

УДК 621.391

Лемешко А.В., д.т.н.; Невзорова Е.С., аспирант; Ильяшенко А.Е., аспирант

РАЗРАБОТКА И АНАЛИЗ МЕТОДА ИЕРАРХИЧЕСКО-КООРДИНАЦИОННОЙ МЕЖДОМЕННОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ**Lemeshko O.V., Nevzorova O.S., Ilyashenko A.Ye. Development and analysis of the hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network**

For the first time the mathematical model and the method of hierarchical coordination inter-area routing in telecommunication network is offered. The novelty of the model is its decomposition representation and formulation the inter-area interworking conditions. The implementation of these conditions guaranteed the connectivity of calculated inter-area paths. The proposed method is based on goal coordination principle that guaranteed the coordination procedure convergence in finite number of iterations which was confirmed on a set of examples. The proposed methods research results showed that the increase of network load, if it was accompanied by the implementation of multipath routing strategies, as well as increase the number of border routers are influence on the number of iterations increase. This was due to the number of possible ways to solve the routing task in separate area increase, and this led in some growth of the number of coordinating iterations (3-4). Implementation of the proposed method of hierarchical coordination inter-area routing in telecommunication network will improve the scalability of routing decisions by reducing the computational complexity of the routing tasks, and reduce the volume of service information about the network state which is circulating in the network.

Keywords: model, method, routing, path, area, decomposition, coordination, flow, network, router, link.

Лемешко О.В., Невзорова О.С., Ільяшенко А.Є. Розробка і аналіз методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації у телекомунікаційній мережі

Вперше запропоновано математичну модель та метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі. Новизною моделі є її декомпозиційне представлення з формулюванням умов міждоменної взаємодії, виконання яких гарантувало зв'язність розрахованих міждоменних шляхів. Результати дослідження запропонованого методу показали, що на підвищення числа координуючих ітерацій впливали зростання завантаженості мережі, якщо це супроводжувалося реалізацією багатопляхової маршрутизації, а також збільшення числа прикордонних маршрутизаторів.

Ключові слова: модель, метод, маршрутизація, шлях, домен, декомпозиція, координація, потік, мережа, маршрутизатор, канал зв'язку.

Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Разработка и анализ метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети

Впервые предложены математическая модель и метод иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети. Новизной модели является ее декомпозиционное представление с формулировкой условий междоменного взаимодействия, выполнение которых гарантировало связность рассчитываемых междоменных путей. Результаты исследования предлагаемого метода показали, что на повышение числа координирующих итераций влияли рост загруженности ТКС, если это сопровождалось реализацией многопутьевой стратегии маршрутизации, а также увеличение числа приграничных маршрутизаторов.

Ключевые слова: модель, метод, маршрутизация, путь, домен, декомпозиция, координация, поток, сеть, маршрутизатор, канал связи.

Введение

Иерархическое (многоуровневое) построение современных телекоммуникационных сетей (ТКС) является адекватной реакцией на постоянный рост их территориальной распределенности, возрастание числа коммутационных и терминальных устройств, расширение числа предоставляемых ТКС инфокоммуникационных сервисов и др. Ввиду того, что основной целью функционирования ТКС является обеспечение заданного уровня качества обслуживания (Quality of Service, QoS), то для повышения масштабируемости конечных решений многие средства обеспечения QoS де-факто уже носят многоуровневый характер, что подтверждается, например, наличием концепций иерархических очередей

(Hierarchical Queuing Framework) и многоуровневого профилирования трафика, основанного на ограничении (Hierarchical Policing) или выравнивании (Hierarchical Shaping) скорости потока пакетов [1, 2].

Важно отметить, что ввиду востребованности именно межконцевого качества обслуживания иерархичность поддерживаемых технологических решений стала и неотъемлемой чертой современных протоколов маршрутизации, применяемых в транспортных технологиях IP (Internet Protocol), ATM (Asynchronous Transfer Mode) и MPLS (Multiprotocol Label Switching). Повышение масштабируемости процессов маршрутизации основывается на сокращении размеров маршрутных таблиц, объемов циркулирующего в сети служебного трафика о ее состоянии, а также размерности и времени решения данной сетевой задачи. Однако известные протоколы иерархической маршрутизации в настоящее время основываются на достаточно простых комбинаторных алгоритмах поиска кратчайшего пути на графе, с помощью которого описывается структура ТКС, и не учитывают в явном виде иерархичность построения сети. Это значительно снижает эффективность функционирования ТКС и предполагает пересмотр и усовершенствование существующих моделей и методов иерархической маршрутизации, на которых основаны известные протокольные решения.

1. Обзор известных решений в области иерархической маршрутизации

Проведенный анализ показал, что в технологии IP иерархическая 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, 4]. При этом введенная двухуровневая иерархия маршрутных протоколов нередко модифицируется в трехуровневую, так как некоторые протоколы класса IGP, например, OSPF (Open Shortest Path First) и интегрированный IS-IS (Integrated IS-IS), предполагают дальнейшую декомпозицию AS на подсети, именуемыми доменами или областями (Areas) [4, 5]. В технологии ATM функции иерархической маршрутизации возложены на протокол PNNI (Private Network-to-Network Interface), предполагающий разделение сети на множество кластеров узлов (peer group).

Перечисленные протокольные решения основаны преимущественно на введении лишь структурной иерархии. Это в IP-сети проявляется в том, что нижний иерархический уровень определяют маршрутизаторы доменов, а передача пакетов между доменами возможна лишь посредством маршрутизаторов магистральной области (backbone area), образующих верхний уровень решений. Подобная ситуация характерна и для ATM-сети, в которой ATM-коммутаторы кластеров организуют маршрутизацию нижнего уровня, а коммутаторы, являющиеся лидерами групп (peer group leader), образуют кластер верхнего уровня, через который и обмениваются ячейками коммутаторы кластеров нижнего уровня.

К сожалению реализация функциональной иерархии расчетов сдерживает применение комбинаторных алгоритмов расчета маршрутов. Так, например, в протоколах OSPF, IS-IS и PNNI используется алгоритмы Дейкстры (Dijkstra), а протокол BGP основан на алгоритме Беллмана-Форда [2, 5]. В данных алгоритмах не производится в явном виде учет характеристик маршрутизируемых потоков пакетов, а соответственно и фактической загруженности интерфейсов маршрутизаторов сети. Это отрицательно сказывается прежде всего на эффективности использования межсетевых ресурсов, на который могут претендовать в ходе многоуровневой маршрутизации потоки различных доменов. Выход из сложившегося положения видится в переходе к декомпозиционному представлению потоковых моделей, позволяющих наиболее адекватно описать процессы иерархической маршрутизации в современных телекоммуникационных сетях. При этом в ходе разработки метода иерархической маршрутизации важно максимально отказаться от эвристического подхода, а

использовать теоретически обоснованные решения, основанные на учете постулатов и принципов хорошо апробированной теории иерархических многоуровневых систем [6, 7]. Отличительной чертой данного подхода является введение на верхнем иерархическом уровне процедуры координации решений, получаемых на нижнем уровне – уровне доменов, для максимального приближения качества конечных результатов к централизованной маршрутизации с сохранением размерности маршрутных задач нижнего уровня, характерных для децентрализованной (распределенной) маршрутизации.

Подход, основанный на применении теории иерархических многоуровневых систем, уже нашел свое применение при разработке ряда моделей и методов управления трафиком [8-16]. Так в работах [8-10] представлены иерархическо-координационные решения по управлению канальным и буферным ресурсом ТКС, а в статьях [11-16] описаны модели и методы, касающиеся непосредственно проблематики иерархической маршрутизации. Например, результаты, описанные в работах [12-15], ориентированы на реализацию иерархической маршрутизации в MPLS-сетях. В этом случае маршрутные решения, получаемые автономно на каждом из приграничных маршрутизаторов (LER), координируются верхним уровнем управления с целью недопущения перегрузки каналов связи, выступающих общим сетевым ресурсом. В работах [8, 16] рассматривается вариант иерархической маршрутизации, основанный на декомпозиционном представлении как структуры ТКС, так и функциональной модели, описанной с помощью системы разностных уравнений загрузки буферов очередей на маршрутизаторах сети. В данной работе развивается подход, предложенный в работах [11-16], но для случая реализации иерархическо-координационной междоменной маршрутизации, представленной потоковой моделью.

2. Потоковая модель междоменной маршрутизации

Пусть структура ТКС представлена в виде ориентированного графа $G = (M, E)$, где M – это множество вершин графа, которые моделируют маршрутизаторы сети, а E – множество ребер графа, моделирующие каналы связи. 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 ($k \in K$) считается известной его средняя скорость пакетов (интенсивность) – λ^k , измеряемая в пакетах в секунду (1/с).

В ходе разработки декомпозиционной модели междоменной маршрутизации предположим, что телекоммуникационная сеть состоит из N взаимосвязанных между собой подсетей – доменов. Тогда, пусть каждый отдельный p -й домен в ТКС описывается с помощью подграфа $G^p = (M^p, E^p)$ графа G , где $M^p = \{M_i^p; i = \overline{1, m_p}\}$ – 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 каналов, соединяющих маршрутизаторы p -го домена (рис. 1).

Условимся, что в ходе декомпозиции ТКС граница доменов проходит через маршрутизаторы сети как это реализовано, например, в протоколе OSPF:

$$M^p \cap M^q \neq \emptyset \text{ и } E^p \cap E^q = \emptyset,$$

т.е. некоторые маршрутизаторы ТКС могут принадлежать одновременно нескольким смежным доменам. Также для каждого p -го домена определим множество приграничных маршрутизаторов B^p , где $B^p \in M^p$, через которые потоки поступают или убывают из данного домена. В свою очередь все множество приграничных маршрутизаторов p -го домена можно разделить на два подмножества: $B_{in}^{p,k}$ – подмножество приграничных

маршрутизаторов, через которые k -й поток поступает в p -й домен; $B_{out}^{p,k}$ – подмножество приграничных маршрутизаторов, через которые k -й поток убывает из p -го домена. Для каждого канала связи p -го домена через $\varphi_{(i,j)}^p$ обозначим его пропускную способность, измеряемую в пакетах в секунду (1/с).

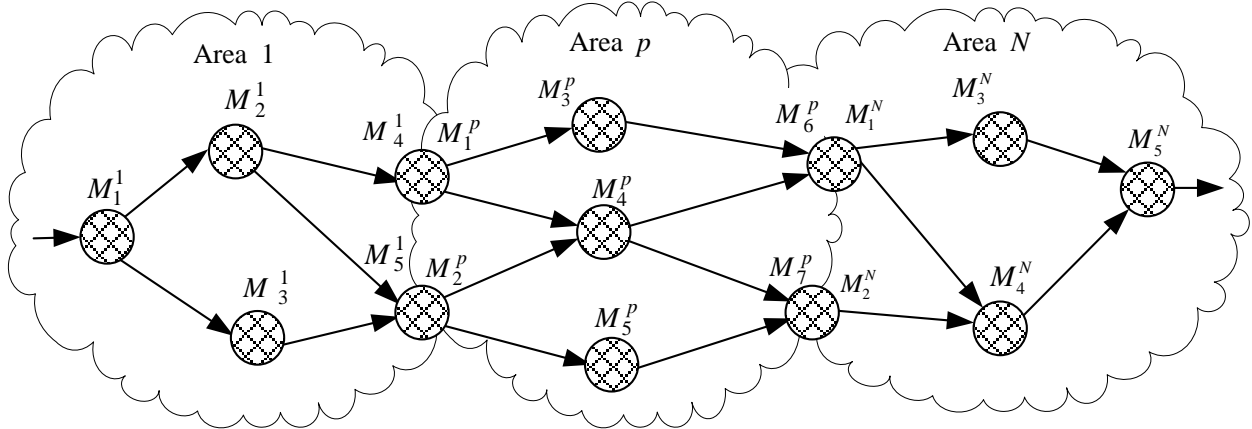


Рис. 1. Представление структуры ТКС, содержащей несколько доменов, в виде ориентированного графа

Пусть в ходе решения задачи иерархическо-координационной междоменной маршрутизации для каждого p -го домена необходимо рассчитать маршрутные переменные $x_{(i,j)}^{p,k}$, которые характеризуют долю интенсивности k -го потока пакетов, протекающего в канале $E_{i,j}^p \in E^p$. Для каждого маршрутизатора p -го домена необходимо выполнить условия сохранения для каждого k -го потока для обеспечения связности рассчитываемых междоменных маршрутов в сети. Если p -й домен является транзитным для k -го потока пакетов, то подобные условия имеют вид:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{p,k} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{(i,j)}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{(j,i)}^{p,k} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{(i,j)}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{(j,i)}^{p,k} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{p,k} \in B^p} \left(\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{(i,j)}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{(j,i)}^{p,k} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (1)$$

Система уравнений (1) должна выполняться для каждого k -го потока пакетов в отдельности, причем первое условие системы (1) охватывает все приграничные маршрутизаторы, через которые k -й поток поступает в p -й домен; второе условие вводится для тех маршрутизаторов p -го домена, которые для k -го потока являются транзитными; третье условие должно выполняться для всех приграничных маршрутизаторов, через которые k -й поток убывает из p -го домена.

Если k -й поток пакетов сгенерирован в p -м домене, а его источником является, например, маршрутизатор M_i^p , то для этой сети первое условие системы (1) несколько упростится и примет вид

$$\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{(i,j)}^{p,k} = 1.$$

Остальные равенства в системе (1) останутся неизменными. В случае когда маршрутизатор M_i^p p -го домена выступает получателем пакетов k -го потока, то упростится лишь последнее уравнение системы (1), принимая следующий вид:

$$\sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{(j,i)}^{p,k} = 1.$$

Кроме того, с целью предотвращения перегрузки каналов связи p -го домена сети важно выполнить следующие условия:

$$\sum_{k \in K} \lambda^k x_{(i,j)}^{p,k} \leq \varphi_{(i,j)}^p, \quad p = \overline{1, N}. \quad (2)$$

При реализации однопутевой маршрутизации на маршрутные переменные накладываются ограничения вида:

$$x_{(i,j)}^{p,k} \in \{0,1\}, \quad (3)$$

а для обеспечения реализации многопутевой маршрутизации – ограничения вида:

$$0 \leq x_{(i,j)}^{p,k} \leq 1. \quad (4)$$

Маршрутные переменные (3), (4) являются координатами соответствующих маршрутных векторов, которые в соответствии с проведенной структурной декомпозицией подлежат функциональной декомпозиции:

$$\vec{x} = \begin{bmatrix} \vec{x}_1 \\ \vec{x}_2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p \\ \vdots \\ \vec{x}_N \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p = \begin{bmatrix} \vec{x}_p^1 \\ \vec{x}_p^2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p^k \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{\tilde{K}} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^k = \begin{bmatrix} x_{(1,2)}^{p,k} \\ x_{(1,3)}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{(i,j)}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{(m_p, m_p-1)}^{p,k} \end{bmatrix}, \quad (5)$$

причем \vec{x} – это вектор маршрутных переменных, определяющих порядок маршрутизации потоков в ТКС в целом; вектор \vec{x}_p определяет порядок маршрутизации всех потоков, циркулирующих в p -м домене; вектор \vec{x}_p^k определяет результат решения задачи маршрутизации k -го потока в p -м домене.

3. Условия междоменного взаимодействия

При распределенном (децентрализованном) расчете векторов \vec{x}_p и \vec{x}_p^k в пределах каждого отдельного p -го домена важно обеспечить связность междоменных маршрутов, т.е. маршрутов, проходящих через множество маршрутизаторов различных доменов. По

аналогии с результатами, полученными в работах [8, 16], это подразумевает введение в структуру модели (1)-(5) дополнительных условий междоменного взаимодействия:

$$C_{p,q}^k \bar{x}_p^k = C_{q,p}^k \bar{x}_q^k, \quad p, q = \overline{1, n}, \quad p \neq q, \quad k \in K, \quad (6)$$

где $C_{p,q}^k$ – матрица взаимодействия p -го и q -го доменов, имеющая размер $m_{p,q} \times m_x^{p,k}$; $m_{p,q} = |M^p \cap M^q|$ – число маршрутизаторов, через которые проходит граница между p -м и q -м доменом; $m_x^{p,k}$ – число координат $x_{(i,j)}^{p,k}$ вектора \bar{x}_p^k .

Для получения более наглядного представления о структуре и содержании вводимых в предлагаемой модели матриц взаимодействия доменов рассмотрим примеры формирования подобных матриц на ряде сетевых структур. Пусть в первом случае рассматривается структура сети, представленная на рис. 2 и состоящая из двух доменов (Area 1 и Area 2). Граница доменов, определенная в ходе структурной декомпозиции ТКС, проходит через два маршрутизатора, которые принадлежат обоим доменам. В обозначениях первого домена (рис. 2) это маршрутизаторы M_5^1 и M_6^1 , а в обозначениях второго – M_1^2 и M_2^2 . Необходимо решить задачу междоменной маршрутизации потока пакетов, передаваемых, например, между маршрутизаторами M_1^1 и M_2^6 .

На рис. 2 показан случай, когда каждый из двух приграничных маршрутизаторов содержит по два интерфейса в каждом домене. Тогда векторы \bar{x}_1 и \bar{x}_2 , определяющие результат решения задачи маршрутизации единственного (первого) потока пакетов в первом и втором доменах соответственно, примут соответственно вид:

$$\bar{x}_1 = \begin{bmatrix} x_{(1,2)}^{1,1} \\ x_{(1,3)}^{1,1} \\ x_{(1,4)}^{1,1} \\ x_{(2,5)}^{1,1} \\ x_{(3,5)}^{1,1} \\ x_{(3,6)}^{1,1} \\ x_{(4,6)}^{1,1} \end{bmatrix} \quad \text{и} \quad \bar{x}_2 = \begin{bmatrix} x_{(1,3)}^{2,1} \\ x_{(1,4)}^{2,1} \\ x_{(2,4)}^{2,1} \\ x_{(2,5)}^{2,1} \\ x_{(3,6)}^{2,1} \\ x_{(4,6)}^{2,1} \\ x_{(5,6)}^{2,1} \end{bmatrix}.$$

С учетом введенных обозначений и проведенной декомпозиции условия взаимодействия (6) доменов Area 1 и Area 2 (рис. 2) имеют такой скалярный вид:

$$\text{для маршрутизатора } M_5^1 (M_1^2): \quad x_{(1,3)}^{2,1} + x_{(1,4)}^{2,1} = x_{(2,5)}^{1,1} + x_{(3,5)}^{1,1};$$

$$\text{для маршрутизатора } M_6^1 (M_2^2): \quad x_{(2,4)}^{2,1} + x_{(2,5)}^{2,1} = x_{(3,6)}^{1,1} + x_{(4,6)}^{1,1}.$$

В этой связи искомые матрицы взаимодействия доменов, имеющих ввиду симметричной структуры доменов одинаковый размер 2×7 , можно записать в форме

$$C_{2,1}^1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad \text{и} \quad C_{1,2}^1 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix},$$

а сами условия (6) для рассмотренного случая (рис. 2) допускают запись:

$$\begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} x_{(1,3)}^{2,1} \\ x_{(1,4)}^{2,1} \\ x_{(2,4)}^{2,1} \\ x_{(2,5)}^{2,1} \\ x_{(3,6)}^{2,1} \\ x_{(4,6)}^{2,1} \\ x_{(5,6)}^{2,1} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} x_{(1,2)}^{1,1} \\ x_{(1,3)}^{1,1} \\ x_{(1,4)}^{1,1} \\ x_{(2,5)}^{1,1} \\ x_{(3,5)}^{1,1} \\ x_{(3,6)}^{1,1} \\ x_{(4,6)}^{1,1} \end{pmatrix}.$$

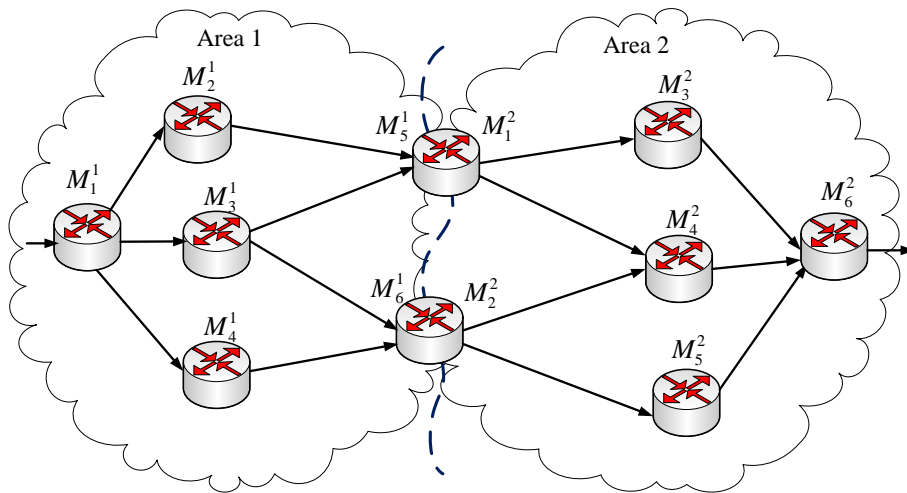


Рис. 2. Пример первой структуры ТКС для получения условий взаимодействия доменов

Случай, когда ТКС, представлена двумя доменами (Area 1 и Area 2), но имеющих асимметричную друг по отношению к другу структуру, показан на рис. 3. Граница между доменами, например, также проходит через два приграничных маршрутизатора: M_5^1 (M_1^2) и M_6^1 (M_2^2). Для данного рассматриваемого варианта характерно, что приграничные маршрутизаторы имеют различное число интерфейсов, принадлежащих разным доменам: два интерфейса принадлежат первому домену и один интерфейс – второму.

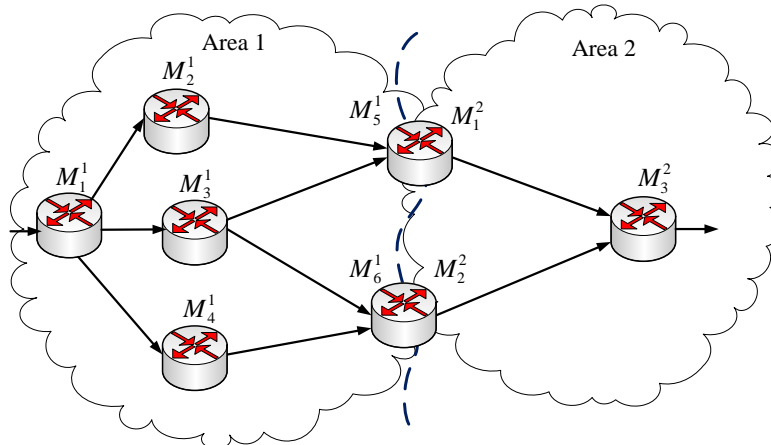


Рис. 3. Пример второй структуры ТКС для получения условий взаимодействия доменов

Результат решения задач маршрутизации в первом и втором доменах (рис. 3) можно представить в виде соответствующих маршрутных векторов:

$$\vec{x}_1 = \begin{bmatrix} x_{(1,2)}^{1,1} \\ x_{(1,3)}^{1,1} \\ x_{(1,4)}^{1,1} \\ x_{(2,5)}^{1,1} \\ x_{(3,5)}^{1,1} \\ x_{(3,6)}^{1,1} \\ x_{(4,6)}^{1,1} \end{bmatrix} \quad \text{и} \quad \vec{x}_2 = \begin{bmatrix} x_{(1,3)}^{2,1} \\ x_{(2,3)}^{2,1} \end{bmatrix}.$$

Тогда условия взаимодействия доменов в скалярном виде можно записать таким образом:

$$\begin{aligned} x_{(1,3)}^{2,1} &= x_{(2,5)}^{1,1} + x_{(3,5)}^{1,1}; \\ x_{(2,3)}^{2,1} &= x_{(3,6)}^{1,1} + x_{(4,6)}^{1,1}, \end{aligned}$$

в связи с чем матрицы взаимодействия доменов, имеющих ввиду асимметричной структуры доменов ТКС размеры 2×2 и 2×7 соответственно, можно записать в форме

$$C_{2,1}^1 = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} \quad \text{и} \quad C_{1,2}^1 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix},$$

В матричной форме условия взаимодействия доменов (6) для структуры ТКС, приведенной на рис. 3, примет вид:

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{(1,3)}^{2,1} \\ x_{(2,3)}^{2,1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{(1,2)}^{1,1} \\ x_{(1,3)}^{1,1} \\ x_{(1,4)}^{1,1} \\ x_{(2,5)}^{1,1} \\ x_{(3,5)}^{1,1} \\ x_{(3,6)}^{1,1} \\ x_{(4,6)}^{1,1} \end{bmatrix}$$

или в упрощенной форме

$$\vec{x}_2^1 = C_{1,2}^1 \vec{x}_1^1.$$

4. Метод иерархическо-координационной междоменной маршрутизации

Основываясь на предложенной выше математической модели (1)-(6) в основу предлагаемого метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации будет положено решение оптимизационной задачи по расчету векторов маршрутных переменных

\vec{x}_p^k ($p = \overline{1, N}, k \in K$) при соблюдении ограничений (1)-(4), (6) в ходе использования следующего критерия оптимальности получаемых решений:

$$\min F, \quad F = \sum_{p \in N} \sum_{k \in K} (\vec{x}_p^k)^t H_p^k \vec{x}_p^k, \quad (7)$$

в котором H_p^k – диагональная матрица весовых коэффициентов, координатами которой, как правило, являются маршрутные метрики каналов связи в p -м домене ТКС, $[\cdot]^t$ – операция транспонирования вектора (матрицы). Целевая функция F численно характеризует суммарные условные затраты на организацию процесса междоменной маршрутизации в ТКС.

Для придания искомым решениям свойств иерархическо-координационной маршрутизации в ходе решения сформулированной оптимизационной задачи, связанной с минимизацией выражения (7) при наличии ограничений (1)-(4), (6), будет использован принцип целевой координации [6, 7]. Тогда, переходя к задаче на безусловный экстремум

$$\min_x F = \max_{\vec{\mu}} L,$$

необходимо максимизировать по $\vec{\mu}$ лагранжиан вида:

$$L = \sum_{p=1}^N \sum_{k \in K} (\vec{x}_p^k)^t H_p^k \vec{x}_p^k + \sum_{p=1}^N \sum_{q=1}^N \sum_{\substack{k \in K \\ q \neq p}} \vec{\mu}_{p,q}^k (C_{p,q}^k \vec{x}_p^k - C_{q,p}^k \vec{x}_q^k), \quad (8)$$

где $\vec{\mu}$ – вектор множителей Лагранжа, а $\vec{\mu}_{p,q}$ – подвекторы вектора $\vec{\mu}$, отнесенные к каждому из векторно-матричных условий взаимодействия доменов (6).

В виду того, что в рамках принципа целевой координации векторы множителей Лагранжа $\vec{\mu}$ рассчитываются на верхнем уровне и для нижнего уровня являются известными значениями, то выражение (8) можно представить в следующей декомпозиционной форме:

$$L = \sum_{p=1}^N L_p, \quad (9)$$

$$L_p = \sum_{k \in K} (\vec{x}_p^k)^t H_p^k \vec{x}_p^k + \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k \in K^+} \vec{\mu}_{p,q}^k C_{p,q}^k \vec{x}_p^k - \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k \in K^-} \vec{\mu}_{q,p}^k C_{p,q}^k \vec{x}_p^k,$$

где K_p^+ – подмножество потоков, которые поступают в p -й домен из других доменов ТКС; K_p^- – подмножество потоков, которые выходят из p -го домена ($K_p^+, K_p^- \in K$). Если k -й поток генерируется в p -м домене, то $k \in K_p^+$. Согласно проведенной функциональной декомпозиции в выражении (9) все слагаемые отнесены к p -му домену, причем второе и третье слагаемые в этом выражении отвечают за согласование порядка маршрутизации соответственно исходящих и входящих потоков для p -го домена ТКС.

Таким образом, общая проблема междоменной маршрутизации сформулирована как задача иерархическо-координационной двухуровневой оптимизации. На нижнем иерархическом уровне происходит расчет маршрутных переменных, представленных векторами \vec{x}_p^k ($p = \overline{1, N}, k \in K$). На верхнем уровне предлагаемого метода происходит координация решений, полученных на нижнем уровне, с целью обеспечения выполнения

условий междоменного взаимодействия (6) путём модификации векторов множителей Лагранжа в ходе выполнения градиентной итерационной процедуры:

$$\bar{\mu}_{p,q}^k(\alpha+1) = \bar{\mu}_{p,q}^k(\alpha) + \nabla \bar{\mu}_{p,q}^k, \quad (10)$$

где α – номер итерации; $\nabla \bar{\mu}_{p,q}^k$ – градиент функции (9), который рассчитывается исходя из получаемых на нижнем уровне результатов решения задач маршрутизации \bar{x}_p^{k*} ($p = \overline{1, N}$, $k \in K$) в каждом конкретном домене:

$$\nabla \bar{\mu}_{p,q}^k(x) \Big|_{x=x^*} = C_{p,q} \bar{x}_p^k - C_{q,p} \bar{x}_q^k. \quad (11)$$

При приближении значений координат градиента (10) к нулю будет обеспечиваться связность междоменных маршрутов. Эффективность предложенного метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации с точки зрения оптимальности и оперативности получаемых решений во многом зависит от скорости сходимости координирующей процедуры (10)-(11). С технологической точки зрения чем меньше итераций потребуется для получения искомого оптимального решения, тем ниже объем циркулирующего в сети служебного трафика, передаваемого между иерархическими уровнями о результатах расчетов на каждой из итераций, и время решения задачи маршрутизации в ТКС в целом.

5. Исследование метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации

Проведем исследование предложенного метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в ТКС с целью подтверждения его работоспособности, адекватности и эффективности получаемых результатов расчета. В ходе исследования данного метода также проанализируем влияние на процесс сходимости градиентной координирующей процедуры (10)-(11) основных топологических и функциональных параметров ТКС: структуры ТКС и связности доменов; интенсивности циркулирующих в ней потоков, и реализуемой стратегии маршрутизации – одно или многопутевой.

В рамках первого рассматриваемого примера проанализируем характер решений задачи иерархическо-координационной маршрутизации для варианта структуры телекоммуникационной сети, показанной на рис. 4. Данная ТКС состоит из двух доменов (Area 1, Area 2). Первый домен (Area 1) содержит четыре маршрутизатора: $M^1 = \{M_1^1, M_2^1, M_3^1, M_4^1\}$, второй домен содержит аналогично первому также четыре маршрутизатора: $M^2 = \{M_1^2, M_2^2, M_3^2, M_4^2\}$. Взаимодействие между доменами осуществляется через маршрутизаторы M_3^1 (M_1^2) и M_4^1 (M_2^2). Пусть узлом-отправителем пакетов выступает маршрутизатор M_1^1 , находящийся в первом домене, а узел-получатель – маршрутизатор M_4^2 , находящийся соответственно во втором домене. В разрывах каналов связи показана их пропускная способность (1/с). По главной диагонали матрицы H_p^k расположены величины $10^8/\varphi_{(i,j)}^p$ по аналогии со значениями маршрутных метрик, характерными для протокола OSPF.

В ходе расчетов интенсивность потока пакетов изменялась от 10 до 300 1/с. Так, например, при интенсивности потока в 30 1/с на рис. 5 представлено начальное решение задачи междоменной маршрутизации, т.е. до начала процесса координации. На рис. 5 в разрывах каналов связи уже указана дробь, где в числителе представлена интенсивность

потока передаваемых пакетов, а в знаменателе – пропускная способность данного канала связи.

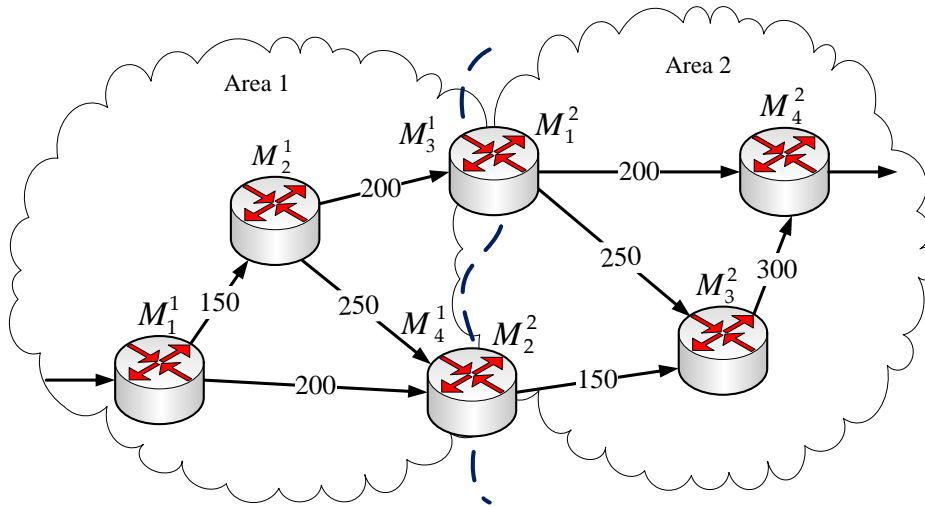


Рис. 4. Структура первой исследуемой сети

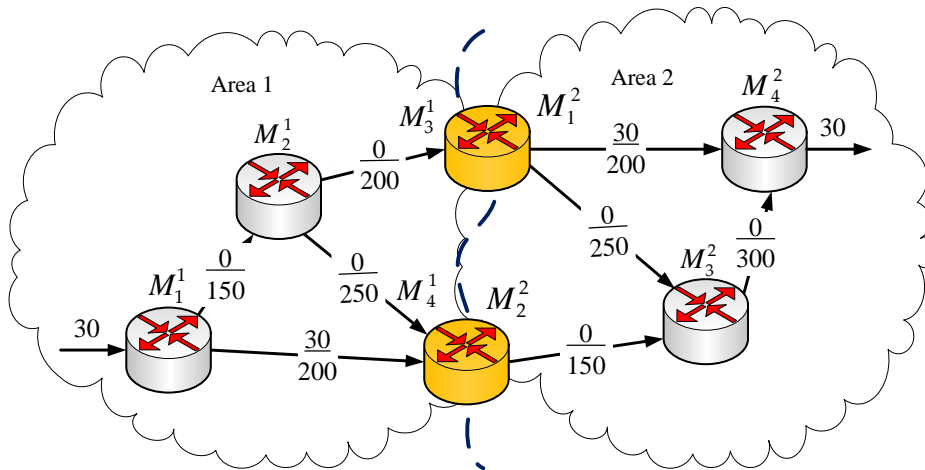


Рис. 5. Начальное решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 30 1/с по каналам связи ТКС

Ввиду того, что расчет маршрутов в различных доменах производился независимо друг от друга, то связность междоменного маршрута не была обеспечена (рис. 5), т.к. из первого домена поток выходил через маршрутизатор M_4^1 (M_2^2), а во второй домен поступал через маршрутизатор M_1^2 (M_3^1), т.е. условия междоменного взаимодействия (6) не были выполнены. Начальный выбор маршрутов в каждом из доменов продиктован тем, что именно они являются оптимальными, т.е. «кратчайшими» в рамках выбранной метрики. Эти маршруты являются, с одной стороны, наиболее производительными, а с другой, содержат минимальное число переприемов (hops), т.к. используемый критерий носит аддитивный характер.

Проводимая на верхнем уровне иерархии предлагаемого метода координация маршрутных решений, полученных в отдельных доменах, и направленная на обеспечение выполнения условий взаимодействия (6) приводит к тому, что связность единственного рассчитанного междоменного маршрута была обеспечена уже после третьей координирующей итерации (рис. 6).

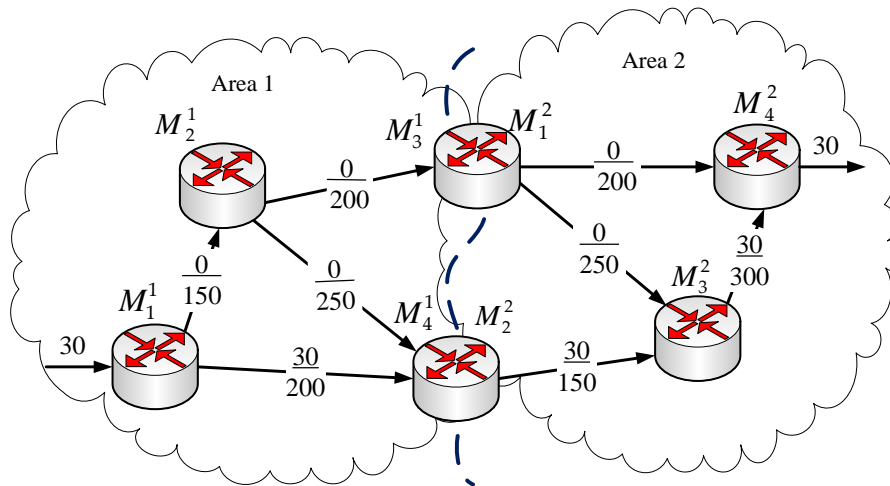


Рис. 6. Результирующее (скоординированное) решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 30 1/с по каналам связи ТКС

Подобная ситуация была характерна и при увеличении интенсивности потока до 150 1/с, т.е. реализовывалась однопутевая стратегия маршрутизации, а координация осуществлялась за три итерации. При дальнейшем увеличении интенсивности того же потока при тех же исходных данных по структуре сети и пропускным способностям каналов связи (рис. 4) сходимость координирующей процедуры обеспечивалась уже после пятой итерации, а маршрутные решения носили многопутевой характер. При этом на рис. 7 показано начальное решение (до начала действия координирующей процедуры) задачи междоменной маршрутизации при интенсивности потока до 300 1/с. Обозначения в разрывах каналов связи идентично приведенным на рис. 5 и 6. В каждом из доменов реализуется многопутевая маршрутизация, т.к. ни один из каналов не справится с такой нагрузкой. Однако ввиду отсутствия координации маршрутных решений, получаемых в отдельных доменах, связность междоменных маршрутов не обеспечивалась (рис. 7).

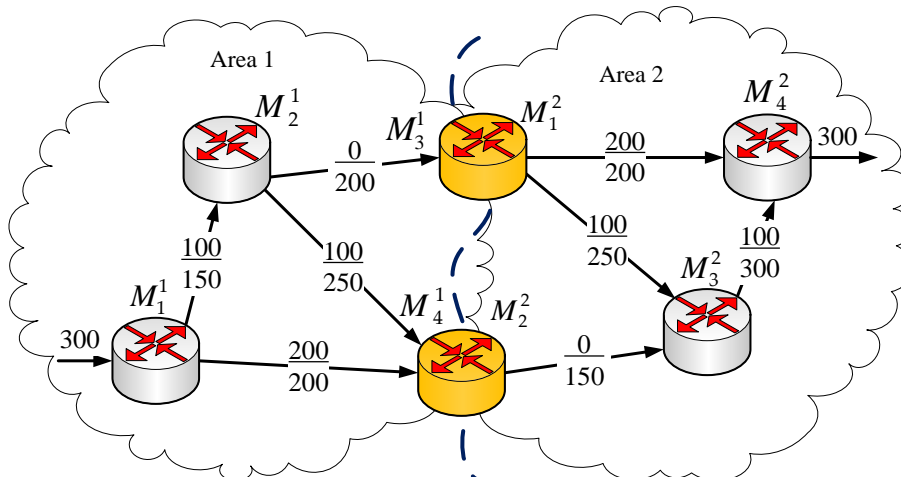


Рис. 7. Начальное решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 300 1/с по каналам связи ТКС

На рис. 8 показано промежуточное решение задачи иерархической междоменной маршрутизации, полученное после третьей координирующей итерации. В рамках данного маршрутного решения все еще не выполняются условия междоменного взаимодействия (6), но наблюдается меньшее расхождение в результатах расчетов, полученных в различных доменах ТКС, по сравнению с начальным решением (рис. 7).

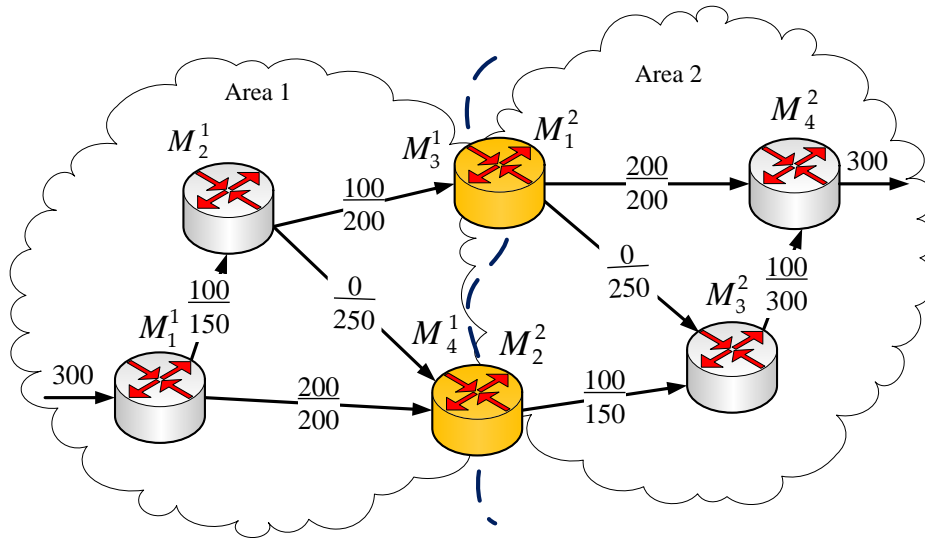


Рис. 8. Промежуточное решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 300 1/с по каналам связи ТКС после третьей координирующей итерации

На рис. 9 представлен результирующий порядок иерархической междоменной маршрутизации после пятой координирующей итерации работы предлагаемого метода, приводящий к выполнению условий междоменного взаимодействия (6). Рост числа итераций координирующей процедуры для получения искомого решения при увеличении интенсивности потока вызван необходимостью реализации многопутевой стратегии маршрутизации как внутри доменов, так и между ними, что предполагало расширение числа вариантов допустимого решения поставленной задачи.

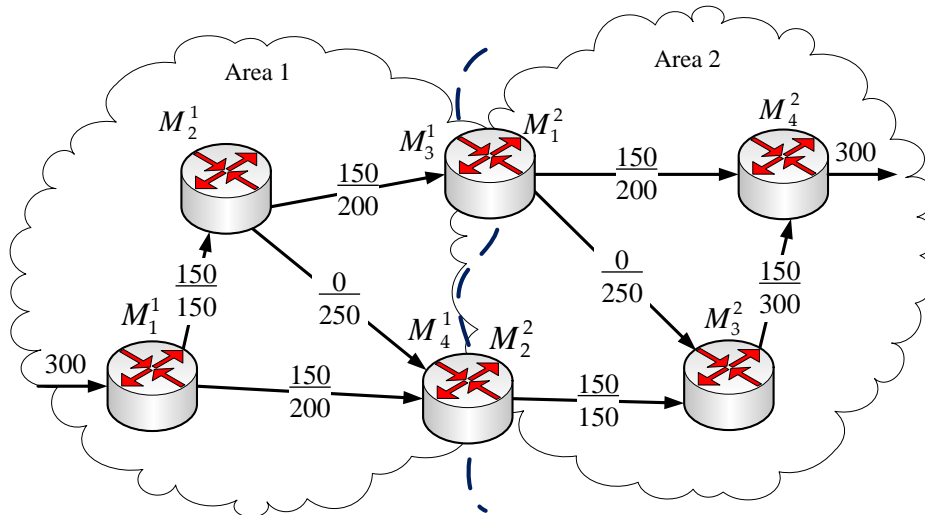


Рис. 9. Результирующее (скоординированное) решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 300 1/с по каналам связи ТКС

Продemonстрируем как влияет рост размерности доменов и связности приграничных маршрутизаторов (числа задействованных на них интерфейсов) на характер решений иерархической междоменной маршрутизации и скорость сходимости координирующей процедуры. Для этого исследуем структуру ТКС, представленную на рис. 10, в рамках которой также выделено два домена (Area 1 и Area 2), но в отличие от ранее рассмотренной структуры ТКС (рис. 4), первый домен содержит большее число маршрутизаторов и каналов связи, что привело к росту задействованных интерфейсов на приграничных маршрутизаторах этих доменов. На рис. 10 в разрывах каналов связи указаны их пропускные способности (1/с).

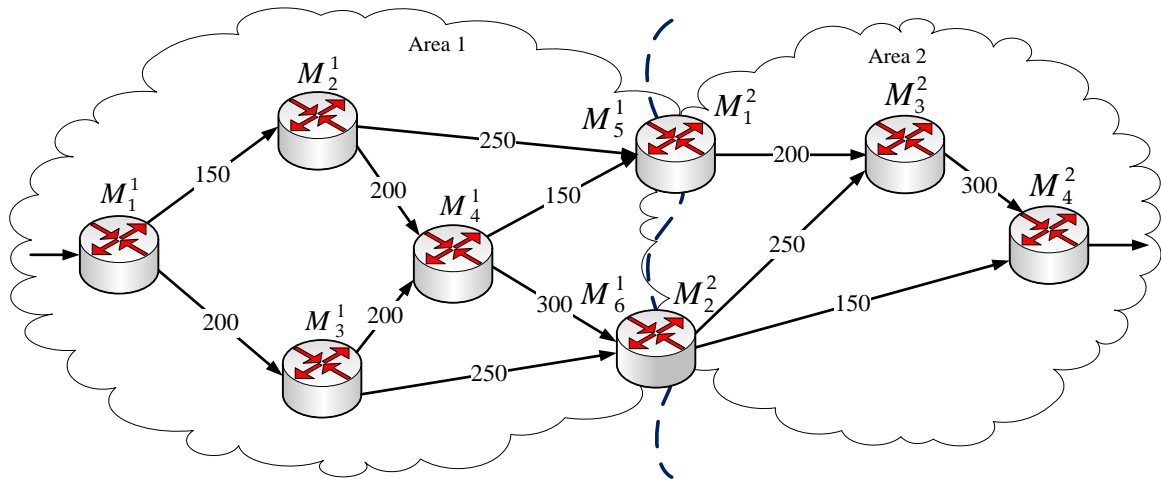


Рис. 10. Структура второй исследуемой сети

Таким образом, первый домен содержит шесть маршрутизаторов $M^1 = \{M_1^1, M_2^1, M_3^1, M_4^1, M_5^1, M_6^1\}$, а второй – четыре маршрутизатора $M^2 = \{M_1^2, M_2^2, M_3^2, M_4^2\}$. Взаимодействие между этими доменами осуществляется через маршрутизаторы M_5^1 (M_1^2) и M_6^1 (M_2^2). Пусть отправителем пакетов выступает маршрутизатор M_1^1 , находящийся в первом домене (Area 1), а получателем – маршрутизатор M_4^2 , находящийся во втором домене (Area 2).

В ходе исследования интенсивность потока изменялась от 10 до 350 1/с. При этом количество итераций координирующей процедуры росло пропорционально загруженности сети и изменялось от одной до трех. Так при интенсивности потока в 200 1/с (рис. 11) связность междоменного маршрута обеспечивалась уже после первой координирующей итерации, что во многом связано с реализацией однопутевой стратегии маршрутизации. На рис. 11 в разрывах каналов связи представлена дробь, где числитель – это интенсивность потока пакетов, протекающего в данном канале связи, а знаменатель – его пропускная способность.

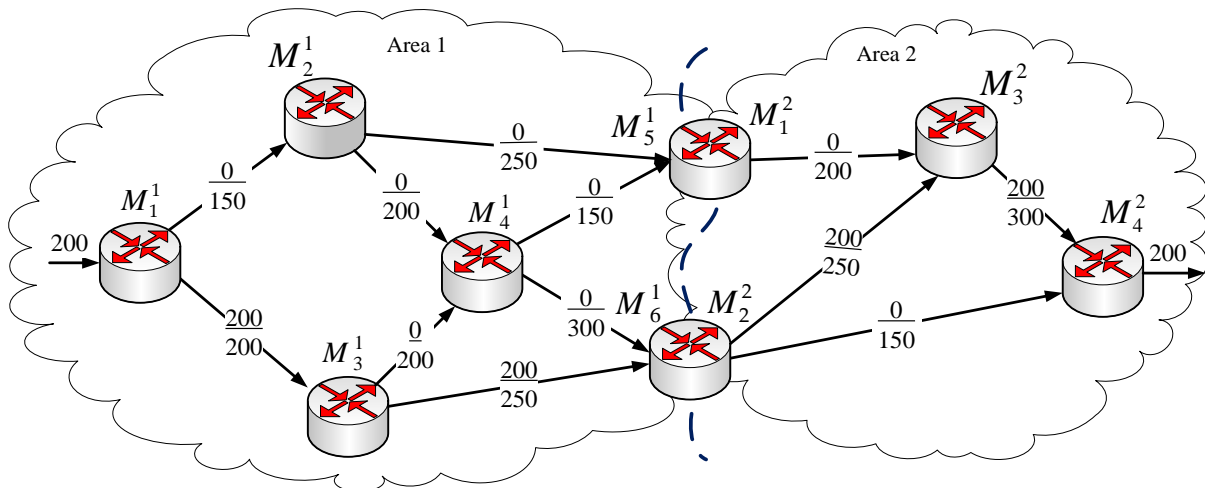


Рис. 11. Результирующее (скоординированное) решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 200 1/с по каналам связи ТКС

При реализации многопутевой междоменной маршрутизации, например, при интенсивности потока в 300 1/с предлагаемый метод обеспечивал сходимость к оптимальному решению за три итерации координирующей процедуры. На рис. 12

представлено начальное решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 300 1/с по каналам связи ТКС, структура которой представлена на рис. 10. В рамках начального решения поставленной задачи, т.е. до начала работы координирующей процедуры, связность междоменного маршрута не обеспечивалась (рис. 12), т.к. первый домен стремился передать пакеты и через маршрутизатор M_5^1 (M_1^2), и через M_6^1 (M_2^2) с интенсивностями соответственно в 100 и 200 1/с, а второй домен пытался принимать пакеты от первого домена лишь через маршрутизатор M_6^1 (M_2^2).

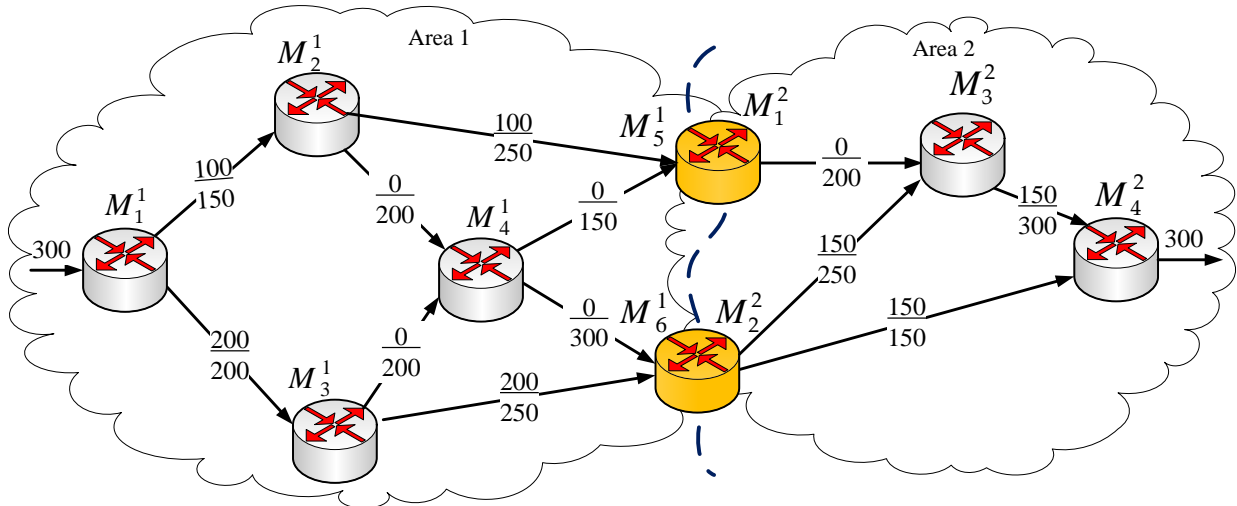


Рис. 12. Начальное решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 300 1/с по каналам связи ТКС

После окончания работы координирующей процедуры (10)-(11), а именно после третьей итерации, обеспечивалось выполнение условий междоменного взаимодействия (6), как показано на рис. 13.

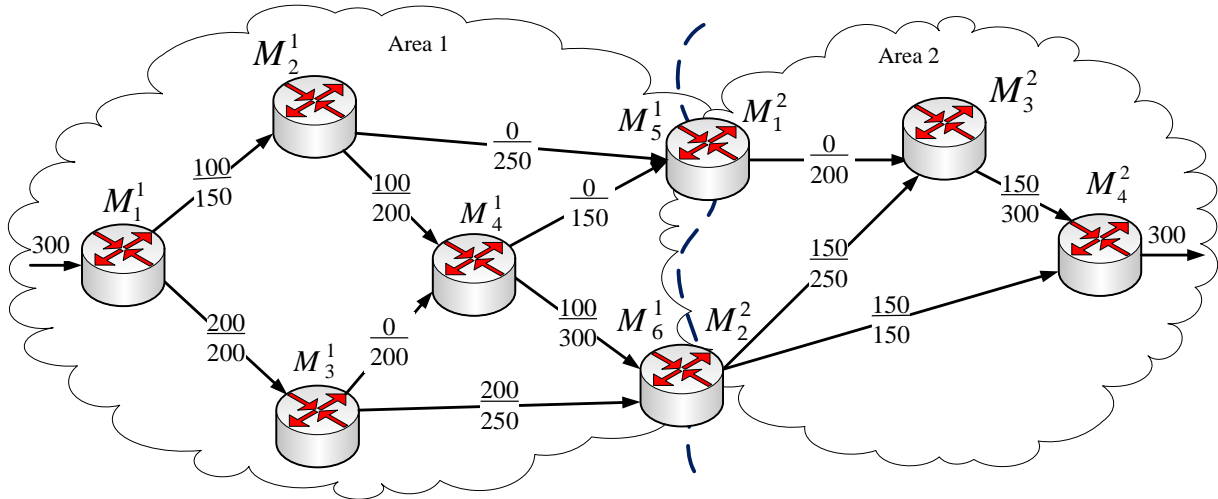


Рис. 13. Результирующее (скоординированное) решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 300 1/с по каналам связи ТКС

Дальнейшее исследование было направлено на определение степени влияния на сходимость координирующей процедуры числа приграничных маршрутизаторов, через которые взаимодействуют соседние домены. Для этого подлежала исследованию структура ТКС, представленная на рис. 14, в рамках которой два домена (Area 1 и Area 2). Каждый из

доменов содержит по семь маршрутизаторов: $M^1 = \{M_1^1, M_2^1, M_3^1, M_4^1, M_5^1, M_6^1, M_7^1\}$ и $M^2 = \{M_1^2, M_2^2, M_3^2, M_4^2, M_5^2, M_6^2, M_7^2\}$. Взаимодействие между этими доменами осуществляется уже через три маршрутизатора M_5^1 (M_1^2), M_6^1 (M_2^2) и M_7^1 (M_3^2). Пусть отправителем пакетов выступает маршрутизатор M_1^1 , находящийся в первом домене (Area 1), а получателем – маршрутизатор M_7^2 , находящийся во втором домене (Area 2). На рис. 14 в разрывах каналов связи указаны их пропускные способности (1/с).

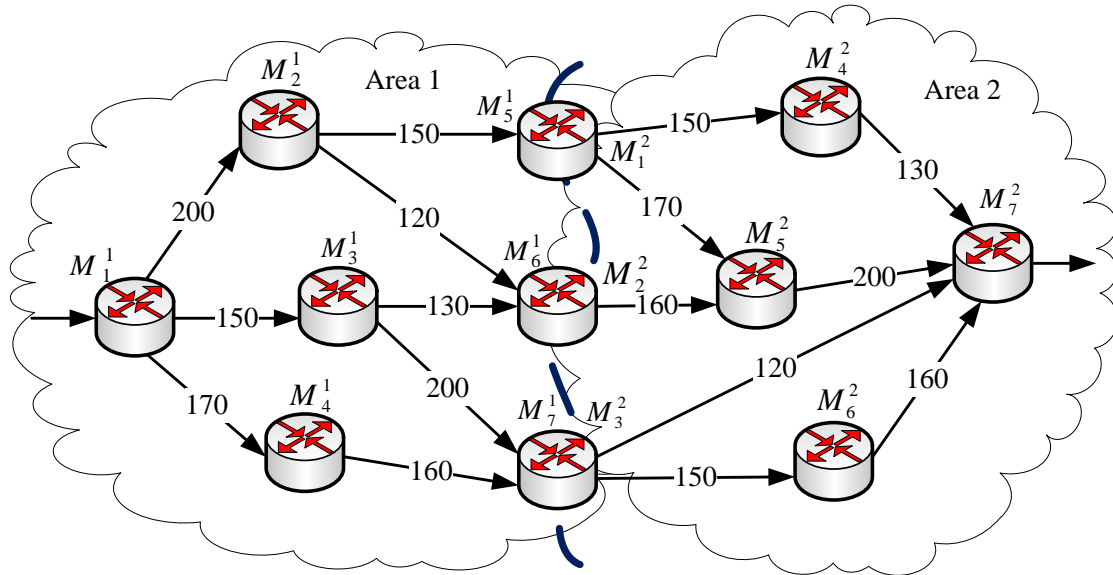


Рис. 14. Структура третьей исследуемой сети

В ходе исследования интенсивность потока изменялась от 10 до 300 1/с. При этом количество итераций для сходимости координирующей процедуры изменялось в зависимости от интенсивности потока и реализуемой стратегии маршрутизации. При интенсивности потока до 120 1/с реализовалась однопутевая стратегия маршрутизации, а сходимость координирующей процедуры обеспечивалась за 1-2 итерации. При росте интенсивности потока реализовалась многопутевая стратегия маршрутизации, а число координирующих итераций варьировалось от 3 до 4. Так, например, на рис. 15 показано начальное решение (до начала работы координирующей процедуры) задачи междоменной маршрутизации при интенсивности потока в 250 1/с, причем в разрывах каналов связи представлена дробь, где числитель – это интенсивность потока пакетов, протекающего в данном канале связи, а знаменатель – его пропускная способность.

В рамках начального решения поставленной маршрутной задачи связность междоменного маршрута не обеспечивалась (рис. 15), т.к. первый домен стремился передать пакеты через маршрутизаторы M_5^1 (M_1^2) и через M_7^1 (M_3^2) с интенсивностями соответственно в 130,58 и 119,42 1/с, а второй домен пытался принимать пакеты от первого домена через те же маршрутизаторы M_5^1 (M_1^2) и M_7^1 (M_3^2), но с интенсивностями 100 и 150 1/с соответственно.

Обеспечение выполнения условий междоменного взаимодействия было получено после окончания работы координирующей процедуры (10)-(11), а именно после третьей итерации как показано на рис. 16.

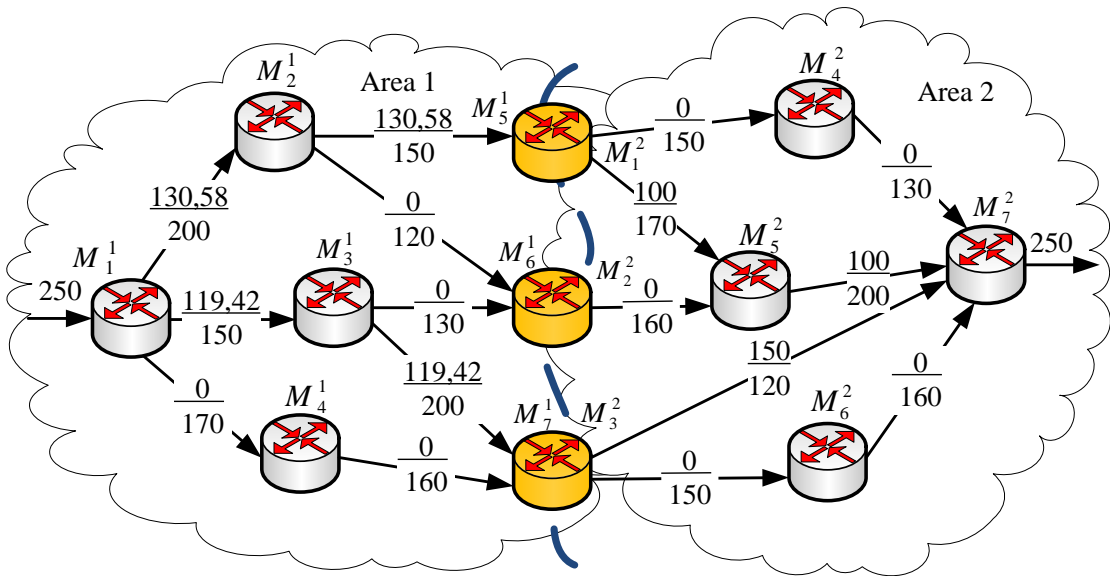


Рис. 15. Начальное решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 250 1/с по каналам связи ТКС

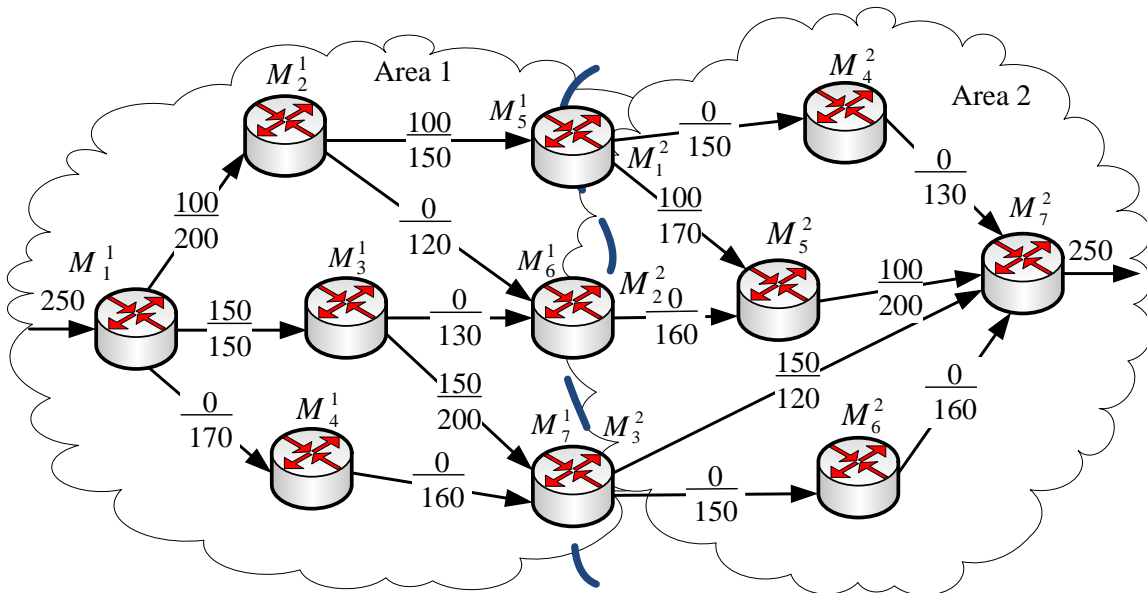


Рис. 16. Результирующее (скоординированное) решение задачи междоменной маршрутизации потока с интенсивностью 250 1/с по каналам связи ТКС

В ходе результирующего решения при построения междоменного мультипути были задействованы два приграничных маршрутизатора M_5^1 (M_1^2) и M_7^1 (M_3^2), через которые передавались пакеты с интенсивностями 100 и 150 1/с соответственно. Для этих маршрутов было характерным высокая пропускная способность и минимальное число переприемов, что определялось особенностью используемой маршрутной метрики.

Выводы

В данной статье впервые предложены математическая модель и метод иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети. Новизной модели является ее декомпозиционное представление с формулировкой условий междоменного взаимодействия (6), выполнение которых гарантировало связность рассчитываемых междоменных путей. Предлагаемый метод междоменной маршрутизации

основан на использовании принципа целевой координации, что гарантировало сходимость координирующей процедуры (10), (11) за конечное число итераций, что было подтверждено на множестве расчетных примеров. Использование координирующей процедуры позволило приблизить качество распределенной маршрутизации по доменам к результатам централизованной маршрутизации, но существенно снизив при этом размерность решаемой оптимизационной задачи.

В ходе исследования предлагаемого метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации было проанализировано влияние структуры сети, связности маршрутизаторов, числа приграничных маршрутизаторов, реализуемой стратегии маршрутизации (одно или многопутевой) и загруженности ТКС на сходимость координирующей процедуры (10), (11). Результаты исследования показали, что на рост числа итераций процедуры (10), (11) влияли повышение загруженности ТКС, если это сопровождалось реализацией многопутевой стратегии маршрутизации, а также увеличение числа приграничных маршрутизаторов. Это объяснялось возрастанием числа возможных вариантов решения задач маршрутизации в отдельных доменах, что и приводило к некоторому увеличению числа координирующих итераций (до 3-4). Другие особенности структуры доменов ТКС существенно на сходимость метода не влияли. При реализации однопутевой маршрутизации метод обеспечивал связность рассчитываемого междоменного маршрута в среднем за 1-2 итерации работы координирующей процедуры.

Реализация предлагаемых математической декомпозиционной модели и метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети позволит повысить масштабируемости маршрутных решений за счет снижения вычислительной сложности решаемых маршрутных задач, а также уменьшения объемов служебной информации о состоянии сети, циркулирующей в ТКС.

Список использованной литературы

1. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP: Пер. с англ. – М.: Изд. дом «Вильямс», 2003. – 386 с.
2. Uyless D. Black. IP routing protocols: RIP, OSPF, BGP, PNNI and Cisco routing protocols. Prentice Hall PTR, 2000. – 287 p.
3. Остерлох Х. Маршрутизация в IP-сетях. Принципы, протоколы, настройка. СПб.: ДиаСофт, 2002. – 512 с.
4. Хелеби С., Мак-Ферсон Д. Принципы маршрутизации в Internet, 2-е издание: Пер. с англ. – М.: Издательский дом "Вильямс", 2001. – 448 с.
5. Thomas T. OSPF Network Design Solutions, Second Edition II. Cisco Systems, Inc., 2003. – 478 p.
6. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. – М.: Издательство "Мир", 1973. – 344 с.
7. Сингх М., Титли А. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. М.: Машиностроение, 1986. – 494 с.
8. Шаров А.Н. Автоматизированные сети радиосвязи. – Л.: Военная академия связи, 1988. – 172 с.
9. Поповский В.В., Лемешко А.В., Евсеева О.Ю. Математические модели телекоммуникационных систем. Часть 1. Математические модели функциональных свойств телекоммуникационных систем [Электронный ресурс] // Проблемы телекомунікацій. – 2011. – № 2 (4). – С. 3 – 41. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2011/2/1/112_popovsky_functional.pdf.
10. Лемешко А.В., Семеняка М.В. Модель и метод предотвращения перегрузки с активным управлением очередью на узлах телекоммуникационной сети [Электронный ресурс] // Проблемы телекомунікацій. – 2014. – № 2 (14). – С. 91-104. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2014/2/1/142_lemeshko_aqm.pdf.

11. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан, Семеняка М.В. Модель и метод иерархической маршрутизации на основе резервирования ресурсов в сети IP/IntServ // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. 2010. – Вып. 163. – С. 79-84.
12. Lemeshko O.V., Ahmad M. Hailan, Starkova O.V. Multi-level traffic management in the MPLS-TE DiffServ network // 11-th International Conference THE EXPERIENCE OF DESIGNING AND APPLICATION OF CAD SYSTEMS IN MICROELECTRONICS Polyana-Svalyava-(Zakarpattia), UKRAINE 23 - 25 February 2011: Publishing House of Lviv Polytechnic, 2011. – P. 118-120.
13. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети [Электронный ресурс] // Проблемы телекомунікацій. 2015. № 1 (16). С. 54 - 71. Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_lemeshko_coordination.pdf.
14. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан. Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS-TE DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий [Электронный ресурс] // Проблемы телекомунікацій. – 2010. – № 1 (1). – С. 35-44. Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_lemeshko_traffic.pdf.
15. Nevzorova Ye.S., Arous K.M., Salakh M.T.R. Method for hierarchical coordinated multicast routing in a telecommunication network // Telecommunications and Radio Engineering. – 2016. – No 75 (13). – P. 1137-1151.
16. Лемешко А.В. Алгоритм иерархическо-координационного управления информационным обменом в сети передачи данных // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. – 1998. – Вып. №1. – С. 323-328.

Автори статті

Лемешко Олександр Віталійович – доктор технічних наук, професор, професор кафедри Інфокомунікаційної інженерії, Харківський національний університет радіоелектроніки, Харків, Україна. Тел. +38 057 702 13 20. E-mail: oleksandr.lemeshko@nure.ua

Невзорова Олена Сергіївна - аспірант кафедри Інфокомунікаційної інженерії, Харківський національний університет радіоелектроніки, Харків, Україна. Тел.: +38 057 702 13 20. E-mail: olena.nevzorova@nure.ua

Ілляшенко Андрій Євгенович - аспірант кафедри Інфокомунікаційної інженерії, Харківський національний університет радіоелектроніки, Харків, Україна. Тел. : +38 057 702 13 20. E-mail: andy.ilyashenko@gmail.com.

Authors of the article

Lemeshko Oleksandr Vitaliyovych - doctor of Science (technic), Professor, Professor of the Department of Information and communication engineering, Kharkiv National University of Radio Electronics, Kharkiv, Ukraine. Tel. +38 057 702 13 20. E-mail: oleksandr.lemeshko@nure.ua

Nevzorova Olena Serhiyivna - post-graduate student of the Department of Information and communication engineering, Kharkiv National University of Radio Electronics, Kharkiv, Ukraine. Tel.: +38 057 702 13 20. E-mail: olena.nevzorova@nure.ua

Ilyashenko Andriy Yevhenovych - post-graduate student of the Department of Information and communication engineering, Kharkiv National University of Radio Electronics, Kharkiv, Ukraine. Tel.: +38 057 702 13 20. E-mail: andy.ilyashenko@gmail.com.

Дата надходження в редакцію: 01.11.2016 р. Рецензент: д.т.н., проф. Б.Ю. Жураковський