

МОДЕЛЬ МАРШРУТИЗАЦИИ МНОГОАДРЕСНЫХ ПОТОКОВ С ПОДДЕРЖКОЙ ОБЩЕГО ЯВНОГО РЕЗЕРВИРОВАНИЯ КАНАЛЬНОГО РЕСУРСА

Предложена модель маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования канального ресурса, представленная выражениями, отвечающими за обеспечение связности рассчитываемых многоадресных маршрутов, а также отсутствие петель в них. Новизна модели состоит во введении условий предотвращения перегрузки каналов связи при осуществлении общего явного резервирования. Использование предложенной модели позволяет более эффективно (в среднем от 15 до 25%) использовать доступный канальный ресурс.

Ключевые слова: модель, маршрутизация, путь, резервирование, поток, сеть, маршрутизатор, канал, пропускная способность

Mersni A. A multicast routing model supporting shared explicit reservation of link resource. A mathematical model for multicast routing supporting shared explicit reservation of link resource was presented, which is introduced by linear expressions that responsible for ensuring the connectivity of the calculated multicast routes, as well as the absence of loops in them. The novelty of the model consists in introducing conditions for preventing congestion of communication links when implementing a shared explicit reservation, in which a link resource is allocated to several flows simultaneously, but the list of these flows is strictly defined. The task of routing multicast flows supporting shared explicit reservation of link resource is formulated as an optimization problem of mixed integer linear programming. The use of the proposed model makes it possible to exploit the available link resource more efficiently (on average, from 15 to 25%) by ensuring the consistency of solutions for multicast routing tasks and organizing of the shared explicit reservation.

Keywords: model, routing, path, reservation, flow, network, router, link, bandwidth

1. Введение и постановка задачи

Современные мультисервисные телекоммуникационные сети (ТКС) обладают достаточно широкими возможностями с точки зрения обеспечения качества обслуживания (Quality of Service, QoS). При этом наряду с дифференцированным обслуживанием (Differentiated services, DiffServ) активно используется гарантированный или интегрированный сервис (Integrated Services, IntServ), основанный на использовании, например, в IP-сетях протокола резервирования ресурсов RSVP (Resource ReSerVation Protocol) [1]. Предоставление QoS-гарантий, связанное с резервированием канальных и буферных ресурсов ТКС, как правило, сопровождается снижением масштабируемости сети. Это объясняется тем, что для каждого потока вдоль рассчитанного протоколом маршрутизации пути необходимо поддерживать состояние резервирования сетевого ресурса, на который другие потоки претендовать не могут. С целью повышения масштабируемости решений по резервированию ресурсов в протоколе RSVP поддерживается несколько стилей резервирования с использованием следующих типов фильтров:

- фиксированный фильтр (Fixed Filter, FF), применяемый преимущественно для обслуживания одноадресных потоков;
- фильтр с общим явным резервированием (Shared Explicit, SE), при котором некоторый объем сетевого ресурса выделяется не одному, а нескольким потокам, перечень которых явно указывается;
- групповой фильтр (Wildcard Filter, WF), который также реализует общее резервирование ресурса для множества потоков, перечень которых явно не указывается.

Стоит отметить, что стили резервирования, представленные фильтрами SE и WF, ориентированы преимущественно на обслуживание многоадресных потоков.

Важным недостатком архитектурной модели IntServ, существенно ограничивающим функциональные возможности протокола RSVP, является то, что эффективность данного протокола напрямую зависит от поддерживаемого протокола маршрутизации.

Если протокол маршрутизации рассчитывает путь, вдоль которого нет необходимого объема доступного ресурса, то протокол RSVP не сможет выполнить свои функции и будет инициировать пересчет необходимого маршрута. В этой связи актуальной представляется научная задача, связанная с обеспечением согласованности решений задач многоадресной маршрутизации и общего явного резервирования канального ресурса ТКС. Решение данной задачи сопряжено с необходимостью усовершенствования ранее известных моделей маршрутизации многоадресных потоков путем учета особенностей резервирования канального ресурса с помощью фильтра SE.

2. Математическая модель маршрутизации многоадресных потоков

Решения в области многоадресной маршрутизации должны отвечать следующим важным требованиям: эффективное использование доступных сетевых ресурсов на основе минимизации загруженности ТКС; гарантированное отсутствие петель в рассчитываемых маршрутах; поддержка качества обслуживания; оптимальность получаемых маршрутов; высокая масштабируемость решений и обеспечение заданного уровня безопасности передаваемых данных [2-4]. При решении задач многоадресной маршрутизации в качестве критерия эффективности могут выступать минимум или максимум того или иного показателя качества обслуживания, например, минимум средней межконцевой задержки, условной стоимости использования сетевого ресурса, загруженности сети, максимизации производительности сети.

Основным достоинством комбинаторных методов решения задачи поиска кратчайшего пути является невысокая и заранее известная вычислительная сложность их реализации [4-6]. Однако такие решения не всегда могут обеспечить оптимальность используемых сетевых ресурсов и наиболее высокие показатели QoS. В этой связи перспективным направлением в области моделирования процессов многоадресной маршрутизации является переход к потоковым моделям, способным адекватно описать современный сетевой трафик и процессы его обработки [7-10].

Как показано в работах [8-10], в ходе моделирования процессов многоадресной маршрутизации структура ТКС представляется ориентированным взвешенным графом $G = (V, E)$. Тогда $V = \{v_1, \dots, v_i, \dots, v_m\}$ – множество вершин, моделирующее маршрутизаторы ТКС; $(i, j) \in E$ – множество дуг графа, описывающее каналы связи сети. Для каждой дуги вводится ее вес $\varphi_{(i,j)}$, который характеризует пропускную способность моделируемого канала связи (КС). Число каналов в сети соответствует $|E| = n$.

Для обеспечения максимального учета особенностей резервирования сетевых ресурсов в соответствии с фильтром SE введем следующие обозначения:

K – множество циркулирующих в сети многоадресных потоков пакетов;

$|K| = \bar{K}$ – общее число потоков в сети;

r_k – средняя пакетная скорость (интенсивность) k -го потока на входе в сеть (1/с);

s_k – маршрутизатор-источник пакетов k -го потока ($k \in K$);

$$d_k^* = \{d_k^1, d_k^2, \dots, d_k^{m_k}\} \quad (1)$$

– множество маршрутизаторов-получателей пакетов для k -го многоадресного потока;
 m_k – общее число таких маршрутизаторов.

Тогда результат решения задачи маршрутизации многоадресных потоков можно представить в виде множества булевых переменных

$$x_{(i,j)}^k \in \{0,1\}, \quad (2)$$

каждая из которых численно определяет долю интенсивности k -го потока в канале связи, представленного дугой $(i, j) \in E$; $k \in K$.

С целью обеспечения доставки пакетов k -го многоадресного потока всем маршрутизаторам-получателям вводятся условия вида

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k = 1 \quad \text{при } k \in K; v_j \in d_k^*. \quad (3)$$

Для маршрутизатора-получателя также необходимо ввести условие

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k \geq 1 \quad \text{при } k \in K, v_i = s_k, \quad (4)$$

выполнение которого разрешает направлять пакеты k -го потока одновременно на несколько соседних маршрутизаторов, но не менее, чем на один.

Для каждого из множества транзитных маршрутизаторов $v_j \in V$, в которое входят все маршрутизаторы кроме отправителя, вводятся следующие условия [8-10]:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^k \geq x_{(j,p)}^k \quad \text{при } k \in K; v_j \notin s_k. \quad (5)$$

Физический смысл данных условий состоит в том, что пакеты на выходных интерфейсах транзитного маршрутизатора могут появиться лишь в случае, если они поступили хотя бы на один из его входных интерфейсов.

Для обеспечения связности многоадресных маршрутов и исключения возможности образования петель при передаче пакетов на маршрутные переменные накладываются условия

$$\sum_{(i,j) \in E_\pi^i} x_{(i,j)}^k < |E_\pi^i|, \quad (6)$$

где E_π^i – множество дуг графа, образующих i -й контур (π); $|E_\pi^i|$ – число дуг в i -м контуре сети. Число условий (6) соответствует количеству независимых контуров в сети [8-10].

3. Условия обеспечения общего явного резервирования канального ресурса при маршрутизации многоадресных потоков

Для получения условий обеспечения общего явного резервирования канального ресурса при маршрутизации многоадресных потоков дополнительно введем ряд обозначений:

K_s^{SE} – s -я SE-группа, объединяющая множество многоадресных потоков (как правило, имеющих различные маршрутизаторы-отправители), для которых осуществляется общее явное резервирование канального ресурса в ТКС;

$\gamma_{(i,j)}^s$ – доля пропускной способности канала связи, моделируемого дугой $(i,j) \in E$, подлежащая резервированию для многоадресных потоков, принадлежащих s -й SE-группе, т.е. $k \in K_s^{SE}$.

Новизна предлагаемой модели маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования канального ресурса состоит в виде используемых условий предотвращения перегрузки каналов связи ТКС:

$$r_k \cdot x_{(i,j)}^k \leq \gamma_{(i,j)}^s \cdot \varphi_{(i,j)}, \quad k \in K_s^{SE}, \quad (7)$$

$$\sum_{s=1}^S \gamma_{(i,j)}^s \leq 1. \quad (8)$$

Условие (7) введено в связи с тем, что при использовании явного общего резервирования канальный ресурс резервируется фактически под максимальные требования одного из потоков, входящих в SE-группу [1, 2]. Величина этих требований по пропускной способности фактически и определяет нижний порог произведения $\gamma_{(i,j)}^s \cdot \varphi_{(i,j)}$.

Выражение (8) отвечает за то, чтобы в ходе резервирования использовался лишь доступный канальный ресурс.

4. Критерий оптимальности решений по маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования

При формулировке критерия оптимальности решений по маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования важно, во-первых, обеспечить учет особенностей технологической реализации этих процессов, а во-вторых, обладать эффективными методами решения сформулированной оптимизационной задачи.

Для определения оптимального порядка маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования предлагается в качестве критерия оптимальности использовать минимум следующей линейной целевой функции

$$J(x, \gamma) = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} f_{(i,j)}^k x_{(i,j)}^k + \sum_{s=1}^S g_{(i,j)}^s \gamma_{(i,j)}^s, \quad (9)$$

в которой $f_{(i,j)}^k$ – маршрутная метрика канала связи $(i,j) \in E$ при его использовании пакетами k -го потока; $g_{(i,j)}^s$ – условная стоимость (метрика) общего явного резервирования пропускной способности канала связи $(i,j) \in E$ для многоадресных потоков s -й SE-группы.

В общем случае метрика $g_{(i,j)}^s$ численно может зависеть как от числа и приоритета многоадресных потоков, образующих s -ю SE-группу, так и от структурно-функциональных параметров канала связи $(i,j) \in E$. Первое слагаемое в выражении (9) характеризует суммарную метрику решения задач маршрутизации, а второе – суммарную условную стоимость решения задачи общего явного резервирования.

5. Анализ решений задачи маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования

Производился анализ эффективности предлагаемого решения задач многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования (1)-(9) на множестве сетевых структур, отличающихся числом маршрутизаторов, каналов связи и их пропускными способностями. Эффективность использования предложенной модели (1)-(9), ориентированной на согласованное решение задач многоадресной маршрутизации и общего явного резервирования канального ресурса, сравнивалась с решениями, в рамках которых эти задачи решались порознь. В качестве примера на рис. 1 показана исходная структура сети, где в разрывах каналов связи указаны их пропускные способности.

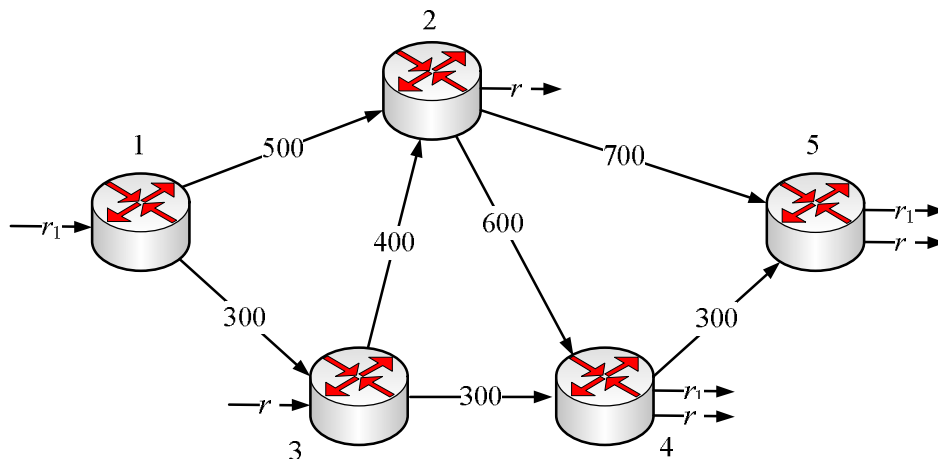


Рис. 1. Пример исходной структуры сети

Пусть необходимо рассчитать пути и реализовать общее явное резервирование для двух многоадресных потоков:

– для первого потока, имеющего интенсивность $r_1=300$ 1/с, источником выступал маршрутизатор v_1 , а получателями $d_1^* = \{v_4, v_5\}$;

– для второго потока, имеющего интенсивность $r_2=200$ 1/с, источником выступал маршрутизатор v_3 , а получателями $d_2^* = \{v_2, v_4, v_5\}$.

Эффективность использования пропускной способности каналов связи сети оценивалась с помощью следующего показателя:

$$P = \left[1 - \frac{\sum_{(i,j) \in E} \varphi_{(i,j)} \sum_{s=1}^S \gamma_{(i,j)}^s}{\sum_{(i,j) \in E} \varphi_{(i,j)}} \right] 100\%, \quad (10)$$

который численно характеризовал процент оставшегося незадействованным канального ресурса после проведенного общего явного резервирования.

В случае, если за решение поставленной задачи отвечал каждый из приграничных маршрутизаторов, то одним из вариантов решения может выступать множество из двух многоадресных маршрутов, показанных на рис. 2.

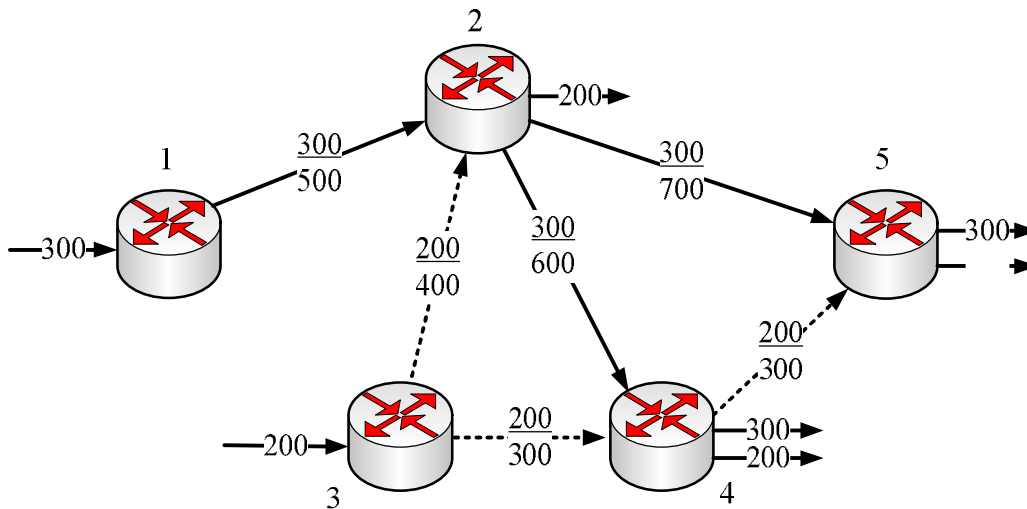


Рис. 2. Пример распределенного решения задач маршрутизации и SE-резервирования

На этом рисунке сплошной линией показан многоадресный маршрут для первого потока, а прерывистой – для второго потока. В разрывах используемых каналов связи указаны: в числителе – интенсивность потока, совпадающая с величиной зарезервированной пропускной способности, в знаменателе – пропускная способность канала связи. Недостаток подобного решения заключается в том, что резервированию подлежал канальный ресурс для каждого потока в отдельности, что привело к избыточному использованию пропускной способности каналов связи сети. Это соответствовало значению показателя (10) в 52%.

На рис. 3 показан вариант решения поставленной задачи с использованием модели (1)-(9), когда маршрутные метрики и условные стоимости резервирования были равны единице.

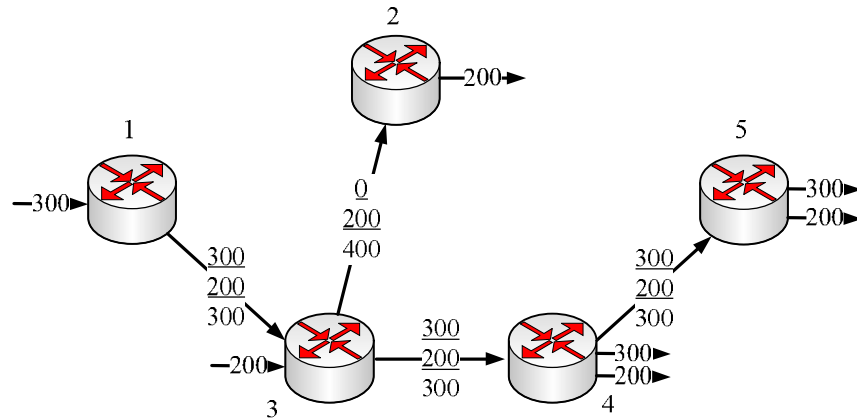


Рис. 3. Пример согласованного решения задач маршрутизации и SE-резервирования при $f_{(i,j)}^k = g_{(i,j)}^s = 1$

Это привело в расчету дерева маршрутов, содержащих минимальное число каналов – четыре. В разрывах используемых каналов связи указаны (сверху вниз): интенсивность первого потока, интенсивность второго потока, пропускная способность канала связи. Объем резервируемого ресурса в каждом из каналов соответствовал максимальной из интенсивностей протекающего в нем потока.

Полученное решение позволило повысить показатель (10) до 65%, однако в этом случае три канала сети: (1, 3), (3, 4), (4, 5) будут практически перегруженными. Если же принять, что условные стоимости резервирования пропускной способности каналов связи сети связаны с пропускной способностью этих же каналов соотношением $g_{(i,j)}^s = 10^7 / \varphi_{(i,j)}$, то будет получено решение, которое показано на рис. 4.

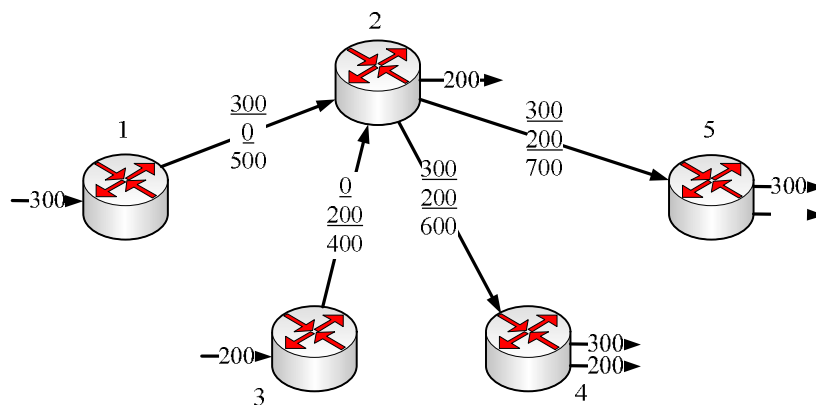


Рис. 4. Пример распределенного решения задач маршрутизации и SE-резервирования при $g_{(i,j)}^s = 10^7 / \varphi_{(i,j)}$

В этом случае показатель (10) также будет равен 65%, однако сеть будет загружена более сбалансированно, чем в случае, показанном на рис. 3. Подобная ситуация наблюдалась и для других исходных данных. При этом с ростом размеров сети и числа передаваемых потоков выигрыш повышался в среднем до 20-25%. Таким образом, использование предложенной модели позволяет более эффективно (в среднем от 15 до 25%) использовать доступный каналный ресурс за счет обеспечения согласованности решений задач многоадресной маршрутизации и организации общего явного резервирования.

Выводы

В статье предложена математическая модель маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования канального ресурса. Модель представлена линейными выражениями (1)-(8), отвечающими за обеспечение связности рассчитываемых многоадресных маршрутов, а также отсутствия петель в них. Новизной модели является введение системы условий предотвращения перегрузки каналов связи (7) и (8) при осуществлении общего явного резервирования, при котором канальный ресурс выделяется одновременно нескольким потокам, но перечень этих потоков строго определен содержанием соответствующей SE-группы.

Задача маршрутизации многоадресных потоков с поддержкой общего явного резервирования канального ресурса сформулирована в оптимизационной форме, при этом критерием оптимальности получаемых решений выступает минимум целевой функции (9), характеризующей суммарную условную стоимость использования каналов связи пользовательскими потоками и резервирования для них необходимых объемов пропускной способности.

Введенные маршрутные переменные $x_{(i,j)}^k$, отвечающие за результирующий порядок маршрутизации многоадресных потоков, имеют булевый характер. Переменные $\gamma_{(i,j)}^s$, определяющие поддержку общего явного резервирования, являются вещественными. Общее число управляющих переменных, подлежащих расчету, составляет $n(\bar{K} + S)$. На введенные управляющие переменные наложены линейные условия-ограничения (1)-(8), целевая функция (9), подлежащая минимизации, также линейна. Поэтому сформулированная оптимизационная задача относится к классу задач смешанного целочисленного линейного программирования. Для решения задач данного класса могут использоваться известные вычислительные алгоритмы, например, алгоритм «ветвей и границ», генетические алгоритмы и др.

Использование предложенной модели (1)-(9) на практике позволит обеспечить согласованность в решении взаимосвязанных между собой сетевых задач: маршрутизации многоадресных потоков и поддержки общего явного резервирования канального ресурса. Получаемые с ее помощью решения ориентированы на оптимальное использование доступного канального ресурса ТКС.

Литература

1. Barreiros M., Lundqvist P. QoS-Enabled Networks: Tools and Foundations. – Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, 2nd Edition: Wiley, 2016. – 254 p.
2. Williamson B. Developing IP Multicast Networks. – Cisco Press, 2000. – 592 p.
3. Rosenberg E. A Primer of Multicast Routing. – Springer Briefs in Computer Science, 2012. – 117 p.
4. Joseph V. Deploying Next Generation Multicast-enabled Applications: Label Switched Multicast for MPLS VPNs, VPLS, and Wholesale Ethernet. Kindle Edition. Elsevier Inc, 2011. – 560 p.
5. Paul P., Raghavan S.V. Survey of multicast routing algorithms and protocols // Proceedings of the Fifteenth International Conference on Computer Communication (ICCC 2002). – 2002. – P. 902-926.

6. Oliveira C.A.S., Pardalos P.M. A Survey of Combinatorial Optimization Problems in Multicast Routing // Computers and Operations Research. – 2005. – Vol. 32, Issue 8. – PP. 1953-1981.
7. Seok Y., Lee Y., Choi Y., Kim C. Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing // Proc. Wired Communications and Management. – 2002. – Vol. 2343. – P. 278-288.
8. Lemeshko, O.V., Arous, Kinan Mohamad. The flow-based model of multicast routing // Microwave and Telecommunication Technology (CriMiCo), 2013 23rd International Crimean Conference. – P. 523-524.
9. Lemeshko O., Arous Kinan, A.wahhab Mohammed A.jabbar. Multicast Fast Re-Route Schemes for Multiflow Case // Proceedings of XIIIth International IEEE conference «The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics», CADSM'2015, 24-27 February 2015, Lviv-Poljana, Ukraine. – Lviv Polytechnic Publishing House. – P. 422-424.
10. Лемешко А.В., Арус К.М. Поточкові моделі багатоадресної і ширококешательної маршрутизації в телекомунікаційних мережах // Проблеми телекомунікацій. – 2013. – № 1 (10). – С. 38-45. http://pt.journal.kh.ua/2013/1/1/131_lemeshko_multicast.pdf.

References

1. Barreiros M., Lundqvist P. QoS-Enabled Networks: Tools and Foundations. – Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, 2nd Edition: Wiley, 2016. – 254 p.
2. Williamson B. Developing IP Multicast Networks. – Cisco Press, 2000. – 592 p.
3. Rosenberg E. A Primer of Multicast Routing. – Springer Briefs in Computer Science, 2012. – 117 p.
4. Joseph V. Deploying Next Generation Multicast-enabled Applications: Label Switched Multicast for MPLS VPNs, VPLS, and Wholesale Ethernet. Kindle Edition. Elsevier Inc, 2011. – 560 p.
5. Paul P., Raghavan S.V. Survey of multicast routing algorithms and protocols // Proceedings of the Fifteenth International Conference on Computer Communication (ICCC 2002). – 2002. – PP. 902-926.
6. Oliveira C.A.S., Pardalos P.M. A Survey of Combinatorial Optimization Problems in Multicast Routing // Computers and Operations Research. – 2005. – Vol. 32, Issue 8. – P. 1953-1981.
7. Seok Y., Lee Y., Choi Y., Kim C. Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing // Proc. Wired Communications and Management. – 2002. – Vol. 2343. – P. 278-288.
8. Lemeshko O. V., Arous Kinan Mohamad. The flow-based model of multicast routing // Microwave and Telecommunication Technology (CriMiCo), 2013 23rd International Crimean Conference. – P. 523-524.
9. Lemeshko O., Arous Kinan, A.wahhab Mohammed A.jabbar. Multicast Fast Re-Route Schemes for Multiflow Case // Proceedings of XIIIth International IEEE conference «The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics», CADSM'2015, 24-27 February 2015, Lviv-Poljana, Ukraine. – Lviv Polytechnic Publishing House. – P. 422-424.
10. Lemeshko A. V., Arous K. M. The flow-based model of the multiaddress and broadcast routing in telecommunication networks // Problemy telekomunikatsii. – 2013. – № 1 (10). – PP. 38-45. http://pt.journal.kh.ua/2013/1/1/131_lemeshko_multicast.pdf.

Автор статті

Мерсні Амаль – аспірант, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут», Харків). Тел.: +380 (63) 111 95 55. E-mail: elmersniamal@gmail.com

Author of the article

Mersni Amal – PhD student, National Technical University “Kharkiv Polytechnic Institute”, Kharkiv. Tel.: +380 (63) 111 95 55. E-mail: elmersniamal@gmail.com

Дата надходження в редакцію:
22.02.2017 р.

Рецензент:
доктор технічних наук, професор О. В. Лемешко
Харківський національний університет радіоелектроніки