 MB/s) - head.jpg saved [432113 / 432113]
```

Як можна побачити із даного прикладу, час завантаження файлу становить 0,05 с. Для порівняння проведемо завантаження того ж файлу із сервера походження (Origin):

```
[#]user1@gateway1:~$ wget http://cdntraining.tk/wp-content/upload/files/head.jpg
Resolving cdntraining.tk... 19.158.117.115
Connecting to cdntraining.tk |19.158.117.115|:80... connected.
HTTP request sent, awaiting response... 200 OK
Length: 432113 (432K) [image/jpeg]
Saving to: head.jpg
100%[=====>] 432,113  --.-K/s  in 0.18s
2018-08-02 12:19:12 (1.64 MB/s) - head.jpg saved [432113 / 432113]
```

Як можна побачити із представлених результатів, розмір файлу в обох випадках є однаковим, а час завантаження файлу із сервера походження становить 0,18 с. Це

практично у 4 рази довше, аніж із кешуючого сервера, і свідчить про те, що кінцевий користувач зможе отримати контент набагато швидше незалежно від свого місця розташування. Це є надзвичайно важливим фактором, оскільки кожен контент-провайдер намагається забезпечувати найкращу якість своїх послуг для кінцевого користувача.

## II. Структура методу оптимізованого кешування даних

Структурна схема роботи пропонованого методу оптимізованого кешування даних представлена на рис. 4. Як можна побачити на рис. 4, в структурній схемі також передбачено можливість передавання даних без використання CDN. За таких умов всі запити кінцевих користувачів будуть напряму надсилатись до сервера походження (Origin). В такому варіанті реалізації на стороні сервера походження рекомендовано застосовувати технологію балансування навантаження та резервування контенту HA Proxy Load Balancer [9, 10]. Така система являє собою високонадійну систему, яка підвищить якість надання послуг користувачам. Вона дає можливість використовувати три та більше серверів, запити на які будуть збалансовано надсилатись балансувальником. Він у свою чергу буде контролювати доступність сервера, його навантаженість та час відклику. Можливий також варіант поєднання технології CDN та технології HA Proxy Load Balancer. Як правило, CDN використовується для передавання статичного контенту, саме тому в даному варіанті реалізації статичні дані передаватимуться через CDN, а динамічні – через HA Proxy Load Balancer.

На рис. 4 CDN Operate Module виконує завдання перенаправлення запитів користувачів на кешуючі сервери з найкращими параметрами якості обслуговування по відношенню до локації користувача.

CDN Core – це саме структура розміщення датацентрів у різних точках світу, в яких знаходяться кешуючі сервери, що обслуговують та зберігають контент, який запитують кінцеві користувачі. Від їхньої кількості залежить рівень та якість доступності сервісу в конкретному регіоні.

Hit Ratio Optimization Module – основна функція даного модуля: підвищити рівень використання кешованих даних і тим самим забезпечити оптимальне використання механізму кешування. Коли приходить перший запит від користувача за контентом у конкретній локації, він буде перенаправлений на кешуючий сервер із оптимальними параметрами QoS (мінімальна затримка, максимальна надійність сервера). Далі, механізм перевірить, чи є вже запитуваний контент у кеші сусідніх кешуючих серверів, що знаходяться у цій же локації. Якщо виявиться, що є сервер який містить запитуваний контент, то запит буде передано на обслуговування на цей кеш-сервер, з метою економії трафіку від сервера походження та збільшення рівня використання кеша. Після передачі обслуговування також буде проводитись визначення параметрів QoS, чи задовольняють вони якість заданого сервісу. Якщо користувач отримує сервіс із задовільною для нього якістю та допустимими параметрами QoS, то передача продовжуватиметься із конкретного сервера. Якщо ж параметри

QoS не будуть задовільними, то модуль делегує іншому керуючому серверу обслуговування запитів даного користувача. Таким чином, даний модуль зможе забезпечити ефективне використання механізму кешування, максимізувати рівень використання кеша (Hit Ratio) та контролювати рівень якості послуг для кінцевого користувача.

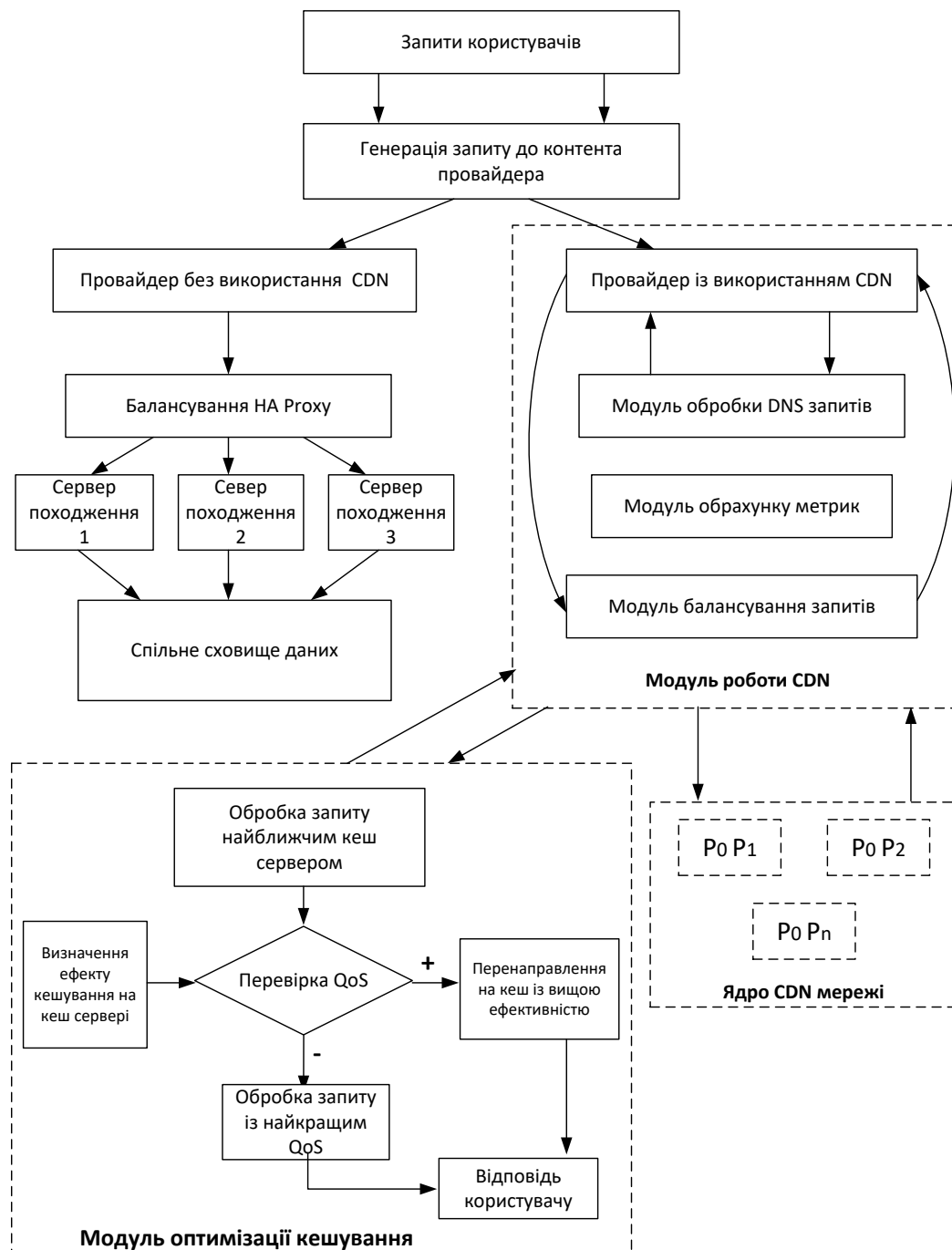


Рис. 4. Структурна схема роботи методу оптимізованого кешування даних в мережі CDN

Оскільки, одним із основних завдань CDN є зменшення часу затримки доставки контенту до кінцевого користувача, розглянемо, як саме визначати цей параметр. В будь якій реалізації CDN мережі кешуючі сервери обслуговують велику кількість за-

питів кінцевих користувачів. Будемо вважати, що  $\lambda_i, i = 1 \dots n$  – це інтенсивність надходження запитів на  $i$ -й сервер в момент часу  $t$ . В такому випадку сумарна інтенсивність надходження запитів у мережі буде визначатись як

$$\lambda = \sum_{i=1}^n \lambda_i . \quad (1)$$

Варто зазначити, що окрім власних запитів, кожен кешуючий сервер може також отримувати запити від інших, сусідніх серверів. Очевидно, що процент завантаженості серверних ресурсів, які виділяються на опрацювання запитів від інших серверів, буде залежати від багатьох факторів і може бути пріоритезованим. Таким чином, інтенсивність запитів, які надходять від сусідніх серверів CDN мережі, буде визначатись за наступною формулою:

$$\sum_{j=1}^n \lambda_j \omega_{ji} , \quad (2)$$

де  $\omega_{ji}$  – частина потоку  $\lambda_j$ , яка перенаправляється від  $j$ -го до  $i$ -го сервера.

В результаті середня інтенсивність вхідного навантаження, що надходить на  $i$ -й кешуючий сервер, може бути визначено за формулою:

$$\alpha_i = \lambda_i - \sum_{\substack{j=1, \\ j \neq i}}^n \lambda_j \omega_{ij} + \sum_{\substack{j=1, \\ j \neq i}}^n \lambda_j \omega_{ji} . \quad (3)$$

Другий доданок в правій частині виразу (3) визначає частину навантаження, яке  $i$ -й кешуючий сервер переадресує до інших серверів із своєї локації, третій доданок – частину навантаження, яке було отримано цим сервером від сусідніх серверів із його локації. Інтенсивність обробки запитів  $\mu_i$   $i$ -м сервером кешування має бути більшою, ніж інтенсивність надходження запитів  $\lambda_i$ . Будемо вважати, що потік запитів, що надходять на кешуючі сервери, є пуассонівським. Кожен сервер розглядається як система масового обслуговування типу М/М/1 [11-13]. В такому випадку середній час затримки обслуговування запиті буде визначатись як

$$T = \frac{1}{\lambda} \cdot \sum_{i=1}^n \frac{a_i}{\mu_i - a_i} , \quad (4)$$

де  $\lambda = \sum_{i=1}^n \lambda_i$ .

### III. Аналіз результатів роботи методу оптимізованого кешування даних

Запропонований у даній роботі метод оптимізованого кешування даних в CDN в експериментальних цілях був запроваджений у реально діючій мережі провайдера. Експерименти проводились протягом одного місяця. Результати експериментів по-

дані на рис. 5 і 6. На рис. 5 представлено результати роботи запропонованого методу оптимізованого кешування у порівнянні із роботою CDN без його використання (рис. 6).

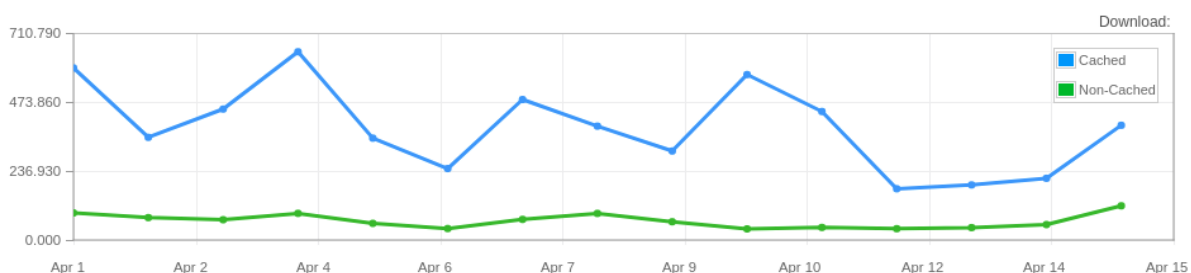


Рис. 5. Ефективність використання кеша із застосуванням методу оптимізованого кешування

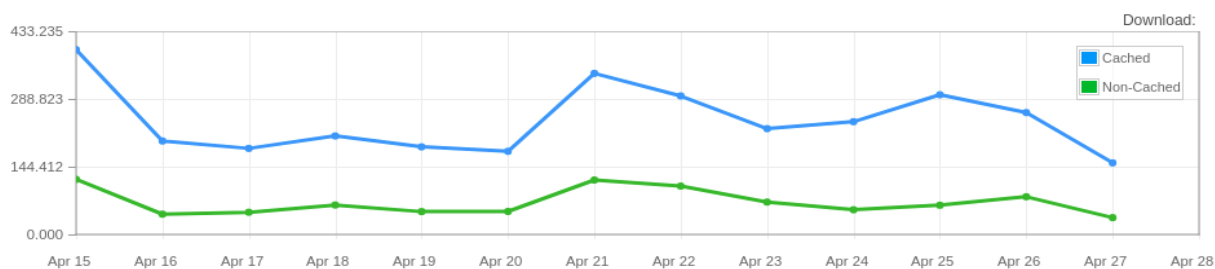


Рис. 6. Ефективність використання кеша без застосування методу оптимізованого кешування

Як можна побачити із рис. 5 та 6, трафік від сервера походження залишається незмінним, однак ефективність кешування (використання кеша) суттєво відрізняється. Результати роботи даного методу показують, що ефективність використання кешування суттєво зростає, а навантаження на сервер походження та трафік від нього залишаються практично без змін. При максимальній інтенсивності трафіку від сервера походження 140 Мбіт/с та використанні методу оптимізованого кешування, максимальна інтенсивність кешованих даних становила 680 Мбіт/с, а без використання методу 428 Мбіт/с. На рис. 7 та 8 представлено інтенсивність трафіка від сервера походження протягом інтервалу проведення експерименту.

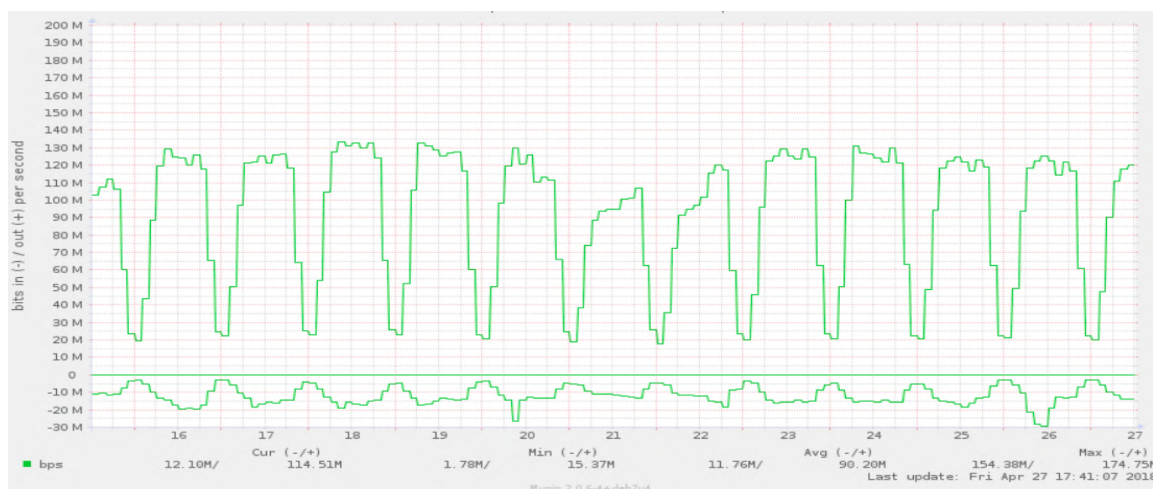


Рис. 7. Інтенсивність трафіку від сервера походження із використанням методу оптимізованого кешування



Рис. 8. Інтенсивність трафіку від сервера походження без використання методу оптимізованого кешування

Було проведено аналіз впливу використання пропонованого методу на завантаженість сервера походження за час проведення експерименту. За оцінку було взято час відповіді сервера на запити кешуючих серверів та кількість TCP-з'єднань від серверів кешування. Результати представлено на рис. 9 – рис. 12.



Рис. 9. Час відповіді сервера походження із використанням методу оптимізованого кешування



Рис. 10. Час відповіді сервера походження без використання методу оптимізованого кешування

Як показано на рис. 9 і рис. 10, за весь період експерименту час відповіді суттєво не змінювався. Кількість TCP-з'єднань до сервера походження зображено на наступних рис. 11 та рис. 12.



Рис. 11. Кількість TCP-з'єднань до сервера походження без використання методу оптимізованого кешування



Рис. 12. Кількість TCP-з'єднань до сервера походження з використанням методу оптимізованого кешування

Як показано на рис. 11 і рис. 12, число ТСП-з'єднань також суттєво не змінюється на всьому інтервалі проведення експерименту. Тому можна стверджувати, що використання запропонованого методу дає змогу практично в два рази покращити ефективність використання кешування даних, не збільшуючи навантаження на сервер походження. Рівень якості сервісу при цьому залишатиметься в допустимих межах.

## Висновки

В даній роботі розглянуто концепцію організації роботи мережі доставки контенту, а також основні принципи балансування навантаження та кешування даних. Організацію роботи CDN представлено у вигляді функціональної багаторівневої схеми, яка включає в себе площину доступу до контенту, площину дистрибуції контенту, площину оцінки метрик і станів сервісів контролю якості послуг. Кожна із площин виконує ряд функцій і має свої особливості. Площина доступу забезпечує доступ до контенту кінцевим користувачам, а також організовує взаємодію між кешуючими серверами та сервером походження. Площина дистрибуції та балансування забезпечує вибір кешуючих серверів, які зможуть обслужити запити кінцевих користувачів із найкращою якістю. Площина метрик містить інформацію про стан усіх серверів, їх доступність та можливість надавати послуги. Ця площина взаємодіє із площиною дистрибуції та балансування. Завдяки такій взаємодії, сервери, які працюють не належним чином, не братимуть участі в обслуговуванні кінцевих користувачів.

Запропоновано метод оптимізованого кешування даних, який дає можливість ефективно використовувати кешовані дані і при цьому враховує якість, з якою надається послуга кінцевому користувачу. Найбільший пріоритет при застосуванні даного методу – якість послуг, яку отримує кінцевий користувач. Проводилось експериментальне дослідження роботи кешуючих серверів мережі доставки контенту. Проаналізовано ефективність використання запропонованого методу оптимізованого кешування даних та проведено порівняння із існуючими методами. Показано, що використання методу оптимізованого кешування дає змогу більш раціонально використовувати кешовані дані, а також зменшити навантаження на сервер походження та затримку при отриманні контенту.

## Список використаних джерел:

1. The Zettabyte Era: Trends and Analysis. Cisco, 7 June 2017. [Електронний ресурс]. – Режим доступу: [https://files.ifi.uzh.ch/hilty/t/Literature by RQs/RQ%20102/2015 Cisco Zettabyte Era.pdf](https://files.ifi.uzh.ch/hilty/t/Literature%20by%20RQs/RQ%20102/2015%20Cisco%20Zettabyte%20Era.pdf).
2. Chakraborty S., Sarddar D. An Efficient Edge Server Selection in Content Delivery Network using Dijkstra's Shortest Path Routing Algorithm with Euclidean Distance // International Journal of Computer Applications. – 2015. – Vol. 117, No. 4. – P. 24-26.

3. Парфенов В.И., Золотарев С.В. Об одном алгоритме решения задачи оптимальной маршрутизации по критерию средней задержки // Вестник ВГУ: сер. Физика. Математика. – 2007. – № 2. – С. 28–32.
4. Шварц М. Сети связи: протоколы, моделирование и анализ: пер. с англ.: Ч. 1. – М.: Наука, 1992. – 336 с.
5. Yaw-chung Chen. Improving Quality of Experience in P2P IPTV // Network Operations and Management Symposium (APNOMS) 18th. – Asia-Pacific, 2016. – P. 6-9.
6. Klymash M., Kyryk M., Pleskanka N., Yanyshyn V. Data Buffering Multilevel Model at a Multiservice Traffic Service Node // Smart Computing Review. – 2014. – Vol. 4. No. 4. – P. 294-306.
7. Bai Y., Jia B., Zhang J., Pu Q. An Efficient Load Balancing Technology in CDN // Fuzzy Systems and Knowledge Discovery, 2009. FSKD'09. Sixth International Conference on. – IEEE, 2009. – Т. 7. – P. 510-514.
8. Дмитриев Г.А., Марголис Б.И., Музанна М.М. Решение задачи оптимальной маршрутизации по критерию загруженности сети // Программные продукты и системы. – 2013. – № 4. – С. 17–19.
9. Pallis George, Konstantinos Stamos, Athena Vakali «and other». Replication based on Objects Load under a Content Distribution Network // Proceedings of the 22nd International Conference on Data Engineering Workshops, ICDE 2006, 3-7 April 2006, Atlanta, GA, USA. – P. 1-9.
10. Wauters T., Coppens J., Dhoedt B., Demeester P. Load balancing through efficient distributed content placement // In proceeding of: Next Generation Internet Networks. – NY, 2005. – P. 99–105.
11. Haghghi A., Mishev D. Queueing models in industry and business. – New York: Nova Science Publishers, 2008. – 386 p.
12. Dattatreya G. Performance analysis of queueing and computer networks. – Boca Raton: CRC Press, 2008. – 449 p.
13. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания. Пер. с англ. / Пер. И. И. Грушко; ред. В. И. Нейман. – М.: Машиностроение, 1979. – 512 с.

УДК 621.396.677.49

## МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ АТАК И ЗАЩИТ В ПРОГРАММНО-КОНФИГУРИРУЕМЫХ СЕТЯХ



[Ю.Ю. КОЛЯДЕНКО](#)

Харьковский национальный  
университет радиоэлектроники



[А.П. ГЛУШКО](#)

Харьковский национальный университет Воздушных Сил  
имени Ивана Кожедуба



[А.И. ВОРОНИН](#)

Национальная академия  
Национальной гвардии Украины

**Abstract** – Distinctive features of the construction of wireless urban telecommunication networks are the high complexity of the medium access control protocol, which is responsible, in particular, for providing subscribers with access to a common communication channel, as well as the presence of a large number of uncertain parts in which only some of the network interaction mechanisms are standardized. These features of the SDN technology, as well as its novelty, lead to the need to develop methods for improving information security in the case of multiple radio access by subscribers. The task of ensuring security is becoming especially relevant for telecommunication networks, where the data transmission channel is often shared between a large number of users. In wireless metropolitan area networks, another problem appears - the general availability of the communication channel. The article discusses the active way of organizing the fight against unauthorized interference with the Software-Defined Network (SDN). Proactive measures are planned based on known vulnerability data of software products. An open NVD database is used. The forecast of the most dangerous threats is carried out in the form of a game between two partners: the attacker and the defender. The result of the game is recommendations for the protection of information for the investigated software system. The analysis is carried out to determine the equilibrium states and stability of the dynamic system. For this purpose, a phase portrait is built, i.e. the dependence of the state of threats on the effectiveness of attacks is obtained. As the analysis has shown, with greater attack efficiencies, a smaller sampling interval is needed to maintain the system in an equilibrium state.

**Анотація** – У статті розглядається активний спосіб організації боротьби з несанкціонованим втручанням у роботу мережі зв'язку SDN. Попереджувальні заходи плануються на базі відомих даних про уразливість програмних продуктів. Використовується відкрита база даних NVD. Прогноз найбільш небезпечних загроз проводиться у формі гри двох партнерів: того, хто атакує, та того, хто захищається. Підсумок гри – рекомендації щодо захисту інформації для досліджуваної програмної системи. Проведено аналіз для визначення рівноважних станів і стійкості динамічної системи. Для цього побудовано фазовий портрет, тобто побудована залежність стану загроз від ефективності атак. Як показав аналіз, при більшій ефективності атак необхідний менший інтервал дискретизації для підтримки системи в рівноважному стані.

**Аннотация** – В статье рассматривается активный способ организации борьбы с несанкционированным вмешательством в работу программно-конфигурируемой сети связи SDN. Упреждающие мероприятия планируются на базе известных данных об уязвимости программных продуктов. Используется открытая база данных NVD. Прогноз наиболее опасных угроз проводится в форме игры двух партнеров: атакующего и защищающегося. Результат игры – рекомендации по защите информации для исследуемой программной системы. Проведен анализ для определения равновесных состояний и устойчивости динамической системы. Для этого построен фазовый портрет, т.е. построена зависимость состояния угроз от эффективности атак. Как показал анализ, при больших эффективностях атак необходим меньший интервал дискретизации для поддержания системы в равновесном состоянии.

### Введение

В настоящее время значительный интерес представляют исследования беспроводных городских телекоммуникационных сетей, в которых имеется центральная станция, координирующая работу абонентских станций. Именно такая архитектура является основой технологии программно-конфигурируемых сетей (Software-

Defined Networks, SDN). Отличительными особенностями построения беспроводных городских телекоммуникационных сетей являются высокая сложность протокола подуровня управления доступом к среде, отвечающего, в частности, за организацию доступа абонентов к общему каналу связи, а также наличие большого числа неопределенных частей, в которых стандартизированы лишь некоторые механизмы сетевого взаимодействия. Эти особенности технологии SDN [1-7], а также ее новизна, приводят к необходимости разработки методов повышения защиты информации при множественном радиодоступе абонентов.

Задача обеспечения безопасности становится особенно актуальной для телекоммуникационных сетей, где канал передачи данных часто разделяется между большим количеством пользователей. В беспроводных городских сетях появляется еще одна проблема – общедоступность канала связи [8]. Поэтому для обеспечения безопасности беспроводных городских сетей необходимо проведение детального анализа возможности возникновения несанкционированного доступа при тех или иных вариантах развития ситуации. В этих целях разрабатываются математические модели. Таким образом, проведение анализа существующих моделей и методов обеспечения информационной безопасности, а также разработка модели взаимодействия атак и защит является актуальной научной задачей.

Объектом исследования является процесс организации безопасности в беспроводных программно-конфигурируемых сетях связи SDN.

Предмет исследования составляют модели взаимодействия атак и защит.

Целью данной работы является разработка модели взаимодействия атак и защит, а также проведение анализа и предоставление рекомендаций по обеспечению информационной безопасности.

## **I. Постановка задачи**

Рассматривается активный способ организации борьбы с несанкционированным вмешательством в работу сети связи SDN. Упреждающие мероприятия планируются на базе известных данных об уязвимости программных продуктов. Используется открытая база данных NVD. Прогноз наиболее опасных угроз проводится в форме игры двух партнеров: атакующего и защищаемого. Результат игры – рекомендации по защите информации для исследуемой программной системы [1].

Способы защиты информации от несанкционированного или ошибочного вмешательства носят обычно пассивный характер. Такова защита с помощью пароля (частного и общего), шифрация, создание туннеля безопасности, использование шлюзов – барьеров и т. п. Идеология пассивной, не изменяемой защиты не может быть эффективной в течение длительного времени [6, 7]. Виды атак на аутентификацию, текст и ресурс постоянно меняются и становятся все более изощренными. Поэтому необходимо совершенствовать подход и методы, применяемые для защиты [1-3]. Изначально пассивность защиты основывается на недооценке уже существующих угроз. Не принимаются во внимание высокие темпы изменения услуг связи, быст-

рый прогресс программно-алгоритмического обеспечения, запаздывание развития связного оборудования. Все это создает благоприятные условия для опережающего нападения в пределах уже известной уязвимости объекта атаки.

Упреждающий подход к формированию защиты информации основан на том, что в настоящее время накоплен и систематизирован экспериментальный материал, позволяющий оператору защиты с высокой достоверностью предполагать, как будет организована атака на информацию как на объект нападения. Можно выдвинуть гипотезу, какие атаки следует парировать в первую очередь. Для повышения степени достоверности прогноза атак и защит необходимо построение теоретико-игровой модели, реализующей антагонистическую стратегию.

## **II. Модель динамики взаимодействия и фазовые состояния атак и защит**

Анализ взаимодействия атак и защит можно представить в виде теоретико-игровой модели [9-11]. Игра – это математическая модель коллективного поведения: несколько участников влияют на ситуацию, причем их интересы (выигрыши или потери при различных возможных ситуациях) различны. При таком представлении во взаимодействии динамических систем  $S_i, i = \overline{1, n}$  возможны три характерные стратегии поведения. В общем случае эти стратегии могут быть классифицированы следующим образом:

- 1) антагонистическая стратегия, когда участники имеют противоположные интересы;
- 2) кооперативная стратегия, когда у всех игроков есть общая цель и их стратегии согласованы;
- 3) стратегия равнодушия или игра с природой, когда стратегия  $j$ -го игрока не зависит от стратегии  $i$ -го игрока.

Известны и другие типы стратегий – чистые или смешанные [9]. Игра в чистых стратегиях предполагает детерминистский подход, и как следует из теории, редко приводит к равновесным решениям. В противоположность этому для игр в смешанных стратегиях при стохастическом подходе круг равновесных решений значительно расширяется.

Очевидно, что процессы атак и защит представляются антагонистической стратегией или в общем виде – смешанной. При небольших отклонениях в информации об априорных данных поведение такой системы можно представить моделью взаимодействий и фазовых состояний атак и защит. Следует отметить, что в известных работах отсутствует представление телекоммуникационной сети в виде теоретико-игровой модели с антагонистической стратегией поведения.

Основные параметры и состояния атак  $x_i(t)$  обычно известны, и часто их можно принять детерминированными. Случайным является макросостояние всей группировки сети SDN [9, 11]. Данное обстоятельство объясняется влиянием множества не-

определенных, случайных условий. В результате случайных угроз от атак  $y_i(t)$ ,  $i = \overline{1, n}$ , где  $n$  – число атак, состояния параметров атак изменяются. В сети имеются соответствующие динамические взаимодействия, которые могут быть выявлены и проанализированы в результате измерений и наблюдений, и характеризуются вектором  $\bar{y}(t)$ . Динамику случайных изменений состояния параметров атак можно описать системой дифференциальных уравнений:

$$\frac{d\bar{x}(t)}{dt} = F(t)\bar{x}(t) + B(t)\bar{u}(t) + G(t)\bar{\xi}(t), \quad (1)$$

где  $\bar{x}(t)$  – вектор состояния параметров атак,  $F(t)$  и  $B(t)$  – матрица состояния и управления соответственно,  $\bar{u}(t)$  – вектор управления соответствующими параметрами,  $\bar{\xi}(t)$  – порождающий процесс, часто аппроксимирующийся белым гауссовым шумом, отображающий случайный механизм,  $G(t)$  – матрица, масштабирующая случайные возмущения  $\bar{\xi}(t)$ .

Наблюдаемые параметры состояния угроз атак описываются системой алгебраических уравнений:

$$\bar{y}(t) = R(\bar{x}(t), t), \quad (2)$$

где  $R(\cdot)$  – матрица наблюдения.

При этом можно предположить, что если весь вектор атак наблюдаем, то предпринимаются меры по их предотвращению, т.е. производится защита с той или иной вероятностью.

В общем случае система уравнений (1) может быть нелинейной. Тогда без конкретизации самой нелинейности векторное уравнение (1) может быть представлено в виде:

$$\frac{d\bar{x}(t)}{dt} = F\Phi[\bar{x}(t), \bar{y}(t)], \quad (3)$$

где  $F$  – матрица состояния размерности  $n \times n$ , при этом  $F = \text{diag}(f_i, i \in \overline{1, n})$ , если  $x_i$  независимы.

Успешность решения задачи защит по отношению к атакам зависит от наличных ресурсов  $g_k = g_k(\bar{x}(t), t)$ ,  $k \in \overline{1, K}$ , а также от известных априорных вероятностей  $p_i = p_i(\bar{x}(t), t)$ ;  $i \in \overline{1, n}$ .

При наличии динамики изменения состояния системы во времени, уравнение (3) можно представить в виде:

$$\frac{d\bar{x}(t)}{dt} = K\Phi[\bar{x}(t), \bar{y}(\bar{x}(t), t)]. \quad (4)$$

Наличные ресурсы  $g_k$  определяются физическими величинами. Весь ресурс можно представить в виде взвешенной суммы наблюдаемых величин:

$$g_k(\vec{x}(t), t) = \sum_{i=1}^n c_{ik} y_i, y_i \geq 0, k \in \overline{1, K}, i \in \overline{1, n}, \quad (5)$$

где  $c_{ik}$  – наличие связи между  $i$ -й атакой и  $k$ -й защитой. Соответствующие связи определяются матрицей  $C$ , которая состоит из нулей и единиц, определяющих наличие или отсутствие таких связей.

В сети, как и в любой динамической системе, в процессе функционирования осуществляется перераспределение ресурсов, определяемое моделями стационарных состояний, которые описываются задачами максимизации энтропии [11]:

$$H(Y) = \max \left[ \sum_{i=1}^n y_i \ln \frac{p_i}{y_i} + y_i \right] \quad (6)$$

при соответствующих ограничениях на ресурсы.

Динамика состояния процесса определяется решением  $\vec{y}(t)$  задачи (3), которое, как следует из (5) и (6), зависит от ее параметров  $p_i$ ,  $c_{ik}$  и  $g_k$ . Таким образом, модель динамики состояния атак приобретает следующий вид:

$$\frac{d\vec{x}(t)}{dt} = \Phi[\vec{x}(t), \vec{y}(\vec{x}(t), t)], \quad (7)$$

$$\vec{y}(\vec{x}(t), t) = \arg \max \left[ H(Y) \left| \sum_{i=1}^n c_{ik} y_i = g_k(\vec{x}(t), t) \right. \right]. \quad (8)$$

В рассматриваемой неравновесной системе имеют место два основных процесса (потока): атак и угроз от атак. Обозначим через  $\Phi[\vec{x}(t), \vec{y}(t)]$  – поток атак, а  $Q[\vec{x}(t), \vec{y}(t)]$  – поток угроз от атак. Эти потоки зависят от состояния  $\vec{x}(t)$  и состояния  $\vec{y}(t)$ . В рамках предположений о том, что время угрозы атаки больше времени появления самой атаки [9-11], можно записать следующую, в общем случае нелинейную систему уравнений:

$$\frac{d\vec{x}(t)}{dt} = \Phi[\vec{x}(t), \vec{y}(\vec{x}(t), t)], \quad (9)$$

$$\varepsilon \frac{d\vec{y}(t)}{dt} = Q[\vec{x}(t), \vec{y}(\vec{x}(t), t)], \quad (10)$$

где  $\varepsilon$  – диагональная матрица, определяющая эффективность атак в сети.

Формирование модели вида (10) для процесса с ограничениями и разнотипными ресурсами пока остается нерешенной задачей [11]. Такую модель удастся построить лишь для тех случаев, когда динамика процесса – марковская, для ограничений балансового типа. В рассматриваемом случае можно предположить, что динамика процесса является марковской, поскольку не имеет значения, когда и как сеть перешла в текущее состояние, а существенно лишь то, в каком состоянии сеть находится в данный момент времени.

Рассматривается достаточно общий случай наличия  $n$  атак в сети SDN. Вектор защит является функцией численности атак  $\vec{z} = f(y_1, \dots, y_n)$ . При отсутствии атак ( $y_1 = \dots = y_n = 0$ ) имеем  $\vec{z} = f(0)$ . В обратном случае при очень большом их количестве ( $y_1 \rightarrow \infty, \dots, y_n \rightarrow \infty$ ) –  $\vec{z} = f(\infty) \rightarrow 0$ . Наличие достаточно большого числа атак ведет к сбоям, т.е. к увеличению вероятности возникновения неравновесных состояний. Скорость изменения  $i$ -й атаки определяется появлением новых атак  $k_i y_i$ , (веса  $k_i$  можно принять постоянными  $k_i = const$ ) и исчезновением старых  $g_i y_i$  при условии воздействия защиты. Коэффициенты  $g_i$  зависят от количества ресурса  $u_i$ , затрачиваемого в среднем на одну атаку,  $g_i = g_{i0} - \mu_i u_i$ ;  $g_{i0}, \mu_i > 0$ , ( $\mu_i$  – вес управляющего воздействия на  $i$ -ю атаку). Тогда

$$\frac{dy_i(t)}{dt} = \varepsilon_i y_i(t) + \mu_i w_i(t), \quad i \in \overline{1, n}, \quad (11)$$

где  $w_i = u_i(t) y_i$  – количество ресурса, затрачиваемого на  $i$ -ю атаку;  $\varepsilon_i = k_i - g_i$ .

Будем рассматривать стационарные состояния процесса при фиксированных на момент времени  $t$  взаимодействиях атак и защит.

Для этого процесса можно указать некоторую априорную характеристику. Для каждой  $i$ -й атаки обычно известно нормативное количество ресурса  $a_i$ , и следовательно параметр  $v_i$ :

$$v_i = \frac{a_i y_i}{\sum_{i=1}^n a_i y_i}; \quad 0 \leq v_i \leq 1; \quad \sum_{i=1}^n v_i = 1. \quad (12)$$

Стационарное состояние такого процесса определяется моделью вида [5]

$$H(w) = \sum_{i=1}^n (w_i \ln \frac{v_i}{w_i}) \rightarrow \max. \quad (13)$$

С учетом (12), получим:

$$w_i^* = a_i y_i \frac{\sum_{i=1}^n w_i}{\sum_{i=1}^n a_i y_i}.$$

После подстановки этого выражения в (11) получаем:

$$\frac{dy_i}{dt} = y_i (\varepsilon_i + a_i \varphi(y)), \quad (14)$$

где  $\varphi(y) = \frac{\sum_{i=1}^n w_i}{\sum_{i=1}^n a_i y_i}$ , которые будут монотонно убывать для  $y_i \geq 0$ .

В этом случае коэффициенты ее линейной аппроксимации отрицательны, т.е.

$$\varphi(Y) = \sum_{s=1}^n v_s y_s(t). \quad (15)$$

Подставив (15) в (14), получим систему Вольтерра, характеризующую динамику сосуществования атак и защит в условиях антагонистической игры [9]:

$$\frac{dy_i(t)}{dt} = y_i(t) \left( \varepsilon_i - \sum_{s=1}^n v_s y_s(t) \right). \quad (16)$$

Если использовать для описания функции  $\varphi(y)$  квадратичную аппроксимацию, то получим нелинейную систему Вольтерра, описывающую состояния взаимодействия атак и защит, т.е. состояние угроз от атак:

$$\frac{dy_i(t)}{dt} = y_i(t) \left( \varepsilon_i - \sum_{s=1}^n v_s y_s(t) - \sum_{s=1}^n \sum_{j=1}^n v_s y_s(t) v_j y_j(t) \right). \quad (17)$$

Преобразуем данное дифференциальное выражение к разностному. Обозначим через  $t_k$  дискретное время, тогда

$$\frac{dy_i(t_{k+1}) - dy_i(t_k)}{t_{k+1} - t_k} = y_i(t_k) \left( \varepsilon_i - \sum_{s=1}^n v_s y_s(t_k) - \sum_{s=1}^n \sum_{j=1}^n v_s y_s(t_k) v_j y_j(t_k) \right),$$

где  $t_{k+1} - t_k = T_d$  – интервал дискретизации.

Тогда для дискретного времени получим разностное уравнение

$$y_i(k+1) = y_i(k) + T_d [y_i(k) \left( \varepsilon_i - \sum_{s=1}^n v_s y_s(k) - \sum_{s=1}^n \sum_{j=1}^n v_s y_s(k) v_j y_j(k) \right)]$$

или

$$y_i(k+1) = y_i(k) \cdot (1 + T_d) \left( \varepsilon_i - \sum_{s=1}^n v_s y_s(k) - \sum_{s=1}^n \sum_{j=1}^n v_s y_s(k) v_j y_j(k) \right). \quad (18)$$

Данная модель позволяет выполнять анализ при различных конкретных параметрах и взаимодействиях атак и защит.

### III. Анализ модели динамики взаимодействия и фазовые состояния атак и защит

Рассмотрим динамику неравновесных состояний (18) угроз от атак при различных значениях  $\varepsilon$ , учитывающих эффективность атак.

Вначале проведем исследование состояний угроз от атак при интервале дискретизации  $T_d = 1$ . Физический смысл данного параметра в том, что мониторинг состояния сети и акт защиты производится столько раз, сколько производится атак.

С помощью имитационного моделирования проведен анализ динамики взаимодействий и фазовых состояний атак и защит сети SDN при различных эффектив-

ностях атак. На рис. 1 представлена зависимость угроз от атак  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при малой эффективности атак  $\varepsilon \ll 1$ . Номера кривых соответствуют номеру атаки. На рис. 2 представлена зависимость угроз от атак  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при малой эффективности атак  $\varepsilon \approx 1$ .

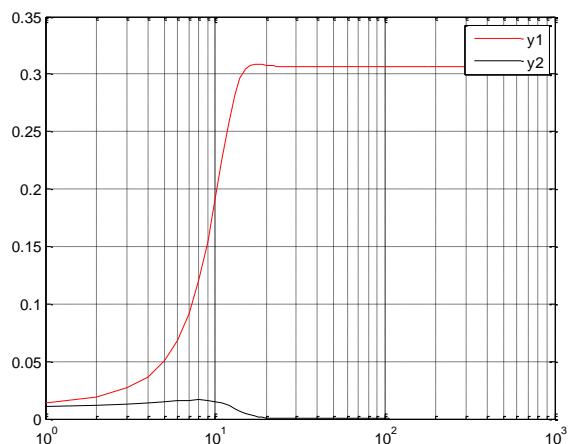


Рис. 1. Зависимость угроз  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при малой эффективности атак  $\varepsilon \ll 1$ ;  
 $\varepsilon_1 = 0,4$ ;  $\varepsilon_2 = 0,1$

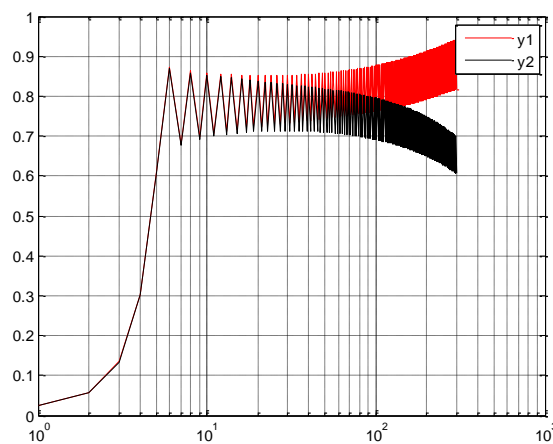


Рис. 2. Зависимость угроз  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при средней эффективности атак  $\varepsilon \approx 1$ ;  
 $\varepsilon_1 = 1,41$ ;  $\varepsilon_2 = 1,409$

Как видно из рис. 1, при малых, но различных значениях  $\varepsilon$ , угрозы от атак возрастают до наступления установившегося режима. Различие состоит в том, что  $\varepsilon_1 > \varepsilon_2$ . Физический смысл данного неравенства состоит в том, что первая атака создает большую угрозу по сравнению со второй атакой. Поэтому и влияния  $y_1 > y_2$ .

При значениях  $\varepsilon \approx 1$  (рис. 2) отмечаются две характерные области графиков. Начальная область, где отмечается резкое увеличение угрозы, как от первой, так и второй атаки и стационарная, неравновесная часть с последующими заметными колебаниями во времени, что связано с перераспределением угроз и защит.

Проанализирован случай работы сети при больших значениях интенсивностей  $\varepsilon \gg 1$  (рис. 3), при которых система приобретает запредельное насыщенное состояние. Полученные результаты, представленные на рис. 3, свидетельствуют о том, что при достаточно больших значениях эффективности атак динамика состояния сети становится непредсказуемой: может происходить как резкое увеличение угроз, так и резкое снижение, характерное для тех ситуаций, которые возникают в сети при нештатном режиме работы, появляется так называемый детерминированный хаос.

Проведем анализ для определения равновесных состояний и устойчивости динамической системы. Для этого построен фазовый портрет, т.е. построена зависимость состояния угроз  $y$  от параметра  $\varepsilon$ . На рис. 4. представлен фазовый портрет динамической системы при  $T_d = 1$ . Судя по фазовому портрету (рис. 4), критическим числом  $\varepsilon$  при  $T_d = 1$ , при котором сеть еще не теряет устойчивости, является  $\varepsilon \approx 1,4$ .

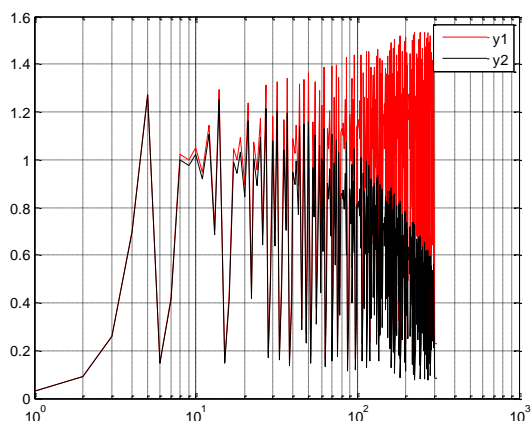


Рис. 3. Зависимость угроз  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при  $\varepsilon \approx 1$ ;  $\varepsilon_1 = 2,01$ ;  $\varepsilon_2 = 2,008$

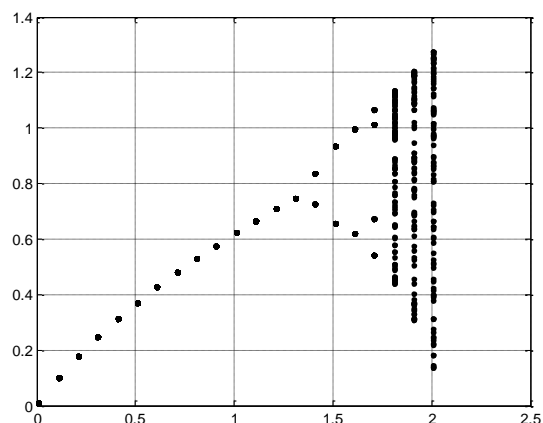


Рис. 4. Фазовый портрет динамической системы при  $T_d = 1$

Из данного графика следует, что в области  $\varepsilon > 1,4$  наступают раздвоения траекторий (бифуркация состояния). В области  $\varepsilon \geq 1,4$  изменения состояния наблюдаемой системы могут оказаться значительными и неоднозначными при незначительных изменениях эффективности атак. Проведены исследования состояний угроз от атак при интервале дискретизации  $T_d = 0,1$ . То есть мониторинг состояния сети и акт защиты производится в 10 раз чаще поступления атак.

На рис. 5 представлены графики зависимости угроз от атак  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при малой эффективности атак  $\varepsilon \ll 1$ . Номера кривых соответствуют номеру атаки. На рис. 6 представлены графики зависимости угроз от атак  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при средней эффективности атак  $\varepsilon \approx 1$ . Проанализирован случай работы сети при больших значениях интенсивностей  $\varepsilon \gg 1$  (рис. 7), при которых система приобретает запредельное насыщенное состояние  $\varepsilon_1 = 13$ ;  $\varepsilon_2 = 12,97$ .

Как видно из рис. 5, при малых, но различных значениях  $\varepsilon$ , угрозы от атак возрастают до наступления установившегося режима. Различие состоит в том, что  $\varepsilon_1 > \varepsilon_2$ . При этом, сравнивая графики рис. 1 и рис. 5, можно сделать вывод о том, что угроза от атаки происходит намного медленнее (на порядок) при  $T_d = 0,1$ , чем при  $T_d = 1$ . При значениях  $\varepsilon \approx 1$  (рис. 6) отмечается 2 области графиков. Начальная область, где отмечается переходной режим, как первой, так и второй атаки, и нестационарная, неравновесная часть. Кроме того, переходной режим происходит гораздо быстрее, чем при  $\varepsilon \ll 1$  (рис. 5). При больших значениях интенсивностей (рис. 7) состояние сети становится непредсказуемым при значениях эффективностей атак на много больше, чем при  $T_d = 1$ .

Проведен анализ для определения равновесных состояний и устойчивости динамической системы. Для этого построен фазовый портрет, т.е. построена зависимость состояния угроз  $y$  от параметра  $\varepsilon$ . На рис. 8. представлен фазовый портрет динамической системы при  $T_d = 0,1$ .

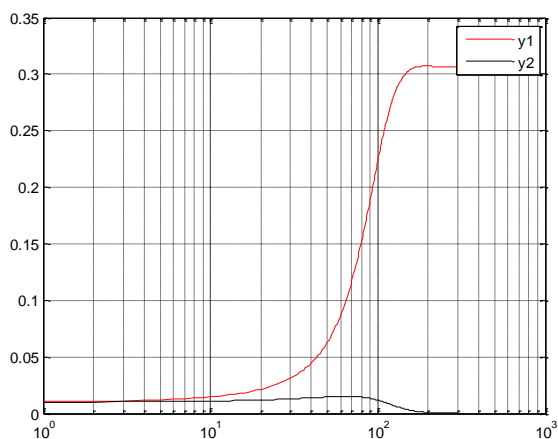


Рис. 5. Зависимость угроз  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при малой эффективности атак  $\varepsilon \ll 1$ ;  $\varepsilon_1 = 0,4$ ;  $\varepsilon_2 = 0,1$

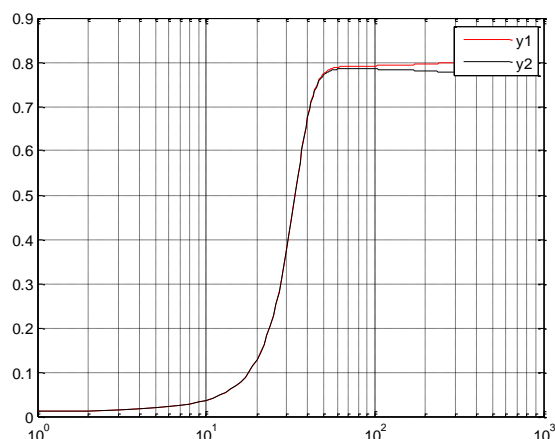


Рис. 6. Зависимость угроз  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при средней эффективности атак  $\varepsilon \approx 1$ ;  $\varepsilon_1 = 1,41$ ;  $\varepsilon_2 = 1,409$

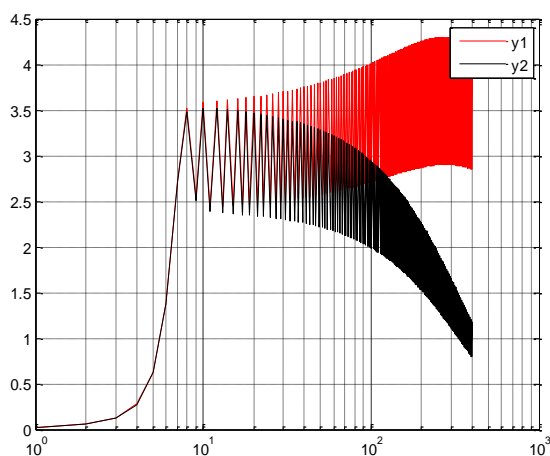


Рис. 7. Зависимость угроз  $y_1(t)$  и  $y_2(t)$  при больших значениях эффективности атак  $\varepsilon \gg 1$ ;  $\varepsilon_1 = 13$ ;  $\varepsilon_2 = 12,97$

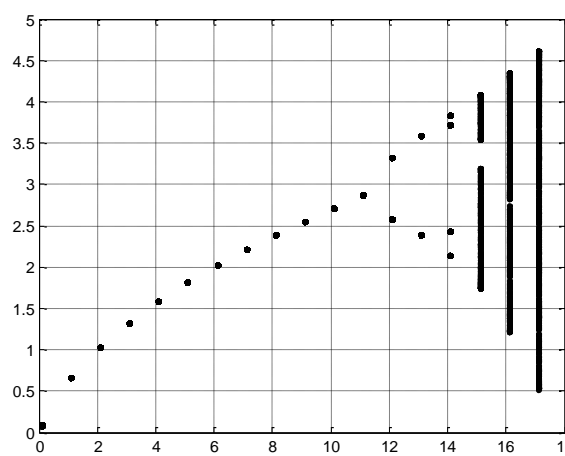


Рис. 8. Фазовый портрет динамической системы при  $T_d = 0,1$

Судя по фазовому портрету, при  $T_d = 0,1$  (рис. 8) неравновесное состояние наступает при эффективности угроз  $\varepsilon = 11$ , что по сравнению с предыдущим примером при  $T_d = 1$  почти на порядок больше. Как показал анализ, при больших эффективностях атак необходим меньший интервал дискретизации для поддержания системы в равновесном состоянии.

## Выводы

В работе найдено дальнейшее развитие теоретико-игровой модели, где реализована антагонистическая стратегия. На основании создания базы данных уязвимости программного обеспечения удастся поставить задачу прогнозирования наиболее

эффективных угроз информационной безопасности конкретного объекта атаки. Задача прогноза может быть поставлена как игра двух лиц: атакующего и защищающегося. Адекватность такой постановки задачи следует из возможности рассмотрения плоскости платежной матрицы игры как поля состояний объекта в процессе изменения его состояний.

Получены результаты анализа неравновесных состояний в группировке сети, позволяющие доказать возможность наличия равновесных состояний и определить границы устойчивости функционирования динамических взаимодействующих сетей при различных значениях эффективности угроз и различных интервалах дискретизации. Анализ показал, что при большой эффективности атак необходим меньший интервал дискретизации для поддержания системы в равновесном состоянии.

### Список литературы:

1. *Партыка Т.Л., Попов И.И.* Информационная безопасность. Учебное пособие для студентов учреждений среднего профессионального образования. – М.: ФОРУМ: ИНФРА-М, 2002. – 368 с.
2. *Коляденко Ю.Ю., Лукинов И.Г.* Модель выявления и устранения уязвимостей в программно-конфигурируемых сетях связи на основе аппарата марковских процессов // Радиотехника Всеукр. межвед. научн.-техн. сб. – 2017. – Вып. 189. – С. 148-154.
3. *Kolyadenko Yu.Yu., Lukinov I.G.* A model for disclosure and elimination of vulnerabilities in the software-defined communication networks based on the markovian processes // Telecommunications and Radio Engineering. – 2018. – № 77(4). – P. 327-336. DOI: 10.1615/TelecomRadEng.v77.i4.40
4. *Коляденко Ю.Ю., Білоусова К.Е.* OpenFlow-based software-defined networking // Technology audit and production reserves. – 2016. – № 2 (28). – С. 9-13.
5. *Коляденко Ю.Ю., Білоусова К.Е.* Организация программно-конфигурируемой сети на базе протокола OpenFlow // Технологический аудит и резервы производства. – 2016. – № 2(2). – С. 9-13.
6. *Коляденко Ю.Ю., Білоусова К.Е.* Программно-конфигурируемые сети на базе протокола OpenFlow и их характеристики // ScienceRise. – 2016. – № 2 (20). – С. 11-16.
7. *Коляденко Ю.Ю., Лукинов И.Г.* Модель распределенных атак в программно-конфигурируемых сетях связи // Вестник ЮУрГУ. Серия «Компьютерные технологии, управление, радиоэлектроника». – 2017. – Т. 17, № 3. – С. 34-43.
8. *Лукацкий А.* Информационная безопасность 2015 // ИТ-безопасность. Стандарты. Средства защиты. Мероприятия. – 2013. – № 12. – С.64-69.
9. *Коляденко Ю.Ю.* Анализ взаимодействия и фазовые состояния группировки радиоэлектронных средств систем абонентского радиодоступа // Прикладная радиоэлектроника. – 2004. – Т. 3, №3. – С. 37-42.
10. *Коляденко Ю.Ю., Величко Т.В.* Модель динамики неравновесных состояний при распределении ресурсов в сети абонентского радиодоступа // Радиотехника. – 2005. – Вып. 142. – С. 34-39.
11. *Лесик Р.А.* Теоретико-игровая модель атак в городских беспроводных сетях // Материалы XVII Международного молодежного форума «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке». – Харьков, 2013. – С. 103-104.

УДК 057.087.1:621.391.26

# ИССЛЕДОВАНИЕ ИНФОРМАТИВНОСТИ ФАЗОВЫХ ДАННЫХ ГОЛОСОВОГО СИГНАЛА ПОЛЬЗОВАТЕЛЯ СИСТЕМЫ АУТЕНТИФИКАЦИИ



[Н.С. ПАСТУШЕНКО](#), [В.Г. ПЕДРО](#), [О.Н. ФАЙЗУЛАЕВА](#)

Харьковский национальный  
университет радиоэлектроники

**Abstract** – Ways to improve the efficiency of modern voice authentication systems in various access systems are investigated in the article. One of the main ways to increase the effectiveness of authentication systems under consideration is associated with the use of voice signal phase. The object of the research is the process of digital signal processing in voice authentication systems. The scientific problem of forming and using phase data of a voice signal of an authentication system is solved. The purpose of the research is to evaluate the informative value of phase data of a voice signal and determine their main characteristics. The formant information on the amplitude spectrum of the experimental voice signal was processed and its qualitative and quantitative characteristics were obtained. Then, the phase data of the analyzed signal were calculated, the features of their use were revealed, and the phase spectrum was obtained on the basis of the calculation results. Processing of the phase spectrum has shown that it is easier to select at least one and a half times bigger formant of a voice signal that can be used to authenticate a user. The approximation of the maxima of formants is performed using linear and quadratic polynomials. The qualitative and quantitative evaluation of the amplitude and phase spectra formant information has confirmed the hypothesis that the phase data are more informative. The presented research results should be used in voice authentication systems, in improving speech recognition systems, as well as in solving speaker identification problems.

**Анотація** – У роботі досліджуються напрямки підвищення ефективності сучасних систем голосової аутентифікації в різних системах доступу. Один з основних напрямків підвищення ефективності розглянутих систем аутентифікації пов'язаний з використанням фази голосового сигналу. Об'єктом дослідження є процес цифрової обробки сигналів у системах голосової аутентифікації. Вирішується наукове завдання формування й використання фазових даних голосового сигналу системи аутентифікації. Метою досліджень є оцінка інформативності фазових даних голосового сигналу й визначення їхніх основних характеристик. Якiсна й кількісна оцінка формантної інформації амплітудного й фазового спектрів підтвердила гіпотезу про більшу інформативність фазових даних. Представлені результати досліджень доцільно використовувати в системах голосової аутентифікації, удосконалювання систем розпізнавання мови, а також при рішенні завдань ідентифікації диктора.

**Аннотация** – В работе исследуются направления повышения эффективности современных систем голосовой аутентификации в различных системах доступа. Одно из основных направлений повышения эффективности рассматриваемых систем аутентификации связано с использованием фазы голосового сигнала. Объектом исследования является процесс цифровой обработки сигналов в системах голосовой аутентификации. Решается научная задача формирования и использования фазовых данных голосового сигнала системы аутентификации. Целью исследований является оценка информативности фазовых данных сигнала и определение их основных характеристик. Качественная и количественная оценка формантной информации амплитудного и фазового спектров подтвердила гипотезу о большей информативности фазовых данных. Представленные результаты исследований целесообразно использовать в системах голосовой аутентификации, совершенствования систем распознавания речи, а также при решении задач идентификации диктора.

## Введение

Число киберпреступлений в области инфокоммуникаций значительно растет, и главное – они становятся все более изощренными. Так, согласно годовому отчету по кибербезопасности Cisco 2018 [1], значительно возросло распространение вредоносного программного обеспечения (в частности, программ-вымогателей – ransomware), объемы передаваемого зашифрованного веб-трафика злоумышленников, увеличилось количество угроз со стороны электронной почты. Кроме того, необходимо отметить преступное использование облачных сервисов и других легитимных сете-

вых ресурсов, а также использование уязвимостей технологии Интернет вещей (Internet of Things, IoT) для осуществления атак DDoS.

Для защиты финансовых ресурсов и конфиденциальной информации широко применяются пин-коды, пароли, идентификационные карточки, с помощью которых производится аутентификация пользователя. Однако, эти средства защиты не отличаются совершенством, поскольку их можно потерять или подделать. Поэтому в настоящее время широко используется биометрическая аутентификация пользователя, которая является решением вышеперечисленных проблем.

Первоначально основное внимание уделялось статическим биометрическим признакам (отпечатки пальцев, форма и размеры лица, узор радужной оболочки и сетчатки глаз), которые ранее плодотворно использовались в криминалистике. Из-за простой подделки и ограниченного объема анализируемых данных в последнее время в системах доступа предпочтение отдается динамическим (поведенческим) биометрическим признакам, и в первую очередь, голосовому сигналу.

Принцип работы систем голосовой аутентификации следующий. При регистрации в системе пользователь демонстрирует свои биометрические признаки (в данном случае голос). Эти признаки обрабатываются специальным алгоритмом и формируется шаблон пользователя, который хранится в соответствующей базе. Этот шаблон используется для проверки идентичности каждого, кто выдает себя за соответствующего пользователя. При прохождении процесса аутентификации пользователь произносит некий текст, который формируется системой аутентификации. В зависимости от совпадения или несовпадения совокупности предъявленных признаков с зарегистрированными в контрольном шаблоне предъявивший их признается законным (при совпадении) или незаконным (при несовпадении) пользователем.

Первое преимущество систем голосовой аутентификации перед другими биометрическими методами, основанными на анализе отпечатков пальцев или сетчатки глаза, состоит в возможности получения и проверки биометрических данных без применения специализированных и дорогостоящих технологий: достаточно иметь телефон или микрофон, подключенный к компьютеру. Таким образом, голосовая аутентификация не требует применения специализированного дорогостоящего оборудования. Все, что нужно – обычный микрофон. В отличие от других биометрических систем контроля доступа, голосовая аутентификация может производиться удаленно через телефонную сеть, Интернет, корпоративные сети.

И главное, в рассматриваемых системах аутентификации существует возможность оперативно изменять и наращивать контрольную фразу, а также использовать современные достижения цифровой обработки сигналов, которые широко и эффективно используются в радиолокации и радиосвязи. Указанное выше позволяет существенно улучшить качественные характеристики современных систем голосовой аутентификации, которые базируются на анализе амплитуды и частоты голосового сигнала, а фазу, как известно, традиционно игнорируют [2]. В то же время, давно известно, что фазовые данные сигнала являются более информативными [3]. Данная работа является продолжением исследований, которые представлены в [4], где авто-

ры обращали внимание на важность фазовой информации при обработке голосового сигнала.

Цель данной работы – исследование информативности фазовых данных голосового сигнала и их непротиворечивости амплитудно-частотной информации. Объект исследования – процесс цифровой обработки голосового сигнала пользователя системы аутентификации.

## **I. Методика и результаты исследований**

В настоящее время при голосовой аутентификации рассчитывается амплитудный спектр, и по нему выявляются признаки пользователя в области низких частот (100 – 300 Гц), на частотах 4 – 5 и 6,5 – 7,8 кГц, а также в небольшой области – в районе 1 кГц [5-7].

При этом основное внимание уделяется анализу огибающей спектра и его среднему наклону, формантным частотам и их полосам, а также кепстру. Как известно, кепстр описывает форму огибающей спектра сигнала, в которой интегрируются характеристики источников возбуждения (голосового, турбулентного и импульсного) и формы речевого тракта. В экспериментах, в том числе, и по субъективному распознаванию голоса, было установлено, что огибающая спектра сильно влияет на узнаваемость голоса [5].

Поэтому в дальнейшем рассчитаем амплитудно-частотный спектр по экспериментальному голосовому сигналу пользователя системы аутентификации и в области низких частот выделим формантные частоты, а также построим их огибающую. Следующим шагом будет восстановление квадратурной составляющей голосового сигнала и расчет его фазовых данных. Затем необходимо откорректировать фазовые данные и построить фазовый спектр. Последний шаг – выполним указанные выше операции с фазо-частотным спектром анализируемого сигнала.

Анализу будем подвергать экспериментальный голосовой сигнал пользователя системы аутентификации, который произносил цифру «один». Частота дискретизации – 64 кГц и отношение сигнал/шум – более 20 дБ.

Анализируемый сигнал и его амплитудно-частотный спектр представлены на рис. 1. При этом спектр сигнала ограничим сверху границей канала тональной частоты, чтобы более качественно выполнить анализ последовательности основных формант.

Результаты обработки формантной информации этого спектра представлены в табл. 1. Ярко выраженными в спектре являются четыре форманты, а пятая имеет очень низкий уровень спектральной мощности (несколько децибел). Частота основного тона составляет 243 Гц. Вторая форманта имеет частоту в два раза выше. К сожалению, последующие форманты не кратны частоте основного тона [8].

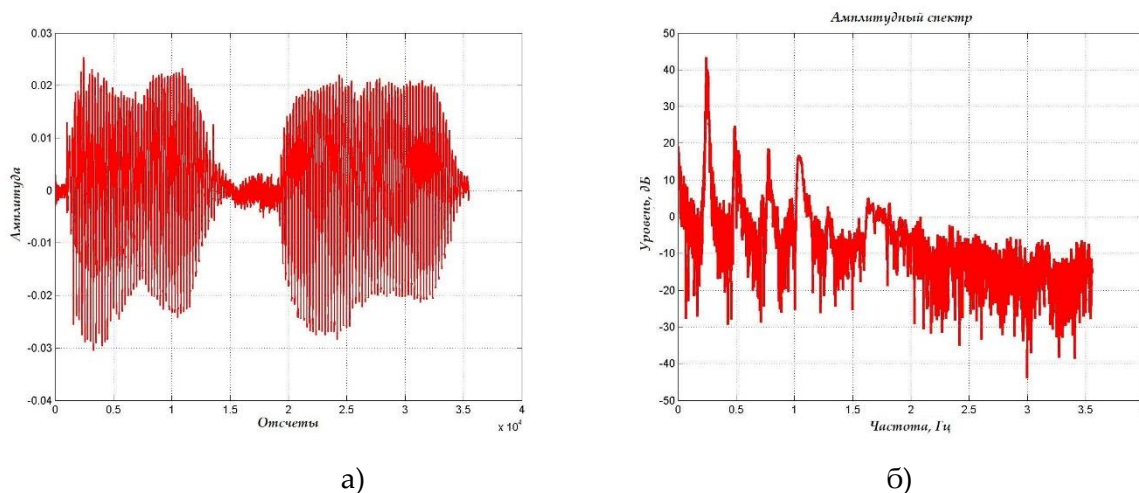


Рис. 1. Голосовой сигнал цифры «1» (а) и его короткий спектр (б)

Таблица 1. Характеристики формант амплитудного спектра

Уровень, дБ	43,4	24,6	18,6	14,2
Частота, Гц	243	486	776	1025

Проведем расчет и анализ фазового спектра рассматриваемого сигнала. При этом надо сделать ряд замечаний. Фаза голосового сигнала не регистрируется. Поэтому ее, как правило, рассчитывают программно-алгоритмически. Для этого можем воспользоваться преобразованием Гильберта [9]

$$y(t) = \frac{1}{2} \int_{-\infty}^{\infty} \frac{x(\tau)}{\pi(t-\tau)} d\tau,$$

где  $x(t)$  – зарегистрированный голосовой сигнал;  $y(t)$  – квадратурная (мнимая) составляющая аналитического сигнала;  $t$  – независимая переменная, которая имеет физический смысл единицы времени;  $\tau$  – переменная интегрирования.

Далее можем рассчитать фазу голосового сигнала с помощью следующего соотношения

$$\varphi(t) = \arctg \frac{y(t)}{x(t)}.$$

К сожалению, функция  $\arctg$  выдает значения угла в диапазоне от  $-\pi/2$  до  $\pi/2$ . Поэтому для определения правильного значения фазового угла, который у голосового сигнала изменяется в пределах от 0 до  $2\pi$ , необходимо угол  $\varphi(t)$  соответствующим образом откорректировать. В противном случае фазовый спектр будет некорректным.

Теперь проанализируем фазовый спектр анализируемого сигнала. На рис. 2 представлены два спектра. Разница представленных фазовых спектров заключается в следующем. На рис. 2 а) представлен спектр, который рассчитан на основе угловых

данных, полученных по значениям на выходе функции  $\arctg$ . На данном рисунке нарушен порядок отображения формант, характер которых должен соответствовать изображению формант на рис. 1 б). На рис. 2 б) представлен фазовый спектр откорректированного фазового угла, который будем рассматривать ниже.

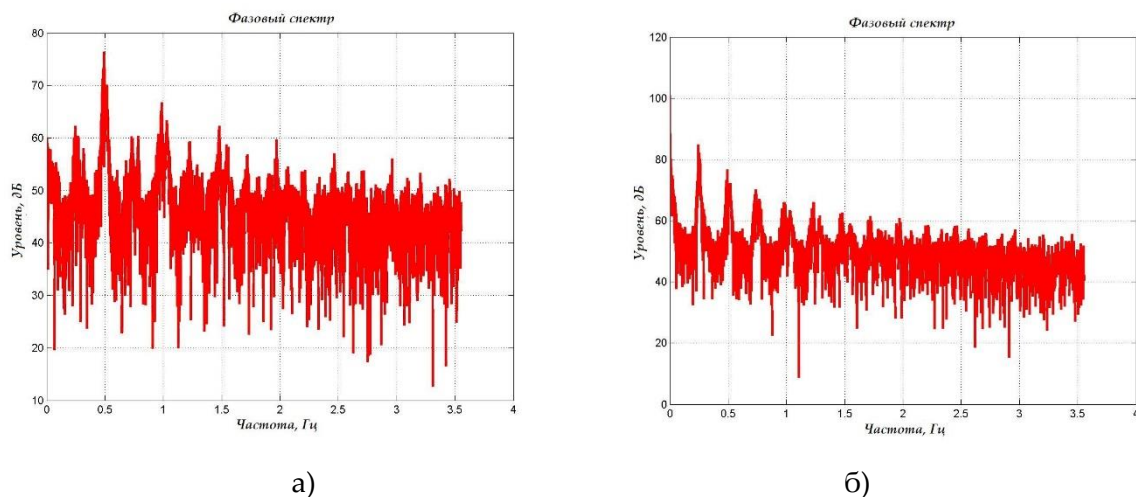


Рис. 2. Фазовый спектр голосового сигнала: а) на выходе функции  $\arctg$  ;  
б) откорректированный угол

Результаты обработки формантной информации фазового спектра представлены в табл. 2. В данном спектре можно выделить шесть формант, а седьмая и восьмая имеют незначительное энергетическое отличие. Частота основного тона, как и в амплитудном спектре, составляет 243 Гц.

Уровень спектральной плотности выделенных максимумов в разы превышает уровень максимумов амплитудного спектра, что существенно упрощает процедуру их выделения. Количество выделенных формант у фазового спектра в полтора раза больше. Отмеченное выше свидетельствует о большей информативности фазового спектра голосового сигнала.

Таблица 2. Характеристики формант фазового спектра

Уровень, дБ	84,9	76,7	70,3	65	64	62
Частота, Гц	243	492	738	990	1217	1450

Теперь выполним аппроксимацию выделенных максимумов анализируемых спектров с помощью полиномов различной степени (построим огибающую спектра). В качестве критерия для выбора коэффициентов полинома будем использовать метод наименьших квадратов. Графики аппроксимации максимумов формант с помощью полиномов первой и второй степени представлены на рис. 3.

При этом на рисунках показано следующее: зелеными точками обозначены координаты максимумов формантных частот; сплошной красной линией – полином первой степени; штриховой синей кривой – полиномом второй степени. Сумма

квадратов невязок для амплитудного спектра составляет: 4,6 – линейный полином; 1,9 – квадратичный полином.

Для фазового спектра указанные величины имеют значения 0,9 и 0,06 соответственно. Следует отметить, что квадратичный полином с высоким качеством аппроксимирует максимумы формант фазового спектра.

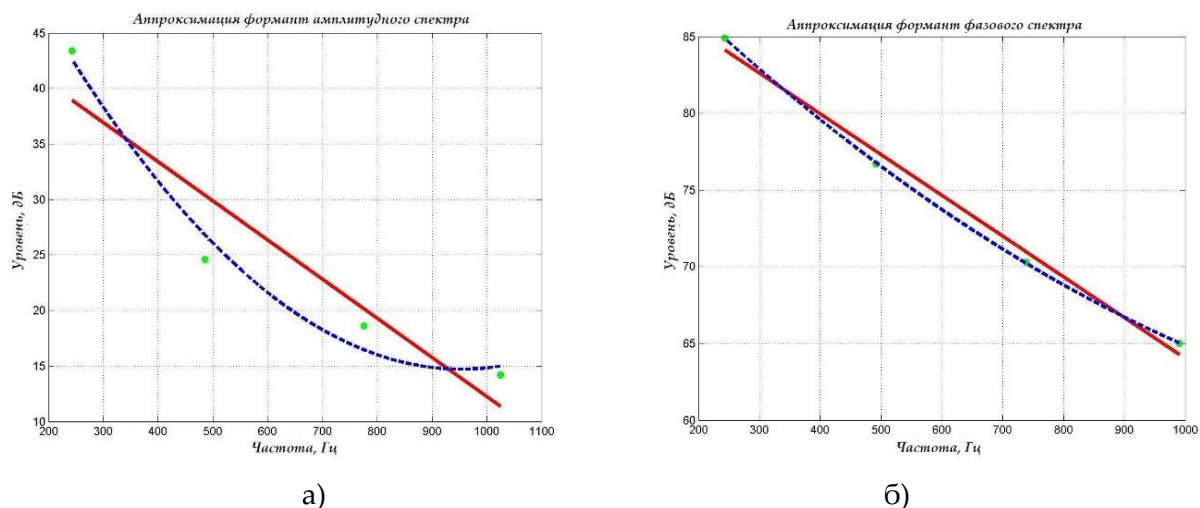


Рис. 3. Аппроксимация максимумов формант: а) амплитудного спектра; б) фазового спектра

Теперь оценим, как согласуются данные фазового и амплитудного спектров с помощью критерия хи-квадрат ( $\chi^2$ ). При этом данные амплитудного спектра будем считать теоретическими. С этой целью для указанных полиномов рассчитаем значения уровня спектральной мощности в точках от 200 Гц до 1000 Гц с шагом в 100 Гц. Затем для рассчитанных значений выполним нормировку с помощью соотношения

$$\beta(z) = \frac{z - z_{\min}}{z_{\max} - z_{\min}}.$$

В результате мы получим анализируемые данные, которые приведены к интервалу от 0 до 1, что позволит воспользоваться критерием  $\chi^2$ . Результаты расчетов представлены в табл. 3.

Анализ данных, представленных в табл. 3, свидетельствует о равенстве данных для линейных полиномов амплитудного и фазового спектров, т.е. огибающие спектров имеют одинаковые коэффициенты. Последнее свидетельствует о равенстве характеристик рассматриваемых спектров.

Для квадратичного полинома воспользуемся критерием хи-квадрат. Результаты расчетов показывают, что экспериментальное значение функции  $\chi^2$  равно 1,71. Сравнение указанной величины с табличной при уровне значимости равным 0,01, говорит о том, что полученные результаты не дают повода сомневаться в соответствии квадратичной аппроксимации фазового и амплитудного спектров в области низких частот.

Таблица 3. Результаты аппроксимации формант

Частота, Гц	Амплитудный спектр, дБ		Фазовый спектр, дБ	
	Линейный полином	Квадратичный полином	Линейный полином	Квадратичный полином
200	1	1	1	1
300	0,88	0,75	0,88	0,84
400	0,75	0,54	0,75	0,68
500	0,63	0,36	0,63	0,54
600	0,5	0,22	0,5	0,41
700	0,38	0,11	0,38	0,29
800	0,25	0,04	0,25	0,18
900	0,125	0,001	0,125	0,08
1000	0	0	0	0

## Выводы

В проведенных исследованиях оценивалась информативность фазовых данных голосового сигнала пользователя системы аутентификации. Установлено, что при использовании фазовых данных обязательной процедурой должна быть коррекция угловых данных на выходе функции  $\arctg$  к диапазону от 0 до  $2\pi$ . В противном случае получим искаженные результаты.

Уровень спектральной мощности формантных максимумов фазового спектра в несколько раз превышает максимумы амплитудного спектра, что существенно упрощает процедуры их выделения. Количество выделяемых формант в фазовом спектре в полтора раза больше по сравнению с амплитудным спектром.

Выполнена аппроксимация максимумов формант с помощью линейных и квадратичных полиномов. Аппроксимация линейными полиномами дает идентичные результаты, т.е. наклон кривых одинаков. Аппроксимация для квадратичных полиномов дает результаты, которые согласуются по критерию  $\chi^2$ . При этом аппроксимация квадратичным полиномом очень точно совпадает с экспериментальными данными фазового спектра голосового сигнала.

Таким образом, фазовый спектр в области низких частот (до 1100 Гц) имеет большую информативность по отношению к амплитудному. Поэтому использование фазовой информации голосового сигнала пользователя может существенно улучшить качественные характеристики систем аутентификации.

Дальнейшие исследования будут ориентированы на поиск отличительных признаков пользователя по фазовой информации его голосового сигнала.

## Список литературы:

1. Отчет Cisco по информационной безопасности за 2018 год. – 68 с – Режим доступа: [https://www.cisco.com/c/dam/global/ru\\_ru/assets/offers/assets/cisco\\_2018\\_acr\\_ru.pdf](https://www.cisco.com/c/dam/global/ru_ru/assets/offers/assets/cisco_2018_acr_ru.pdf).
2. *Beigi H.* Fundamentals of Speaker Recognition. – NY: Springer, 2011. – 1029 с.

3. *Оттенхейм А.В., Лим Дж.С.* Важность фазы при обработке сигналов // ТИИЭР. – 1981. – Т. 69, № 5. – С. 39–54.

4. *Павленко И.С.* Исследование фазовых характеристик голосового сигнала пользователя системы аутентификации [Электронный ресурс] / И.С. Павленко, Н.С. Пастушенко, О.Н. Файзулаева // Проблемы телекоммуникаций. – 2017. – № 2 (21). – С. 52 - 60. – Режим доступа к журн.: [http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172\\_pavlenko\\_signal.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_pavlenko_signal.pdf).

5. *Сорокин В.Н.* Распознавание личности по голосу: аналитический обзор // Информационные процессы. – 2012. – Т. 12, № 1. – С. 1–30.

6. *Besacier L., Bonastre J.-F.* Subband architecture for automatic speaker recognition // Signal Process. – 2000. – V. 80. – P. 1245–1259.

7. *Lu X., Dang J.* An investigation of dependencies between frequency components and speaker characteristics for text-independent speaker identification // Speech Communication. – 2007. – V. 50, N 4. – P. 312–322.

8. *Фант Г.* Акустическая теория речеобразования / Г. Фант. Пер.с англ. – М.: Наука, Главная редакция физико-математической литературы, 1964. – 284 с.

9. *Бендат Дж., Пирсол А.* Прикладной анализ случайных данных: Пер. с англ. – М.: Мир, 1989. – 540 с.

УДК 621.391

# ИССЛЕДОВАНИЕ МЕТОДА РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ЧАСТОТНО-ВРЕМЕННОГО РЕСУРСА НИСХОДЯЩЕГО КАНАЛА LTE ПРИ ИСПОЛЬЗОВАНИИ RAT 1



[А.М. Аль-Дулайми](#)

Университет Аль-Фарахиди, Ирак



[С.В. ГАРКУША](#)

Полтавский университет экономики и торговли



[М.Х. Аль-Дулайми](#)

Университетский колледж Аль-Рафидаин, Ирак

*Abstract – A research on the previously proposed method for allocation of time-frequency resource of the LTE downlink has been conducted. The method is based on the solution of the optimization problem on the allocation of resource blocks in the downlink LTE technology, which corresponds to the RAT 1 scheme. The advantage of the method is that the allocation of resource blocks of the downlink LTE is carried out in a balanced manner taking into account the signal-interference environment, type and level of bandwidth requirements. The results of the comparative analysis confirmed the effectiveness of this method. A number of numerical examples have shown that using the method allows to increase the bandwidth of the LTE network from 16-20% to 33-47% compared to the known solutions presented by the Max C/I Ratio, Round Robin and Proportional Fair algorithms. The article offers recommendations for the practical implementation of the proposed solution and presents a variant of the multi-level functional architecture for the block of allocation of the time-frequency resource of the downlink LTE network.*

*Анотація – Проведено дослідження раніше запропонованого методу розподілу частотно-часового ресурсу нисхідного каналу LTE, який відповідає схемі RAT 1. Результати порівняльного аналізу підтвердили ефективність даного методу. На ряді числових прикладів показано, що використання методу дозволяє підвищити пропускну здатність мережі LTE від 16-20% до 33-47% у порівнянні з відомими рішеннями, представленими алгоритмами Max C/I Ratio, Round Robin і Proportional Fair.*

*Аннотация – Проведено исследование ранее предложенного метода распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE, соответствующего схеме RAT 1. Результаты сравнительного анализа подтвердили эффективность данного метода. На ряде численных примеров показано, что использование метода позволяет повысить пропускную способность сети LTE от 16-20% до 33-47% по сравнению с известными решениями, представленными алгоритмами Max C/I Ratio, Round Robin и Proportional Fair.*

## Введение

Технология LTE занимает ведущее место на рынке телекоммуникаций и рассматривается как эффективное решение при построении телекоммуникационных сетей четвертого поколения (4G). По мнению разработчиков технология LTE обеспечивает высокий уровень энергоэффективности решений, широкую функциональность и роуминг; поддерживает взаимодействие с другими радиотехнологиями доступа; обеспечивает улучшенные пиковые скорости передачи данных и более высо-

кие показатели безопасности системы в целом для предоставления пользователям новых сервисов и служб [1, 2].

При этом эффективность использования технологии LTE зависит не только от величины доступной в нисходящем канале связи (DownLink) пропускной способности, но и от механизмов распределения этого ресурса на базовой станции (eNodeB) между запросами отдельных пользовательских станций (User Equipment, UE) [3-8]. Формирование пропускной способности нисходящего канала связи LTE и дальнейшее управление ею, в свою очередь, во многом зависит от порядка распределения частотного и временного ресурса, к которому относятся поднесущие, ресурсные блоки, символы, слоты, подкадры, кадры и др. Основным недостатком существующих средств управления сетевым ресурсом нисходящего канала связи в технологии LTE является то, что они основываются преимущественно на учете лишь параметров сигнално-помеховой обстановки, например, отношения «сигнал-шум» (Signal-to-Noise Ratio, SNR), от значения которого зависит выбор схемы адаптивной модуляции и кодирования сигналов.

Однако обеспечение мультисервисного доступа с помощью технологии LTE подразумевает необходимость более полного и согласованного учета состояния радиосети: параметров сигнално-помеховой обстановки, объемов доступного канального ресурса (ширины канала, числа поднесущих и ресурсных блоков) и поддерживаемых типов его распределения, требований пользователей к типу и уровню качества обслуживания, а также обеспечения максимально возможных показателей эффективности сети на основе оптимального управления канальным ресурсом. Наиболее полно удовлетворить перечисленные требования можно, лишь обладая адекватными математическими моделями и методами управления сетевым ресурсом нисходящего канала LTE, на которых бы в дальнейшем основывались соответствующие технологические решения. В этой связи возникает актуальная задача, которая заключается в оптимизации процесса распределения сетевого ресурса нисходящего канала технологии LTE на основе усовершенствования соответствующих математических моделей и методов [9-19]. Целью данной статьи является исследование ранее предложенного в работах [9, 10] метода распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE и проведение сравнительного анализа полученных результатов с технологическими алгоритмами, которые используются на практике

## **I. МЕТОД РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ЧАСТОТНО-ВРЕМЕННОГО РЕСУРСА НИСХОДЯЩЕГО КАНАЛА LTE, СООТВЕТСТВУЮЩИЙ СХЕМЕ RAT 1.**

В соответствии со стандартами 3GPP [3-8] при реализации первого типа распределения ресурсов (RAT 1) ресурсные блоки (RBs) объединяются в группы ресурсных блоков (RBGs). Кроме того, при использовании RAT 1 все множество ресурсных блоков делится на несколько непересекающихся подмножеств (subsets), число которых ( $N_{RB}^{DL}$ ) определяется размером RBG через параметр  $P$  [9, 10]:

$$P = \begin{cases} 1, & \text{при } N_{RB}^{DL} \leq 10; \\ 2, & \text{при } N_{RB}^{DL} = 11 \div 26; \\ 3, & \text{при } N_{RB}^{DL} = 27 \div 63; \\ 4, & \text{при } N_{RB}^{DL} = 64 \div 110. \end{cases} \quad (1)$$

Для определения количества ресурсных блоков в подмножествах при использовании технологии LTE предложено использовать следующее выражение [9, 10]:

$$N_{RB}^{RBGsubset}(p) = \begin{cases} \left\lfloor \frac{N_{RB}^{DL} - 1}{P^2} \right\rfloor P + P, \\ \text{при } p < \left\lfloor \frac{N_{RB}^{DL} - 1}{P} \right\rfloor \bmod P; \\ \left\lfloor \frac{N_{RB}^{DL} - 1}{P^2} \right\rfloor P + (N_{RB}^{DL} - 1) \bmod P + 1, \\ \text{при } p = \left\lfloor \frac{N_{RB}^{DL} - 1}{P} \right\rfloor \bmod P; \\ \left\lfloor \frac{N_{RB}^{DL} - 1}{P^2} \right\rfloor P, \\ \text{при } p > \left\lfloor \frac{N_{RB}^{DL} - 1}{P} \right\rfloor \bmod P, \end{cases} \quad (2)$$

где  $N_{RB}^{RBGsubset}(p)$  – мощность  $p$ -го подмножества (subset);  $p$  – текущее количество ресурсных блоков RB в подмножестве, для которого выполняется расчет мощности ( $p = \overline{0, P-1}$ );  $N_{RB}^{DL}$  – количество ресурсных блоков RB, формирующихся при передаче одного временного слота. В технологии LTE количество ресурсных блоков зависит от ширины полосы пропускания частотного канала и может иметь значения 6, 15, 25, 50, 75 и 100.

В рассматриваемом методе предполагаются известными следующие исходные данные:

$N$  – количество пользовательских станций;

$K_s$  – количество поднесущих для передачи данных в одном ресурсном блоке. Этот параметр зависит от частного разнесения между поднесущими  $\Delta f$  и должен удовлетворять условию  $K_s \Delta f = 180$  кГц.  $K_s$  может быть равен 12 и 24, которые соответствуют частотному разнесению между поднесущими  $\Delta f$  в 15 кГц и 7,5 кГц соответственно;

$N_{sym}^{RB}$  – количество символов, формирующих один ресурсный блок;

$T_{RB} = 0,5$  мс – время передачи одного ресурсного блока;

$T_{SF} = 1$  мс – время передачи одного подкадра;

$N_{SF}^{RB}=2$  – количество RB, которые формируются на одинаковых поднесущих и выделяются пользовательской станции на протяжении передачи одного подкадра;

$R_c^n$  – скорость кода, который используется при кодировании сигнала  $n$ -й пользовательской станции;

$k_b^n$  – битовая загрузка символа  $n$ -й UE; тип разделения каналов (частотное или временное – FDD/TDD), а также конфигурация используемого кадра;

$R_{req}^n$  – требуемая битовая скорость передачи данных для  $n$ -й UE;

$K$  – количество подкадров, используемых для передачи информации в нисходящем канале;

$M = \max(N_{RB}^{RBsubset})$  – максимальный размер подмножеств ресурсных блоков.

При решении задачи управления частотно-временным ресурсом, а фактически распределения пропускной способности нисходящего канала технологии LTE, с использованием RAT 1 в рамках предлагаемого метода необходимо провести расчет булевых управляющих переменных ( $x_n^{m,p}$ ), которые определяют порядок распределения ресурсных блоков:

$$x_n^{m,p} = \begin{cases} 1, & \text{если } m\text{-й RB } p\text{-го подмножества выделяется } n\text{-ой UE;} \\ 0, & \text{в противном случае,} \end{cases} \quad (3)$$

где  $m = \overline{0, M-1}$ ;  $p = \overline{0, P-1}$ ;  $n = \overline{1, N}$ .

В общем случае при определении искомым переменных  $x_n^{m,p}$  необходимо выполнить ряд условий, определяемых физическим смыслом решаемой технологической задачи:

1. Условие выделения каждого ресурсного блока не более одной пользовательской станции:

$$\sum_{n=1}^N x_n^{m,p} \leq 1, \quad (m = \overline{0, M-1}, p = \overline{0, P-1}). \quad (4)$$

2. Условие выделения  $n$ -й пользовательской станции ресурсных блоков только одного подмножества, которое вводится с целью учета требований 3GPP-стандартов относительно использования RAT 1:

$$x_n^{m,p} M + \sum_{\substack{j=0, t=0, \\ j \neq p, t \neq m}}^{P-1, M-1} x_n^{t,j} \leq M \quad \text{при } m = \overline{0, M-1}; p = \overline{0, P-1}; n = \overline{1, N}. \quad (5)$$

3. Условие предоставления заданного уровня QoS по пропускной способности  $n$ -й пользовательской станции, которое обеспечивается путем выделения необходимого числа ресурсных блоков в нисходящем канале связи:

$$\sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} x_n^{m,p} r_{n,m}^p \geq \delta_n R_{req}^n, \quad (n = \overline{1, N}), \quad (6)$$

где  $r_{n,m}^p = \frac{N_{symb}^{RB} N_{SF}^{RB} K_S R_c^n K_b^n K}{10T_{SF}}$  – пропускная способность, выделяемая  $m$ -м RB  $p$ -го подмножества  $n$ -й пользовательской станции, при

$$\delta_n = \begin{cases} 1, & \text{если для } n\text{-й UE необходимо гарантированное обслуживание;} \\ 0, & \text{в противном случае.} \end{cases}$$

Для обеспечения оптимальной балансировки выделяемого каждой пользовательской станции числа ресурсных блоков в модель введены дополнительные условия-ограничения на управляющие переменные  $x_n^{m,p}$ :

$$\frac{(Pr_n + 1)}{(CQI_n + 1)} \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} r_{n,m}^p x_n^{m,p} \geq \beta \cdot R_{req}^n, \quad (n = \overline{1, N}), \quad (7)$$

где  $\beta$  также является управляющей переменной, характеризующей нижнее пороговое значение степени удовлетворения запросов пользователей относительно требуемого уровня качества обслуживания QoS по битовой скорости передачи (Bit Rate).

На введенную переменную накладываются следующие ограничения:

$$\beta \geq 0. \quad (8)$$

С целью повышения качества обслуживания в LTE сети при решении задачи балансировки количества ресурсных блоков RB, выделяемых пользовательским станциям UE, необходимо максимизировать нижнее пороговое значение степени удовлетворения запросов пользователей относительно требуемого уровня качества обслуживания QoS по битовой скорости передачи, т.е.

$$\max_{x, \beta} \beta. \quad (9)$$

Таким образом, в основу рассматриваемого метода распределения частотно-временного ресурса сети LTE положено решение оптимизационной задачи по распределению ресурсных блоков в нисходящем канале технологии LTE, которая соответствует схеме RAT 1. Достоинством метода является то, что выделение ресурсных блоков нисходящего канала LTE осуществляется сбалансированно с учетом сигнально-помеховой обстановки, приоритета пользовательских станций, типа и уровня требований к пропускной способности, обеспечивает балансировку количества ресурсных блоков, выделяемых пользовательским станциям, в нисходящем канале связи LTE сети. Критерием оптимальности выступал максимум нижнего порога выделяемой пропускной способности каждой пользовательской станции (9), а в качестве ограничений при решении оптимизационной задачи выступают условия (3)-(8). Сформулированная оптимизационная задача принадлежит к классу задач смешанного целочисленного линейного программирования (MILP) вследствие того, что переменные (3) являются булевыми, а переменная балансировки (8) должна принимать положительные вещественные значения. Целевая функция (9) и ограничения (1)-(8) описываются линейными зависимостями.

## II. Сравнительный анализ предложенного метода и основных известных алгоритмов по показателю пропускной способности

Для оценки эффективности предложенного метода распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала связи LTE проведем сравнительный анализ получаемых на его основе решений с решениями, получаемыми с помощью известных алгоритмов Max C/I Ratio, Round Robin (RR), Proportional Fair (PF).

Как известно, алгоритм Max C/I Ratio ориентирован на выделение доступного частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE пользовательским станциям с наилучшими значениями SINR (Signal to Integer and Noise Ratio) [14, 15]. Алгоритм Round Robin Scheduler предполагает выделение всего доступного частотно-временного ресурса для каждой UE равномерно в карусельном режиме. Алгоритм Proportional Fair Scheduling, в свою очередь, осуществляет распределение доступного частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE пропорционально значениям SINR в направлении множества UE [14, 15].

Для проведения сравнительного анализа в качестве исходных принимались следующие данные с учетом пяти различных исследуемых случаев:

- количество пользовательских станций UE – 4 ( $N = 4$ );
- ширина полосы пропускания канала 3 МГц;
- количество ресурсных блоков RB – 15 ( $N_{RB}^{DL} = 15$ );
- битовые скорости передачи, требуемые для каждой пользовательской станции UE  $R_{req}^1, R_{req}^2, R_{req}^3, R_{req}^4$  (Мбит/с), указаны в соответствующем столбце табл. 1;
- приоритеты пользовательских станций UE ( $Pr_1, Pr_2, Pr_3, Pr_4$ ) также изменялись для различных условий распределения ресурсных блоков, принимая значения 1 и 2;
- значения параметра CQI указаны для каждого рассматриваемого случая в табл. 1;
- все пользовательские станции UE с типом обслуживания «негарантированная битовая скорость передачи» (Non GBR);
- количество ресурсных блоков в подмножествах  $M = \max(N_{RB}^{RBsubset}) = 8$  ( $0 \div 7$ );
- матрицы скоростей передачи, которые обеспечивают ресурсные блоки для подмножеств  $0 \div 1$  и пользовательских станций UE  $1 \div 4$ :

$$\|r_{n,k}^0\| = \begin{vmatrix} 0,1 & 0,3 & 0,2 & 0,5 & 0,4 & 0,7 & 0,1 & 0,3 \\ 0,6 & 0,7 & 0,7 & 0,1 & 0,2 & 0,3 & 0,6 & 0,7 \\ 0,8 & 0,9 & 0,7 & 0,1 & 0,6 & 0,7 & 0,8 & 0,9 \\ 0,1 & 0,3 & 0,2 & 0,5 & 0,4 & 0,7 & 0,1 & 0,3 \end{vmatrix}, \text{ та } \|r_{n,k}^1\| = \begin{vmatrix} 0,1 & 0,3 & 0,2 & 0,5 & 0,4 & 0,7 & 0,1 & 0 \\ 0,6 & 0,7 & 0,7 & 0,1 & 0,2 & 0,3 & 0,6 & 0 \\ 0,8 & 0,9 & 0,7 & 0,1 & 0,6 & 0,7 & 0,8 & 0 \\ 0,1 & 0,3 & 0,2 & 0,5 & 0,4 & 0,7 & 0,1 & 0 \end{vmatrix}.$$

Результаты расчетов для каждого примера приведены в табл. 1 с указанием порядка распределения пропускной способности нисходящего канала LTE для всех

пользовательских станций, номеров используемых подмножеств, а также количества и порядковых номеров выделяемых ресурсных блоков.

Таблица 1. Процедура выделения ресурсных блоков пользовательским станциям при изменении битовой скорости, приоритета и CQI

№	UE	$R_{req}$	$Pr$	CQI	$R_{all}$	Subset	Количество и номера используемых RB
1	UE1	1	1	1	2,4	0	6(1,4,5,8,9,13)
	UE2	1	1	1	2,6	1	4(2,3,6,14)
	UE3	1	2	1	1,6	0	2(0,12)
	UE4	1	2	1	1,6	1	3(7,10,11)
2	UE1	1	1	2	2,6	0	8(0,1,4,5,8,9,12,13)
	UE2	1	1	1	1,3	1	3(2,7,14)
	UE3	1	2	2	1,6	1	2(3,6)
	UE4	1	2	1	1,1	1	2(10,11)
3	UE1	1	1	1	1,1	1	3(6,7,10)
	UE2	1	1	2	2,2	1	4(2,3,11,14)
	UE3	1	2	3	1,7	0	2(12,13)
	UE4	1	2	4	2,2	0	6(0,1,4,5,8,9)
4	UE1	1	2	3	1,2	1	2(7,12)
	UE2	1	2	3	1,3	1	2(6,14)
	UE3	2	2	3	2,3	1	3(2,3,10)
	UE4	2	2	3	2,4	0	7(0,1,5,8,9,12,13)
5	UE1	1	2	4	1,2	1	2(7,11)
	UE2	2	2	4	2,1	1	4(2,6,10,14)
	UE3	2	1	4	4,1	0	5(0,1,9,12,13)
	UE4	0,5	1	4	1,1	0	3(4,5,8)

Далее условимся, что в рамках рассматриваемого случая для всех пяти расчетных примеров при использовании алгоритмов Max C/I Ratio, Round Robin (RR), Proportional Fair (PF) результаты распределения ресурсных блоков будут одинаковы, т.к. в данном случае не учитываются такие параметры, как требования по скорости, приоритет запросов пользовательских станций и значение CQI.

Результаты соответствующих расчетов приведены в табл. 2 – табл. 4.

Таблица 2. Результат выделения ресурсных блоков пользовательским станциям при использовании алгоритма Max C/I Ratio

UE	$R_{all}$ , Мбит/с	Subset	Количество и номера используемых RB
UE1	1,6	1	3(11,12,13)
UE2	2,6	1	4(8,9,10,14)
UE3	5,4	0	7(0,1,2,4,5,6,7)
UE4	0,5	0	1(3)

При этом, сравнивая результаты выделения пропускной способности нисходящего канала LTE при помощи предложенного метода и алгоритма Max C/I Ratio

(табл. 2), можно сделать вывод, что только в одном из пяти рассматриваемых случаев этот алгоритм удовлетворяет всем исходным требованиям, включая приоритет (пятый расчетный пример). В остальных случаях требования ни по выделяемой пропускной способности, ни по приоритету не выполняются. Кроме того, наибольшая пропускная способность нисходящего канала выделялась пользовательской станции с низшим приоритетом.

При использовании алгоритма Round Robin результат выделения пропускной способности нисходящего канала пользовательским станциям (табл. 3) не удовлетворяет требованиям по качеству обслуживания ни в одном из рассматриваемых расчетных примеров согласно процедуре выделения ресурсных блоков пользовательским станциям при изменении битовой скорости, приоритета и CQI.

Таблица 3. Результат выделения ресурсных блоков пользовательским станциям при использовании алгоритма Round Robin

UE	$R_{all}$ , Мбит/с	Subset	Количество и номера используемых RB
UE 1	0,575	1	7(8,9,10,11,12,13,14)
UE 2	0,975	0	8(0,1,2,3,4,5,6,7)
UE 3	1,375	0	8(0,1,2,3,4,5,6,7)
UE 4	0,575	1	7(8,9,10,11,12,13,14)

В свою очередь алгоритм Proportional Fair позволяет обеспечить выделение ресурса нисходящего канала LTE (табл. 4), удовлетворяющее требованиям по пропускной способности, только лишь в первых трех и пятом рассматриваемых расчетных примерах, а согласно требованиям по приоритетам – только в пятом примере.

Таблица 4. Результат выделения ресурсных блоков пользовательским станциям при использовании алгоритма Proportional Fair

UE	$R_{all}$ , Мбит/с	Subset	Количество и номера используемых RB
UE 1	1,2	0	2(3,5)
UE 2	2,6	1	4(8,9,10,14)
UE 3	4,7	0	6(0,1,2,4,6,7)
UE 4	1,6	1	3(11,12,13)

На рис. 1 –рис. 5 представлены результаты распределения пропускной способности нисходящего канала LTE для всех пяти расчетных примеров. Проведем анализ выигрыша при распределении пропускной способности нисходящего канала LTE, получаемого при использовании предложенной модели по сравнению с основными известными алгоритмами с низким QoS-требованием по пропускной способности (от 0,5 до 1 Мбит/с).

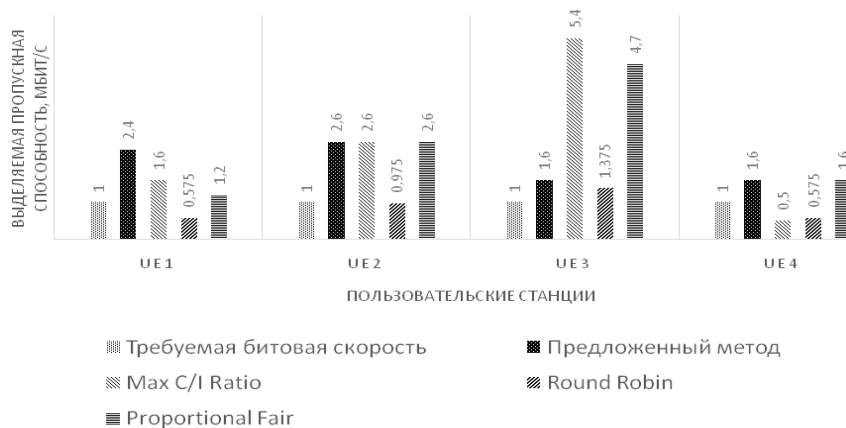


Рис. 1. Результаты распределения пропускной способности для первого расчетного примера

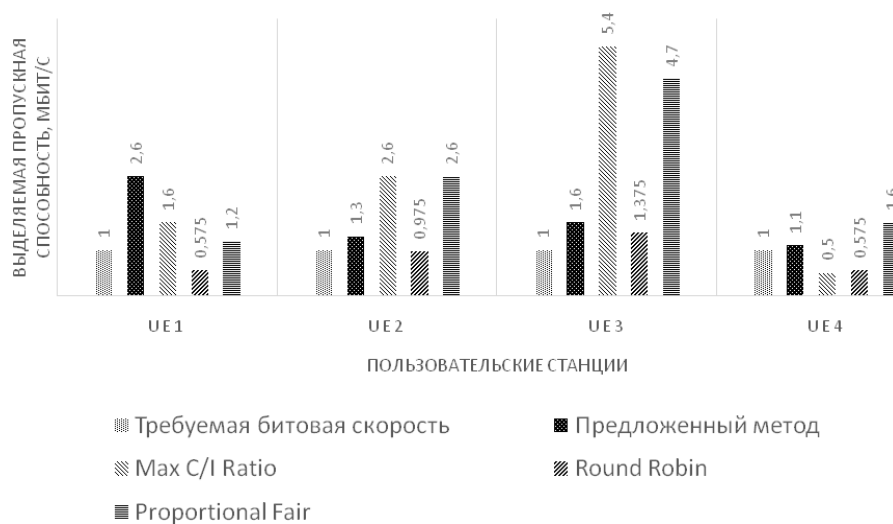


Рис. 2. Результаты распределения пропускной способности для второго расчетного примера

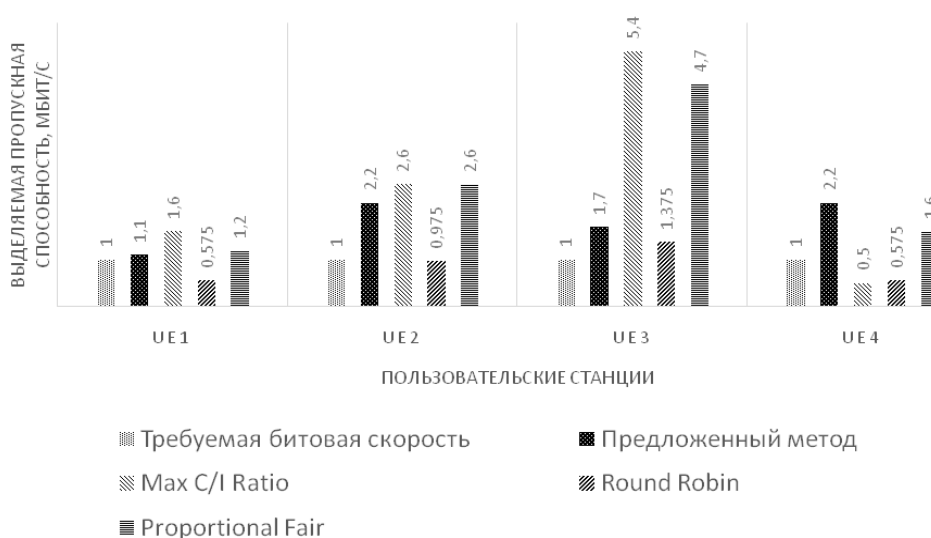


Рис. 3. Результаты распределения пропускной способности для третьего расчетного примера

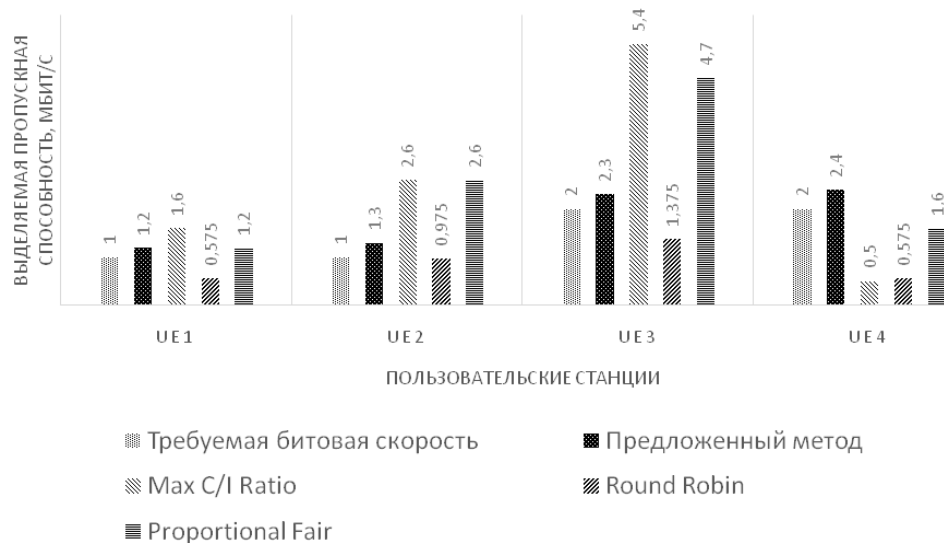


Рис. 4. Результаты распределения пропускной способности для четвертого расчетного примера

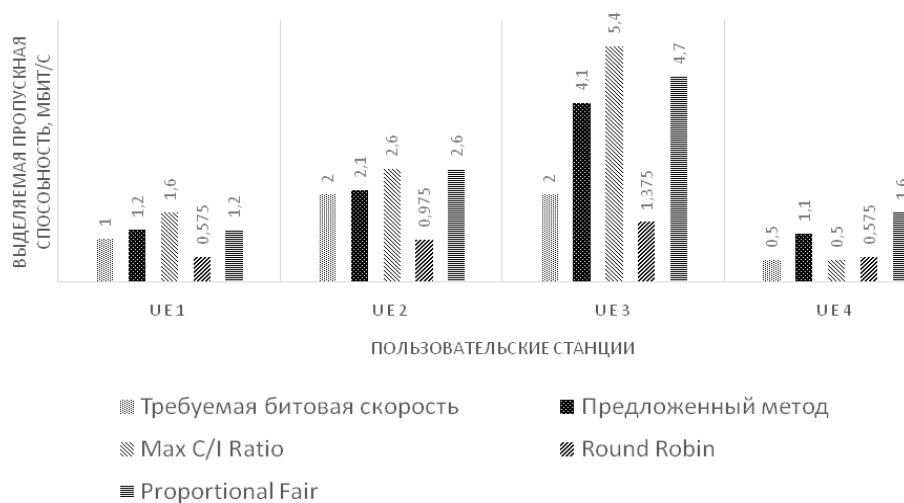


Рис. 5. Результаты распределения пропускной способности для пятого расчетного примера

Результаты сравнительного анализа сведены в табл. 5.

Таблица 5. Результаты расчета выигрыша при распределении пропускной способности нисходящего канала LTE при использовании предложенного метода по сравнению с известными алгоритмами

	UE	$R_{req}$ , Мбит/с	Выделение ресурсных блоков пользовательским станциям, $R_{all}$ , Мбит/с				Выигрыш по пропускной способности, раз		
			Метод	MaxC/IRatio	RR	PF	$\Delta$ MaxC/IRatio	$\Delta$ RR	$\Delta$ PF
1	UE1	1	2,4	1,6	0,575	1,2	1,5	4,17	2
	UE2	1	2,6	2,6	0,975	2,6	1	2,67	1
	UE3	1	1,6	5,4	1,375	4,7	0,3	1,16	0,34
	UE4	1	1,6	0,5	0,575	1,6	3,2	2,78	1
Среднее значение выигрыша							1,5	2,7	1,1
2	UE1	1	2,6	1,6	0,575	1,2	1,6	4,5	2,17
	UE2	1	1,3	2,6	0,975	2,6	0,5	1,3	0,5
	UE3	1	1,6	5,4	1,375	4,7	0,3	1,16	0,34
	UE4	1	1,1	0,5	0,575	1,6	2,2	1,9	0,69
Среднее значение выигрыша							1,15	2,23	0,92
3	UE1	1	1,1	1,6	0,575	1,2	0,69	1,91	0,92
	UE2	1	2,2	2,6	0,975	2,6	0,85	2,26	0,85
	UE3	1	1,7	5,4	1,375	4,7	0,3	1,24	0,36
	UE4	1	2,2	0,5	0,575	1,6	4,4	3,83	1,38
Среднее значение выигрыша							1,56	2,3	0,87
4	UE1	1	1,2	1,6	0,575	1,2	0,75	2,1	1
	UE2	1	1,3	2,6	0,975	2,6	0,5	1,3	0,5
	UE3	2	2,3	5,4	1,375	4,7	0,43	1,67	0,49
	UE4	2	2,4	0,5	0,575	1,6	4,8	4,17	1,5
Среднее значение выигрыша							1,62	2,3	0,87
5	UE1	1	1,2	1,6	0,575	1,2	0,75	2,1	1
	UE2	2	2,1	2,6	0,975	2,6	0,8	2,2	0,8
	UE3	2	4,1	5,4	1,375	4,7	0,76	2,98	0,87
	UE4	0,5	1,1	0,5	0,575	1,6	2,2	1,9	0,7
Среднее значение выигрыша							1,13	2,3	0,84

Согласно табл. 5., предложенная модель приводит к выигрышу по пропускной способности в сравнении с известными алгоритмами: от 1,13 до 1,62 раза для алгоритма Max C/I Ratio и от 2,23 до 2,7 – для Round Robin, что графически показано на рис. 6.

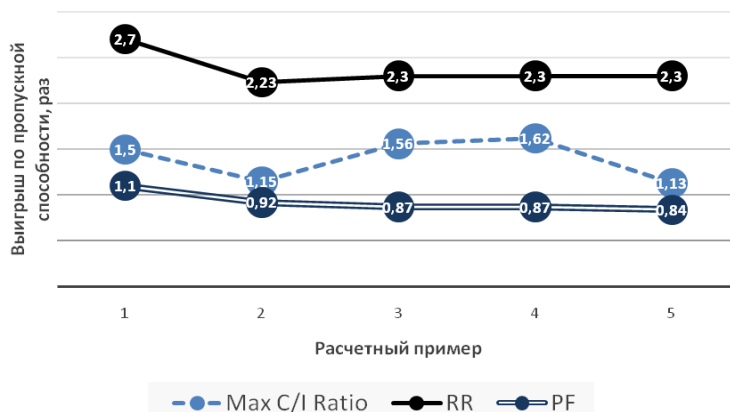


Рис. 6. Оценка выигрыша по пропускной способности нисходящего канала LTE при использовании предложенной модели по сравнению с известными алгоритмами (случай низких QoS-требований)

При сравнении результатов использования предложенной модели и Proportional Fair выигрыш по пропускной способности наблюдался лишь в некоторых случаях (до 1,1 раза). Это объяснялось тем, что канального ресурса в сети LTE было достаточно для удовлетворения QoS-требований станций вне зависимости от значений приоритета запросов пользователей.

Несколько другая наблюдалась ситуация, когда выдвигались QoS-требования, соизмеримые с пропускной способностью нисходящего канала связи LTE сети (для приведенного примера это соответствует  $R_{req} = 1,4 \div 1,6$  Мбит/с). В этом случае, выигрыш по пропускной способности предложенной модели по отношению к известным методам для различных расчетных примеров представлен на рис. 7. Следует отметить, что при этом выигрыш по сравнению с алгоритмом PF составил от 1,16 до 1,2 раза.

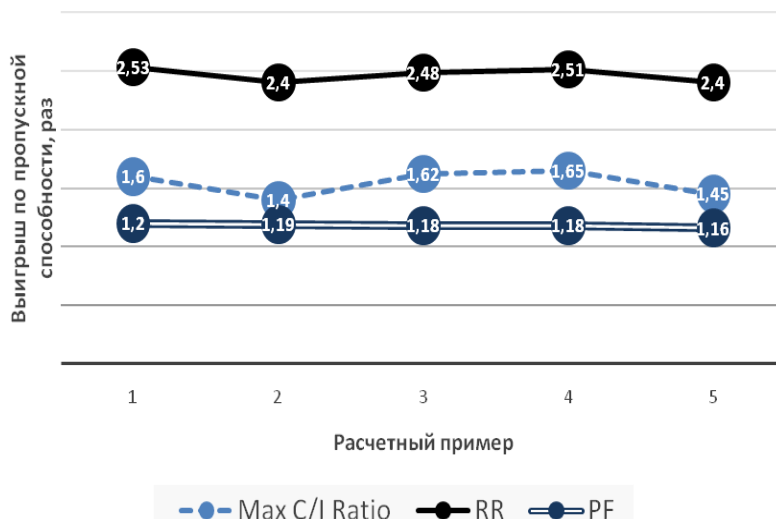


Рис. 7. Оценка выигрыша по пропускной способности нисходящего канала LTE при использовании предложенной модели по сравнению с известными алгоритмами (случай QoS-требований, соизмеримых с пропускной способностью нисходящего канала LTE)

Рассмотрим третий случай, когда QoS-требования UE превышали возможности нисходящего канала LTE, что в рамках рассматриваемого примера соответствовало ситуации, когда  $R_{req} \geq 1,7$  Мбит/с. В этом случае выигрыш по сравнению, например, с алгоритмом PF составил от 1,33 до 1,47 раза, благодаря учету в явном виде требований по скорости, приоритетов запросов пользовательских станций и CQI (рис. 8). При этом наибольший выигрыш предложенного решения обеспечивался в условиях высокой дифференциации значений приоритета, QoS-требований запросов пользователей и индикаторов CQI, что определяет предпочтительную область использования предложенных решений.

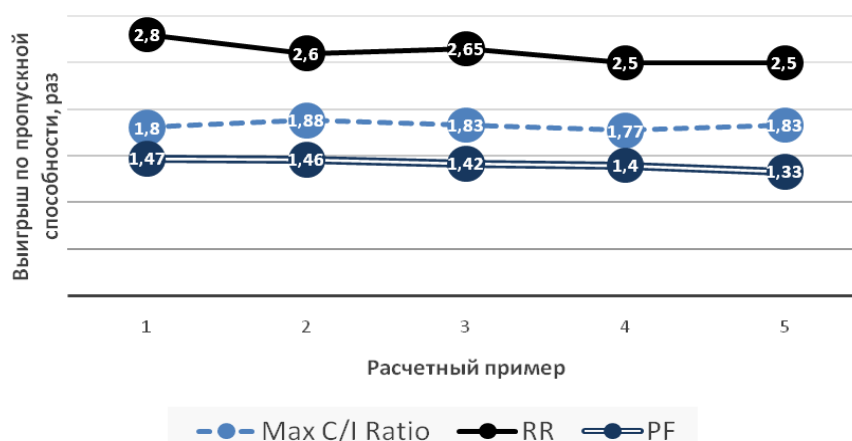


Рис. 8. Оценка выигрыша по пропускной способности нисходящего канала LTE при использовании предложенной модели по сравнению с известными алгоритмами (случай QoS-требований, превышающих пропускную способность нисходящего канала LTE)

### III. Рекомендации по практическому использованию рассмотренного метода распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE

С точки зрения полученных решений по оценке эффективности и основываясь на анализе перспективных решений в этой области [20-23] на рис. 9 представлен вариант функциональной архитектуры блока распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE сети, основанного на практической реализации и комбинированном использовании рассмотренного метода распределения ресурсных блоков. В рамках представленной архитектуры выделяется несколько функциональных уровней, отвечающих за решение отдельных подзадач, связанных с распределением ресурса нисходящего канала LTE, а именно:

- входной уровень;
- уровень классификации и маркировки трафика;
- уровень распределения ресурса;
- уровень планирования ресурса;
- уровень пользовательских станций UE.

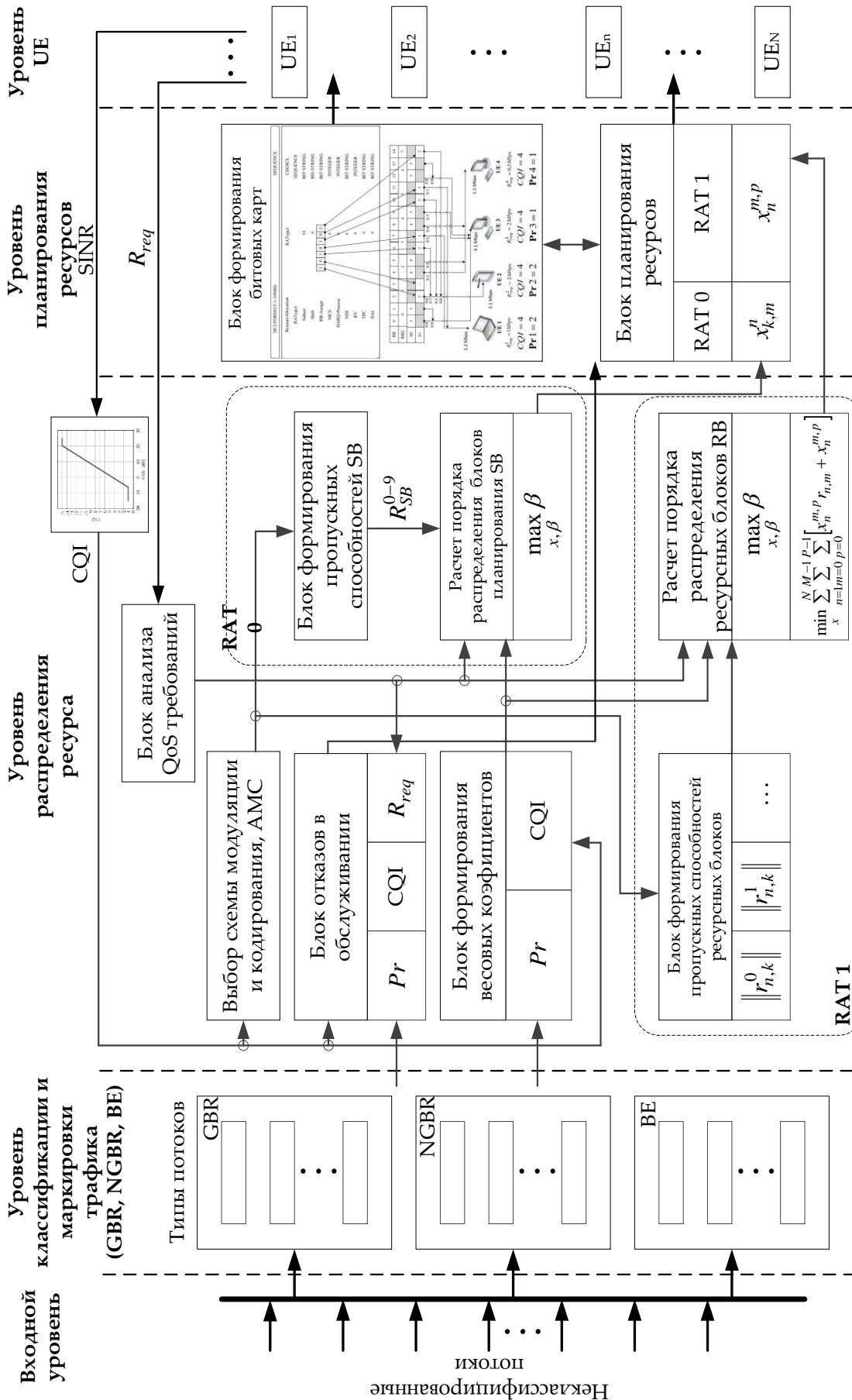


Рис. 9. Функциональная архитектура подсистемы управления частотно-временным ресурсом нисходящего канала LTE, основанного на реализации предложенных решений

При этом входной уровень отвечает за прием агрегированного трафика, представленного множеством неклассифицированных потоков, которые в дальнейшем должны передаваться пользовательским станциям. Основной задачей второго уровня является классификация и маркировка поступающих потоков. Решение этих задач осуществляется так, что потоки разделяются на две большие группы гарантированного GBR и негарантированного NonGBR обслуживания. Результаты этой классификации определяют значения параметров  $\delta_n$  для выражения (6).

Кроме того, в рамках классифицированных групп потоков осуществляется их разбиение на отдельные сервисные потоки (например, Conversational Voice, Conversational Video, Live Streaming, сигнализация IMS и др.). В соответствии с результатами проведенной классификации осуществляется маркировка потоков путем установления значений приоритета (Pr), а также формируются требования к уровню качества обслуживания.

Предлагается на уровне распределения ресурса произвести анализ поступающей на него информации от пользовательских станций (числа станций, значения индикатора CQI), а также от уровня классификации и маркировки (количество потоков, приоритетов и уровня QoS требований). Результаты анализа используются для

- выбора схемы модуляции и кодирования;
- формирования весовых коэффициентов, используемых при балансировке ресурса в выражении (7);
- расчета пропускных способностей ресурсных блоков (при RAT 1);
- принятии решения об отказе в обслуживании пользовательским станциям.

За решение перечисленных задач в архитектуре, представленной на рис. 9, отвечают соответствующие функциональные блоки уровня распределения ресурса. Кроме того, на этом уровне определяется порядок распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE, представленного ресурсными блоками (при RAT 1). Подобный порядок представлен управляющими переменными ( $x_n^{m,p}$ ) методика расчета которых зависит как от типа LTE сети (корпоративная или операторская), так и от числа подмножеств распределения (subset) при реализации RAT 1.

Эти переменные всецело определяют ход функционирования блока планирования ресурса соответствующего уровня. В случае, когда планировщику не удастся обеспечить заданный уровень гарантированного качества обслуживания запросам, поступающим с пользовательских станций, то станции или станциям, вносящим перегрузку в сеть, формируется отказ в обслуживании. Номера этих станции определяет предыдущий уровень на основе анализа приоритета запроса, QoS-требований и индикатора CQI. Предлагаемая функциональная архитектура может быть реализована в виде соответствующего алгоритмическо-программного и аппаратного обеспечения базовых станций (eNodeB) LTE сети.

## Выводы

Таким образом, в данной работе проведено исследование ранее предложенного метода распределения частотно-временного ресурса нисходящего канала LTE. В основу метода положено решение оптимизационной задачи по распределению ресурсных блоков в нисходящем канале технологии LTE, которая соответствует схеме RAT 1. Достоинством метода является то, что выделение ресурсных блоков нисходящего канала LTE осуществляется сбалансировано с учетом сигнально-помеховой обстановки, приоритета пользовательских станций, типа и уровня требований к пропускной способности.

В ходе сравнения с ранее известными решениями предложенный метод управления частотно-временным ресурсом нисходящего канала LTE показал свою эффективность, особенно в условиях сложной сигнально-помеховой обстановки, наличия разнородных требований к типу и уровню качества обслуживания. Это проявилось в повышении качества обслуживания запросов пользователей LTE сети по пропускной способности от 16-20% до 33-47% по сравнению с известными решениями, представленными алгоритмами Max C/I Ratio, Round Robin и Proportional Fair. Кроме того, в работе показано, что предлагаемый метод управления частотно-временным ресурсом обеспечил наибольшую эффективность в условиях QoS-требований запросов пользователей, соизмеримых или превышающих пропускную способность нисходящего канала LTE. При низких QoS-требованиях пользователей, т.е. при избытке канального ресурса, целесообразно использовать ранее известные решения, отличающиеся простотой своей практической реализации.

Также в статье были предложены рекомендации с точки зрения практической реализации предложенного решения и представлен вариант многоуровневой функциональной архитектуры блока управления частотно-временным ресурсом нисходящего канала LTE сети, основанного на комбинированном использовании предложенных моделей и метода распределения блоков планирования и ресурсных блоков. Предлагаемая функциональная архитектура может быть реализована в виде соответствующего алгоритмическо-программного и аппаратного обеспечения базовых станций (eNodeB) LTE сети.

## Список литературы:

1. Вишневецкий В. Технология сотовой связи LTE – почти 4G / В. Вишневецкий, А. Красилов, И. Шахнович // Электроника НТБ. – М.: 2009. – Вып. № 1. – С. 62-72.
2. Dahlman E. 4G: LTE/LTE-Advanced for Mobile Broadband. Second Edition / E. Dahlman, S. Parkvall, J. Skold. – Academic Press, 2013. – 544 p.
3. 3GPP TS 36.213 V12.4.0 (2015-02). 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Radio Access Network; Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Physical layer procedures (Release 12). Valbonne, France, 2015. – 227 p.

4. 3GPP TS 36.211 V13.0.0 (2016-01). 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Radio Access Network; Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Physical channels and modulation (Release 13). Valbonne, France, 2015. – 143 p.
5. 3GPP TS 23.203 V12.6.0 (2014-09). 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Radio Access Network; Digital cellular telecommunications system (Phase 2+); Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); LTE; Policy and charging control architecture (Release 12). Valbonne, France, 2014. – 221 p.
6. 3GPP TS 36.211 V13.0.0 (2015-12); 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Radio Access Network; Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Physical channels and modulation (Release 13). Valbonne, France, 2015. – 117 p.
7. 3GPP TS 23.203 V13.6.0 (2015-12); 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Services and System Aspects; Policy and charging control architecture (Release 13). Valbonne, France, 2015. – 188 p.
8. Гепко И.А. Современные беспроводные сети: состояние и перспективы развития / И.А. Гепко, В.Ф. Олейник, Ю.Д. Чайка, А.В. Бондаренко // – К.: «ЕКМО», 2009. – 672 с.
9. Гаркуша С. В. Модель распределения блоков планирования в нисходящем канале связи технологии LTE / С. В. Гаркуша // Грузинский электронный научный журнал: Компьютерные науки и телекоммуникации. – 2013. – Вып. 3 (39). – С. 76-94.
10. Аль-Дулайми А.М.Х., Евдокименко М.А. Математическая модель и метод сбалансированного управления частотно-временным ресурсом в сети LTE [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2016. – № 1 (18). – С. 72 - 90. – Режим доступа до журн.: [http://pt.journal.kh.ua/2016/1/1/161\\_aldulaimi\\_cqi.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2016/1/1/161_aldulaimi_cqi.pdf).
11. Osterbo O. Scheduling and Capacity Estimation in LTE / O. Osterbo // Advances in electronics and telecommunications. – 2011. – Vol. 2, No. 3. – P. 31-42.
12. Galinina O. 5G Multi-RAT LTE-WiFi Ultra-Dense Small Cells: Performance Dynamics, Architecture, and Trends / O. Galinina, A. Pyattaev, S. Andreevy, M. Dohler, Y. Koucheryavy // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. – 2015. – Vol. 33, Issue 6. – P. 1224-1240.
13. Wu S.-J. A Novel Packet Scheduling Scheme for Downlink LTE System / S.-J. Wu, L. Chu // 2011 Seventh International Conference on Intelligent Information Hiding and Multimedia Signal Processing (IIH-MSP), 14-16 Oct. 2011. – P. 25-28.
14. Kawser M.T. Performance Comparison between Round Robin and Proportional Fair Scheduling Methods for LTE / M. T. Kawser, H. M. A. B. Farid, A. R. Hasin, A. M. J. Sadik, I. K. Razu // International Journal of Information and Electronics Engineering. – 2012. – V. 2, № 5. – P. 678–681.
15. Kausar R. Packet Scheduling Architecture with Service Specific Queue Sorting and Adaptive Time Domain Scheduling Algorithms for LTE-Advanced Networks / R. Kausar // International Journal on Advances in Networks and Services Volume 4, Number 3 & 4, 2011. – 2011. – P. 244-256.
16. Wang X. et al. Coordinated scheduling and network architecture for lte macro and small cell deployments / X. Wang, B. Mondal, E. Visotsky, A. Ghosh // 2014 IEEE International Conference on Communications Workshops (ICC). – IEEE, 2014. – P. 604-609.
17. Kausar R. An intelligent scheduling architecture for mixed traffic in LTE-advanced / R. Kausar, Y. Chen, K. K. Chai // 2012 IEEE 23rd International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications-(PIMRC). – IEEE, 2012. – P. 565-570.

18. *Ameigeiras P.* et al. 3GPP QoS-based scheduling framework for LTE //EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking. – 2016. – №. 1. – P. 1-14.
19. *Bendaoud F.* Survey on scheduling and radio resources allocation in LTE / F. Bendaoud, M. Abdennebi, F. Didi // International Journal of Next-Generation Networks (IJNGN) Vol.6, No.1, March 2014. – P. 17-29.
20. *Sesia S.* LTE - the UMTS long term evolution / S. Sesia, I. Toufik, M. Baker. – John Wiley, 2015. – 752 p.
21. The LTE network Architecture: a comprehensive tutorial // Strategic Whitepaper: Lucent, 2009. – 26 p.
22. *Tseng S.C.* A field-tested QoS scheduler for diverse traffic flows over mobile networks / S.C. Tseng, C. W. Huang, T. L. Lu, C. T. Chiang, W.H. Wei // Wireless and Optical Communication Conference (WOCC), 2015 24th. – IEEE, 2015. – P. 138-142.
23. *Mukherjee A.* et al. System architecture and coexistence evaluation of licensed-assisted access LTE with IEEE 802.11 / A. Mukherjee, J. Cheng, S. Falahati, L. Falconetti, A. Furu // 2015 IEEE International Conference on Communication Workshop (ICCW). – IEEE. – 2015. – P. 2350-2355.

УДК 621.396.67

# ПЕРСПЕКТИВИ ЗАСТОСУВАННЯ ЛІНІЙНО-ЧАСТОТНО МОДУЛЬОВАНИХ СИГНАЛІВ ІЗ ВНУТРІШНЬО-ІМПУЛЬСНОЮ ФАЗОВОЮ МАНІПУЛЯЦІЄЮ І РІЗНИМИ МОДУЛЯЦІЙНИМИ ХАРАКТЕРИСТИКАМИ В БАГАТОКАНАЛЬНИХ СИСТЕМАХ ЗВ'ЯЗКУ



[В.А. ДРУЖИНІН](#)

Національний технічний університет України  
«КПІ ім. Ігоря Сікорського»



[С.В. ТОЛЮПА](#), [Н.В. ЛУКОВА-ЧУЙКО](#)

Київський національний університет  
ім. Тараса Шевченка

**Abstract** – The paper analyzes current state and prospects of using linearly frequency-modulated (LFM) signals with intra-pulsed phase-shifting (PS) and various modulation characteristics in multi-channel communication systems. When creating modern digital multi-channel communication systems, the code division of channels has become widespread. The main requirements for signals in such systems are their resistance to inconsistency in the frequency caused by the Doppler frequency shift and the sufficient amount of the weakly correlated forms of signal-code structures ensemble. Realization of these requirements needs signals formed by shifting using harmonic carrier oscillation according to the law of pseudorandom coding sequence changing (PS PRS) are mainly used. Ensembles of such signals might have the necessary mutual correlation properties. Analysis of the envelope of mutual uncertainty function in investigated signals, it is proven that they have significantly more volume of weakly correlated forms in comparison with pseudorandom sequences. In addition, the change in the Doppler shift of signal frequency in the real range (from 0 to 50 kHz), leads to a decrease in noise immunity of satellite telecommunication systems with complex signals. However, in comparison with signals with phase-shifting and pseudorandom sequences (PS PRS), the error probability values for code structures LFM PS vary insignificantly, which suggests that it is expedient to apply these classes of signals in satellite communication systems. It is concluded that linearly frequency-modulated signals with intra-pulsed phase-shifting and different modulation characteristics can be effectively used in multi-channel communication systems with mobile objects.

**Анотація** – В роботі проведено аналіз сучасного стану і перспектив використання лінійно-частотно модульованих сигналів із внутрішньо-імпульсною фазовою маніпуляцією та різними модуляційними характеристиками в багатоканальних системах зв'язку. На підставі проведеного аналізу огинаючої взаємної функції невизначеності досліджуваних сигналів доведено, що вони мають значно більший обсяг слабо корельованих форм у порівнянні з псевдовипадковими послідовностями. Зроблено висновок про те, що лінійно-частотно модульовані сигнали із внутрішньо-імпульсною фазовою маніпуляцією та різними модуляційними характеристиками можуть ефективно використовуватися в багатоканальних системах зв'язку із рухомими об'єктами.

**Аннотация** – В работе проведен анализ современного состояния и перспектив использования линейно-частотно модулированных сигналов с внутриимпульсной фазовой манипуляцией и различными модуляционными характеристиками в многоканальных системах связи. На основании проведенного анализа огибающей взаимной функции неопределенности исследуемых сигналов доказано, что они имеют значительно больший объем слабо коррелированных форм по сравнению с псевдослучайными последовательностями. Сделан вывод, что линейно-частотно модулированные сигналы с внутриимпульсной фазовой манипуляцией и различными модуляционными характеристиками могут эффективно использоваться в многоканальных системах связи с подвижными объектами.

## Постановка проблеми

На цей час існує значний інтерес до лінійно-частотно модульованих сигналів із внутрішньо-імпульсною фазовою маніпуляцією (ЛЧМ ФМ). Використання таких сигналів дозволяє значно розширити можливості радіосистем різного призначення.

При побудові сучасних цифрових багатоканальних систем зв'язку широкого поширення набуло кодове розділення каналів [1-4]. Основними вимогами, які висуваються до сигналів в таких системах, є їх стійкість до неузгодженості за частотою, що викликається доплерівським зсувом частоти, і достатній обсяг ансамблю слабо корельованих форм сигнально-кодових конструкцій.

З метою реалізації зазначених вимог в основному використовуються сигнали, сформовані за допомогою модуляції за фазою гармонійного несучого коливання за законом зміни псевдовипадкової кодуєчої послідовності (ФМ ПВП). Ансамблі таких сигналів можуть мати необхідні взаємно-кореляційні властивості при достатньому для практики обсязі [1, 2, 4].

Однак, таким сигналам не притаманна властивість інваріантності до доплерівського зсуву частоти, що викликає неузгодженість їх параметрів з параметрами оптимальної схеми прийому. Для забезпечення якісної обробки фазоманіпулірованих (ФМ) сигналів необхідно забезпечити усунення невизначеності за частотою, тобто вирішити завдання щодо забезпечення синхронізації, а це в свою чергу призводить до додаткового збільшення часу пошуку сигналу і практичної необхідності застосування складних пристроїв стеження за зміною значень несучої частоти сигналу [5].

Разом з тим, ЛЧМ сигнали мають властивість інваріантності до доплеровському зсуву за частотою.

В даний час можлива побудова ЛЧМ-сигналів з прямокутною, колоколообразною або косинусоїдною обвідними. З точки зору технічної реалізації, перевага віддається сигналам з прямокутною обвідною, а в разі очікуваних можливих ризиків великих доплерівських зсувів частоти доцільно використання сигналів з косинусоїдальною обвідною [5].

Даним сигналам притаманні необхідні для практичного використання функції невизначеності, що зумовлюють їх застосування в системах радіолокації.

Однак, малий ансамбль слабо корельованих форм цих сигналів не дозволяє їх застосовувати в багатоканальних системах зв'язку із кодовим розподілом каналів при великій кількості абонентів. Внаслідок цього зрозуміла актуальність завдання покращення взаємно-кореляційних властивостей даних сигналів з метою забезпечення можливості їх застосування в сучасних багатоканальних системах зв'язку. Існує необхідність оцінки можливості застосування в якості переносника інформації в зазначених системах зв'язку сигналів, отриманих в результаті модуляції за фазою лінійно-частотно модульованих радіоімпульсів (ЛЧМ РІ) за законом зміни ПВП.

На сьогоднішній момент становить інтерес питання дослідження можливості об'єднання позитивних властивостей ФМ ПСП та ЛЧМ-сигналів. Утворені в даному випадку ЛЧМ ФМ вже мали практичне застосування в системах радіолокації, оскільки їх використання забезпечує найкраще одночасне розділення за дальністю та швидкістю рухомих цілей у порівнянні з використанням звичайних ЛЧМ-сигналів [5]. При цьому було встановлено, що в міру збільшення довжини ПВП, спектр цього сигналу дедалі більше набуває рис спектру шумоподібного сигналу, а смуга займаних сигналом частот істотно збільшується. В системах передачі

інформації такі сигнали могли б не тільки забезпечити інваріантність до доплерівського зсуву за частотою, але і підвищити скритність їх функціонування.

Наявність інформації про «тонку структуру» спектрів розглянутих сигналів дозволяє раціонально їх використовувати в системах зв'язку з частотно-обмеженими каналами.

ЛЧМ ФМ-сигнали мають вигляд [6]:

$$S(t) = \left\{ S_0 \cdot \left( \sum_{i=1}^N v_i \right) \cdot \text{rect} \left\{ \frac{t - (l-1) \cdot \tau_{\text{э}} - \frac{T}{2} - \frac{\tau_{\text{э}}}{2}}{\tau_{\text{э}}} \right\} \cdot \exp \left( j \mu \frac{t^2}{2} \right); |t| \leq \frac{T}{2}, \right. \quad (1)$$

де  $S_0$  – амплітуда обвідної сигналу;  $\mu$  – крутизна модуляційної характеристики ЛЧМ – сигналу (швидкість зміни частоти), пов'язана з девіацією частоти  $\Delta F$  і тривалістю сигналу  $T$  співвідношенням:  $\mu = \frac{2\pi\Delta F}{T}$ ;  $\text{rect}(x)$  – прямокутна «зрізаюча»

функція, яка визначається формулою  $\text{rect}(x) = \begin{cases} 1, \text{ при } |x| \leq 1/2 \\ 0, \text{ при } |x| > 1/2 \end{cases}$ ;  $v_l$  – коефіцієнт, який

характеризує стан кодуєчої послідовності та приймає значення – +1, -1;  $\tau_{\text{э}}$  – тривалість елемента кодуєчої послідовності;  $N$  – кількість елементів в кодуєчій послідовності.

Слід зазначити, що сигнали із ЛЧМ не є ортогональними при довільному часовому і частотному зсуві і в даному випадку коректно говорити лише про квазіортогональність цих сигналів, тобто про наближення складних сигналів з ЛЧМ до класу ортогональних.

З метою оцінки ортогональності досліджуваних сигналів при їх часовому і частотному зсуві використовується взаємна функція невизначеності (ВФН), яка має вигляд [6, 7]:

$$\chi_{ij}(\tau, F_{\Delta}) = \frac{1}{2E} \int_{-\infty}^{\infty} \dot{S}_i(t) \dot{S}_j^*(t - \tau) \cdot \exp(j2\pi F_{\Delta} t) dt, \quad (2)$$

де  $\tau$  – часовий зсув між сигналами;  $F_{\Delta}$  – доплерівський зсув частоти;  $E$  – енергія сигналу;  $\dot{S}_i(t)$  – огинаюча прийнятого  $i$ -го сигналу;  $\dot{S}_j^*(t - \tau)$  – комплексно-сполучена огинаюча  $j$ -го сигналу.

Для ЛЧМ ФМ сигналів ВФН має вигляд [7]:

$$\chi_{ij}(\tau, F_{\Delta}) = \frac{1}{2E} \int_{\frac{-T}{2} + \tau}^{\frac{T}{2}} \sum_{l=1}^N v_l^i \cdot \text{rect} \left\{ \frac{t - (l-1) \cdot \tau_{\text{э}} - \frac{T}{2} - \frac{\tau_{\text{э}}}{2}}{\tau_{\text{э}}} \right\} \cdot \exp \left( j \mu \frac{t^2}{2} \right) \times$$

$$\times \text{rect} \left\{ \frac{t - (l-1) \cdot \tau_{\Theta} - \frac{T}{2} - \frac{\tau_{\Theta}}{2}}{\tau_{\Theta}} \right\} \cdot \exp \left( -j\mu \frac{(t-\tau)^2}{2} \right) \cdot \exp(j\pi F_{\Delta} t) dt. \quad (3)$$

Далі вважаємо, що  $\tau = p\tau_{\Theta} + \theta$ ;  $0 \leq |\theta| \leq \tau_{\Theta} p = \pm(0, 1, 2, \dots, N-1, N)$ .

Після ряду перетворень для значень  $\tau > 0$  отримуємо вид ВФН [7]:

$$\chi_{ij}(\tau, F_{\Delta}) = \frac{1}{T} \left\{ \sum_{l=1}^{N-p} v_l^i \cdot v_{l+p}^j \int_a^b \exp \left( j \left( (2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta))t - \mu \frac{(p\tau_{\Theta} + \theta)^2}{2} \right) \right) dt + \sum_{l=1}^{N-p} v_l^i \cdot v_{l+p+1}^j \cdot \int_{a_1}^{b_1} \exp \left( j \left( (2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta))t - \mu \frac{(p\tau_{\Theta} + \theta)^2}{2} \right) \right) dt \right\} \quad (4)$$

$$\text{де } a = -\frac{T}{2} + p\tau_{\Theta} + \theta + (l-1)\tau_{\Theta}; \quad b = -\frac{T}{2} + p\tau_{\Theta} + l\tau_{\Theta}; \quad a_1 = -\frac{T}{2} + p\tau_{\Theta} + l\tau_{\Theta}; \quad b_1 = -\frac{T}{2} + p\tau_{\Theta} + l\tau_{\Theta} + \theta.$$

Після перетворень вираз (4) може бути представлено у вигляді [7]:

$$\begin{aligned} \dot{\chi}_{ij}(\tau, F_{\Delta}) = & \frac{2}{T} \exp \left( j \left( (2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta)) \cdot \left( -\frac{T}{2} + p\tau_{\Theta} + \frac{\theta}{2} \right) - \frac{\mu(p\tau_{\Theta} + \theta)^2}{2} \right) \right) \cdot \frac{1}{2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta)} \times \\ & \times \left\{ \sum_{l=1}^{N-p} v_l^i \cdot v_{l+p}^j \cdot \exp \left( (2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta)) \frac{2l-1}{2} \cdot \tau_{\Theta} \right) \cdot \sin \left( (2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta)) \frac{\tau_{\Theta} - \theta}{2} \right) + \right. \\ & \left. + \sum_{l=1}^{N-p} v_l^i \cdot v_{l+p}^j \left( (2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta)) l \cdot \tau_{\Theta} \right) \cdot \sin \left( (2\pi F_{\Delta} + \mu(p\tau_{\Theta} + \theta)) \cdot \frac{\theta}{2} \right) \right\}. \quad (5) \end{aligned}$$

Аналогічний вираз може бути отриманий і для  $\tau < 0$ .

Далі розглянемо тільки огинаючу ВФН, оскільки у безпідстроюваних за частотою каналах використовується некогерентний метод обробки сигналів.

Об'єднав результати обчислень для  $\tau < 0$  та  $\tau > 0$ , отримуємо вираз для обвідної ВФН ЛЧМ ФМ сигналів у вигляді [7]:

$$\begin{aligned}
 |x_{ij}(\tau, F_{\Delta})| = \frac{1}{N} & \left\{ \frac{\sin\left(\frac{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)}{2}(\tau_{\Theta} - |\theta|)\right)}{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)(\tau_{\Theta} - |\theta|)} \cdot \left(1 - \frac{|\theta|}{\tau_{\Theta}}\right) \times \right. \\
 & \times \sum_{l=1}^{N-|p|} v_l^i v_{l+p}^j \cdot \cos\left(\frac{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)}{2} \cdot (2l-1)\tau_{\Theta}\right) + \\
 & + \frac{\sin\left(\frac{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)}{2} \cdot |\theta|\right)}{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|) \cdot |\theta|} \cdot \frac{|\theta|}{\tau_{\Theta}} \cdot \sum_{l=1}^{N-|p|-1} v_l^i v_{l+p+1}^j \cdot \cos\left(\left(2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)\right)l\tau_{\Theta}\right) \left. \right\}^2 + \\
 & + \frac{\sin\left(\frac{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)}{2}(\tau_{\Theta} - |\theta|)\right)}{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)(\tau_{\Theta} - |\theta|)} \cdot \left(1 - \frac{|\theta|}{\tau_{\Theta}}\right) \times \\
 & \times \sum_{l=1}^{N-|p|} v_l^i v_{l+p}^j \cdot \sin\left(\frac{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)}{2} \cdot (2l-1)\tau_{\Theta}\right) + \\
 & + \frac{\sin\left(\frac{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)}{2}(\tau_{\Theta} - |\theta|)\right)}{2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)(\tau_{\Theta} - |\theta|)} \cdot \frac{|\theta|}{\tau_{\Theta}} \cdot \sum_{l=1}^{N-|p|-1} v_l^i v_{l+p+1}^j \cdot \sin\left(\left(2\pi F_{\Delta} + \mu(|p|\tau_{\Theta} + |\theta|)\right)l\tau_{\Theta}\right) \left. \right\}^2. \quad (6)
 \end{aligned}$$

Аналіз перетинів огинаючих ВФН ЛЧМ ФМ сигналів, отриманих в процесі модуляції за фазою ПСП ЛЧМ РІ із однаковою крутизною модуляційної характеристики, площиною  $F_{\Delta} = 0$ , дозволив встановити, що максимальний рівень бічного викиду практично не залежить від бази ЛЧМ РІ, а в основному визначається довжиною і типом ПСП. Значення максимальних рівнів бічних викидів знаходяться в межах  $(\Delta F \cdot T) \frac{(1,0-4,0)}{\sqrt{N}}$  [7].

При довільних часових ( $\tau$ ) і частотних ( $F_{\Delta}$ ) неузгодженнях максимальні значення рівнів бічних викидів знаходяться в межах [7].

Викликає певний інтерес розгляд властивостей ЛЧМ ФМ-сигналів, у яких додатковою ознакою відмінності є крутизна модуляційної характеристики ЛЧМ-РІ. Для цих сигналів ВФН в математичному вигляді може бути представлена наступним співвідношенням [7]:

$$\left| \dot{\chi}_{ij}(\tau, F_A) \right| = \frac{1}{\sqrt{2 \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T}} \cdot \left\{ \left[ \sum_{l=1}^{N-|p|} v_l^i v_{l+p}^j \cdot \left( (C(x_2) - C(x_1)) + \sum_{l=1}^{N-|p|-1} v_l^i v_{l+p+1}^j \cdot (C(x_4) - C(x_3)) \right) \right]^2 + \left[ \sum_{l=1}^{N-|p|} v_l^i v_{l+p}^j \cdot \left( (S(x_2) - S(x_1)) + \sum_{l=1}^{N-|p|-1} v_l^i v_{l+p+1}^j \cdot (S(x_4) - S(x_3)) \right) \right]^2 \right\}^{\frac{1}{2}}, \quad (7)$$

де  $C(x) = \int_0^x \cos\left(\frac{\pi y^2}{2}\right) dy$  – косинус інтеграла Френеля;  $S(x) = \int_0^x \sin\left(\frac{\pi y^2}{2}\right) dy$  – синус інтеграла Френеля;  $(x_1, x_2, x_3, x_4)$  – аргументи інтегралів Френеля, які математично мають такий вигляд:

$$\begin{aligned} x_1 &= \frac{2}{\sqrt{2 \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T}} \cdot \left( \left( l\tau_{\Theta} - \frac{T}{2} \right) \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) + (p\tau_{\Theta} + \theta) \cdot \Delta F_1 + F_A \cdot T \right); \\ x_2 &= \frac{2}{\sqrt{2 \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T}} \cdot \left( \left( l\tau_{\Theta} - \frac{T}{2} \right) \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) + p\tau_{\Theta} \Delta F_1 + F_A \cdot T + \theta \cdot \Delta F_2 \right); \\ x_3 &= \frac{2}{\sqrt{2 \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T}} \cdot \left( \left( l\tau_{\Theta} - \frac{T}{2} \right) \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) + p\tau_{\Theta} \Delta F_1 + F_A \cdot T + \theta \cdot \Delta F_2 \right); \\ x_4 &= \frac{2}{\sqrt{2 \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T}} \cdot \left( \left( l\tau_{\Theta} - \frac{T}{2} \right) \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) + (p\tau_{\Theta} + \theta) \cdot \Delta F_1 + F_A \cdot T \right). \end{aligned}$$

При оцінці рівнів бічних викидів огинають ВФН цих сигналів встановлено, що їх максимальні значення знаходяться в межах  $(1,5 \div 2) \cdot \frac{1}{\sqrt{(\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T}}$  і практично не залежать від типу і довжини ПВП.

Крім того, при  $(\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T \gg 100$  рівень бічних викидів практично не залежить від величини зсуву між сигналами.

Аналіз рівнів бічних викидів перетинів огинаючих ВФН ЛЧМ ФМ із  $\frac{\Delta F \cdot T}{N} \ll 1$  показує, що максимальні рівні бічних викидів огинаючих ВФН в основному визначаються довжиною і типом ПСП і знаходяться в межах  $\frac{1,0 \div 4,0}{\sqrt{N}}$  [7].

При  $\tau = 0$  та однакових структурах ПСП вираз (7) після деяких перетворень може бути представлено у вигляді:

$$\left| \dot{\chi}_{II}(\tau, F_A) \right| = \frac{2}{\sqrt{2 \cdot (\Delta F_1 - \Delta F_2) \cdot T}} \sqrt{C^2(x_2) + S^2(x_2)}, \quad (8)$$

тобто цей вираз збігається із виразом для огибаючих ВФН «звичайних» ЛЧМ РІ із відмінними параметрами модуляційних характеристик.

Для використання цих сигналів в системах зв'язку із кодовим розподілом каналів необхідно приділяти увагу їх ансамблевим характеристикам.

Слід зазначити, що ознаками відмінності у представлених сигналах є як структура ПСП так і крутизна модуляційних характеристик ЛЧМ РІ.

У зв'язку з цим для кількісної оцінки ансамблевих характеристик розглянутих сигналів скористаємося співвідношенням виду:

$$N = N_{\text{ПСП}} \cdot N_{\text{ЛЧМ}}, \quad (9)$$

де  $N_{\text{ПСП}}$  – кількість форм в ансамблі використовуваних ПВП;  $N_{\text{ЛЧМ}}$  – кількість форм в ансамблі ЛЧМ РІ. В якості ПВП можуть бути використані як лінійні так і нелінійні послідовності, а також ПВП із змінною тривалістю.

## Висновки

Аналіз виразу (9) дозволяє зробити висновок про те, що обсяг ансамблю ЛЧМ ФМ сигналів із різною крутизою модуляційної характеристики ЛЧМ РІ може бути значно збільшений. Крім того, зміна доплерівського зсуву частоти сигналу в реальних межах (від 0 до 50 кГц), призводить до зменшення завадостійкості супутникових телекомунікаційних систем зі складними сигналами. Однак у порівнянні з ФМ ПВП сигналами, значення ймовірності помилки для кодових конструкцій ЛЧМ ФМ змінюються незначно, що дозволяє стверджувати про доцільність застосування цих класів сигналів у супутникових системах зв'язку [8].

Розглянуті в роботі кодові конструкції ЛЧМ ФМ із різними модуляційними характеристиками мають значно більший обсяг слабо корельованих форм у порівнянні із обсягом ПВП. Дані сигнали, при виконанні певних умов  $\Delta F \cdot T / N > 1$ , інваріантні до доплерівського зсуву за частотою, що дозволяє зробити висновок про доцільність їх використання в багатоканальних системах зв'язку з кодовим розподілом каналів.

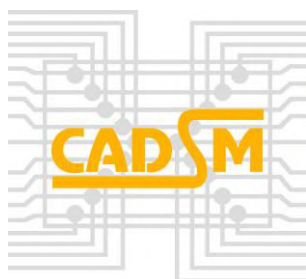
## Список використаних джерел:

1. Тузов Г.И. Статистическая теория приема сложных сигналов. – М.: Сов. радио, 1977. – 400 с.
2. Варакин Л.Е. Системы связи с шумоподобными сигналами. – М.: Радио и связь, 1985. – 384.
3. Маковеева М.М., Шинаков Ю.С. Системы связи с подвижными объектами: учеб. Пособие для вузов. – М.: Радио и связь, 2002. – 440 с.
4. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. Изд. 2-е, испр.: пер. с англ. – М.: Изд. дом «Вильямс», 2003. – 1104 с.

5. Кочемасов В.Н., Белов Л.А., Оконешников В.С. Формирование сигналов с линейной частотной модуляцией. – М.: Радио и связь, 1983. – 192 с.
6. Долгов В.И., Белов С.П., Горбенко И.Д. Исследование тонкой структуры спектров ЛЧМ-сигналов с внутриимпульсной фазовой манипуляцией // Радиотехника. – 1981. – Т.36. - № 10. – С. 66-69.
7. Белов С.П., Сидоренко И.А. О некоторых свойствах сложных сигналов с ЛЧМ. // Белгородский государственный университет. Научные ведомости. – 2007. – № 7 (38) – С. 181-187.
8. Белов С.П., Рачинский С.А., Белов А.С., Белов Ан.С., Ефимов Н.О. О влиянии доплеровского сдвига частоты на помехоустойчивость спутниковых телекоммуникационных систем со сложными сигналами // Белгородский государственный университет. Научные ведомости. Серия Экономика. Информатика. – 2017. – № 9(258). – Вып. 42. – С. 179-185.

## ПОВІДОМЛЕННЯ

### Інформаційне повідомлення щодо проведення 15-ї IEEE Міжнародної конференції «THE EXPERIENCE OF DESIGNING AND APPLICATION OF CAD SYSTEMS» – CADSM`2019



Шановні колеги, в період з 26 лютого по 2 березня 2019 року відбудеться 15-та IEEE Міжнародна конференція «THE EXPERIENCE OF DESIGNING AND APPLICATION OF CAD SYSTEMS» – CADSM`2019.

**ТЕМАТИКА НАПРЯМІВ (офіційною мовою конференції):**

#### 1. CAD modern information technology

- Visual Modeling.
- Development and analysis of remote design tools.
- Concurrent and distribution systems.
- Distribution computing in networks.
- Perspective directions of software development and technological processes testing.

#### 2. Design of specialized systems and devices

- Specialized computer system.
- Computer system and networks.
- Data and knowledge bases.
- Technology and system automated processing of text and graphics information.
- Design of MEMS elements. CAD systems for MEMS design

#### 3. Models and methods for radioelectronics device and system design

- Signal processing in radioelectronic system and telecommunications.
- Telecommunications and radioelectronic design tools.
- Methods and tools of digital signal processing.
- New materials in microelectronics.
- Tasks of reliability estimation.

#### 4. Optimal design problems

- Tasks of optimal design.

- Object-oriented design methods.
- Combinatorial and graph tasks of huge size.
- Constructor design of radio-electronics means.
- Design solving verification.
- Thermal problems in microelectronics.

## 5. Models and methods for microelectromechanical systems

- A mathematical model of sensors and actuators.
- Microsystems modeling and design.
- New microelectronic technologies.
- The new technology of IC and MEMS industry.

## 6. Practical applications of CAD systems

- Modern CAD in robotics and IoT systems.
- Embedded systems design and practical realization.
- Industrial applications of algorithms and design approach.

## 7. Technologies for medicine

- Biomedical Electronics.
- CAD in medical applications.
- Reengineering based on CAD models.
- Electronic and computer tools in biomedical engineering.
- CAD models comparative analysis.

Більш детальна інформація викладена на [сайті конференції](#).

---

## ПОВІДОМЛЕННЯ

### Інформаційне повідомлення щодо проведення Другої Української IEEE конференції «Electrical and Computer Engineering» – UKRCON 2019



Шановні колеги, в період з 2 по 6 липня 2019 року відбудеться Друга Українська IEEE конференція «Electrical and Computer Engineering» – UKRCON 2019. Організатори конференції: IEEE Ukraine Section.

**Тематика напрямів (офіційною мовою конференції):**

#### **Track 1: Microwave Techniques, Antennas & Radar Systems**

- A. Microwave Theory and Techniques
- B. Antennas & Propagation
- C. Space, Aerospace and Airborne Technologies
- D. Radar Systems, Geoscience and Remote Sensing

#### **Track 2: Bioengineering & Biorobotics**

- A. Biomedical Engineering, Circuits and Systems
- B. Medical Image & Signal Processing
- C. Biorobotics, Control & Intelligent Systems

#### **Track 3: Industrial and Power Electronics & Energy Systems**

- A. Energy Circuits and Systems
- B. Smart Grid & Energy Markets
- C. Industrial and Power Electronics
- D. Vehicular Electrotechnology Equipment and Systems

#### **Track 4: Industry Applications, Automation & Industry 4.0**

- A. Industry Applications
- B. Control and Automation
- C. Industry 4.0

### **Track 5: Nanotechnologies, Photonics, Electron Devices & Magnetics**

- A. Micro- & Nanoelectronics and Technologies
- B. Electron Devices & Integrated Circuits
- C. Optics and Photonics, Magnetics
- D. MEMS, SoC, NoC and Embedded Systems
- E. CAD and EDA Tools, Methods and Algorithms

### **Track 6: Systems Analysis, Reliability, Computer Science & Communications**

- A. Communications and Networks
- B. Systems Analysis & Engineering, Risk Management & Decision Making Systems
- C. Internet of Things, Data Science, Machine Learning & Artificial Intelligence
- D. Computer Science and Software Techniques
- E. Reliability & Cyber Security

### **Track 7: Engineering Education & History**

- A. Educational Research, Methods, Materials, Programs and Technology
- B. MOOCs and Blended Learning
- C. Historical Milestones of Electrical and Computer Engineering

Більш детальна інформація викладена на [сайті конференції](#).

---