

Е.С. НЕВЗОРОВА, К.М. АРУС, М.Т.Р. САЛАХ

ИЕРАРХИЧЕСКО-КООРДИНАЦИОННЫЙ МЕТОД МНОГОАДРЕСНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

Введение

Стремительное развитие телекоммуникаций и разработка все новых и новых мультимедийных приложений обосновывает переход к сетям нового поколения (New Generation Network, NGN), представляющих собой универсальную многоцелевую сеть, предназначенную для передачи трафика различных сервисов: видео, голоса, изображений, данных и др. Такие приложения как IP-радио, IP-телевидение, видео и аудио конференций все чаще привлекают такие формы вещания как один-ко-многим и многие-ко-многим. Данный вид вещания подразумевает необходимость реализации многоадресной потоковой маршрутизации (flow-based multicast routing). В настоящее время на практике широко используется набор протоколов многоадресной маршрутизации, например DVMRP (Distance Vector Multicast Routing Protocol), Multicast Расширения OSPF (MOSPF), PIM (Protocol Independent Multicast), в которых в явном виде не обеспечивается учет потоковой структуры мультимедийного трафика [1]. Кроме того, важной проблемой остается повышение масштабируемости решений по многоадресной маршрутизации с поддержкой качества обслуживания (Quality of Service). Под масштабируемостью понимается свойство системы сохранять в заданных рамках значения своей эффективности (показателей качества обслуживания) при росте её размерности (числа элементов и связей между ними). Традиционным выходом из сложившейся ситуации является переход к иерархическим (многоуровневым) решениям, сочетающим преимущества как централизованного, так и децентрализованного (распределенного) управления. Поэтому актуальной представляется задача, связанная с разработкой иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации.

Декомпозиционная модель многоадресной маршрутизации

Для разработки иерархическо-координационного метода потоковую модель многоадресной маршрутизации, разработанную в статье [2], необходимо представить в декомпозиционном виде по аналогии с декомпозиционной моделью одноадресной маршрутизации [3]. Пусть при разработке декомпозиционной модели многоадресной маршрутизации структура ТКС описывается с помощью ориентированного графа $G = (M, E)$, где $M = \{M_i, \overline{i, m}\}$ – множество вершин, моделирующее узлы (маршрутизаторы) сети, а E – множество дуг, моделирующее каналы связи (КС) сети. Для каждого КС, моделируемого дугой $(i, j) \in E$, задана пропускная способность, измеряемая в пакетах в секунду (1/с), которая будет обозначаться как $\varphi_{(i, j)}$. Тогда при реализации многоадресной маршрутизации «от источника» (on source) для каждого r -го узла-отправителя пакетов в ТКС необходимо рассчитать множество булевых переменных

$$x_{(i, j)}^{k_r} \in \{0; 1\}, \quad (1)$$

которые характеризуют долю интенсивности k_r -го потока пакетов, передаваемого по каналу $(i, j) \in E$, где k_r – это k -й поток пакетов, поступающий в сеть через r -й приграничный маршрутизатор, $k_r \in K$; K – множество потоков пакетов в сети.

С каждым k_r -м потоком связано ряд функциональных параметров:

λ^{k_r} – интенсивность k_r -го потока (1/с);

s_{k_r} – узел-отправитель;

$$d_{k_r}^* = \{d_{k_r}^1, d_{k_r}^2, \dots, d_{k_r}^{m_{k_r}}\} \quad (2)$$

– множество узлов-получателей;

m_{k_r} – число получателей k_r -го потока пакетов.

На маршрутные переменные (1) накладывается ряд ограничений:

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{k_r} \geq 1 \quad \text{при } k_r \in K, M_i = s_{k_r}, \quad (3)$$

если i -й маршрутизатор является узлом-отправителем;

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{k_r} = 1 \quad \text{при } k_r \in K, M_j \in d_{k_r}^*, \quad (4)$$

которые вводятся для всех узлов-получателей.

Ограничение (3) вводится для узла-отправителя, а его выполнение ориентирует на то, что от этого узла поток, поступающий на обслуживание, будет передан хотя бы одному смежному (соседнему) узлу-маршрутизатору. Условие (4) нацелено на обеспечение доставки пакетов потока на каждый узел-получатель, причем поток должен поступать на эти узлы лишь с одного смежного узла.

Для каждого j -го транзитного узла, в качестве которого может выступать любой узел сети, кроме отправителя, дополнительно вводятся следующие условия:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{k_r} \geq x_{(j,p)}^{k_r} \quad \text{при } k_r \in K, M_j \neq s_{k_r} \text{ и } M_j \notin d_{k_r}^* \quad (5)$$

выполнение которых делает возможным наличие потока в любом из исходящих от транзитного узла каналах связи $((j, p) \in E)$ лишь в том случае, когда этот поток поступает на этот узел хотя бы через один входящий КС $((i, j) \in E)$.

Для предотвращения образования контуров в предлагаемую модель вводятся условия (по числу контуров в сети) вида [2]

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

где E_π^i – множество дуг графа, образующих в соответствии со своей ориентацией i -й контур (π); $|E_\pi^i|$ – мощность множества E_π^i . Выполнение условия (6) гарантирует, что число задействованных в ходе многоадресной маршрутизации дуг, составляющих той или иной контур, всегда меньше общего количества дуг в этом контуре, т.е. контур в рассчитываемый маршрут не входит.

С целью недопущения перегрузки каналов связи маршрутизируемым трафиком необходимо выполнить следующие условия:

$$\sum_{M_r \in M} \sum_{k_r \in K} \lambda^{k_r} x_{(i,j)}^{k_r} \leq \Phi_{(i,j)}, \quad (i, j) \in E. \quad (7)$$

Выражение (7) ориентировано на организацию централизованной маршрутизации, когда все переменные $x_{(i,j)}^{k_r}$ ($M_r \in M, (i, j) \in E, k_r \in K$) определяются на едином сервере маршрутов. При реализации маршрутизации «от источника» подобных серверов несколько,

в их роли могут выступать приграничные маршрутизаторы из множества M . В этом случае условия (7) примут вид

$$\sum_{k_r \in K} \lambda^{k_r} x_{(i,j)}^{k_r} \leq \varphi_{(i,j)} - \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K} \lambda^{k_s} x_{(i,j)}^{k_s}. \quad (8)$$

Смысл выражения (8) состоит в том, что поток пакетов, маршрутизируемый r -м приграничным узлом, не должен по своей интенсивности превышать доступной пропускной способности канала связи, оставшейся после обслуживания потоков, поступающих через другие приграничные маршрутизаторы.

В векторно-матричной форме условие (8) можно представить в виде

$$B_r \bar{x}_r \leq D_r \bar{\varphi} - \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s, \quad (9)$$

где \bar{x}_r – вектор, координатами которого являются искомые переменные $x_{(i,j)}^{k_r}$; $\bar{\varphi}$ – вектор пропускных способностей каналов связи ТКС с координатами $\varphi_{(i,j)}$; B_r , D_r , C_{rs} , – согласующие матрицы, т.к. размерности векторов \bar{x}_r , \bar{x}_s и $\bar{\varphi}$, а также нумерации их координат в общем случае могут не совпадать.

В ходе расчёта векторов искомых переменных \bar{x}_r ($M_r \in M$) в качестве критерия оптимальности получаемых решений будет выбран минимум следующей целевой функции:

min F ,

$$F = \sum_{M_r \in M} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r, \quad (10)$$

в которой H_r – диагональная матрица весовых коэффициентов, координатами которой, как правило, являются маршрутные метрики каналов связи ТКС, $[\cdot]^t$ – функция транспонирования вектора (матрицы).

Иерархическо-координационный метод многоадресной маршрутизации, основанный на использовании принципа целевой координации

Для решения сформулированной оптимизационной задачи, связанной с минимизацией выражения (10) при наличии ограничений (3) – (8), используем принцип целевой координации [3 – 7]. Тогда, переходя к задаче на безусловный экстремум

$$\min_x F = \max_\mu L,$$

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

$$L = \sum_{M_r \in M} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \sum_{M_r \in M} \bar{\mu}_r^t (B_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s), \quad (11)$$

где $\bar{\mu}$ – вектор множителей Лагранжа, а $\bar{\mu}_r$ – подвекторы вектора $\bar{\mu}$, отнесенные к каждому из условий (9).

В рамках принципа целевой координации лагранжиан (11) представим в виде

$$L = \sum_{M_r \in M} L_r, \quad (12)$$

где

$$L_r = \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \bar{\mu}_r^t (B_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} \bar{\mu}_s^t C_{sr} \bar{x}_r), \quad (13)$$

предположив, что при наличии ограничений (9) величины $\bar{\mu}_r$ и $\bar{\mu}_s$ являются фиксированными и формируются на верхнем уровне иерархии.

Таким образом, целевая функции (10) приобретает сепарабельную форму (12), а общая проблема иерархической маршрутизации оказалась декомпозированной на ряд маршрутных задач (13). На нижнем уровне происходит расчет маршрутов (1) для многоадресных потоков узлами-отправителями, а основной задачей верхнего уровня является координация решений, полученных на нижнем уровне, с целью недопущения перегрузки каналов связи (8) путём модификации векторов множителей Лагранжа в ходе выполнения градиентной итерационной процедуры:

$$\bar{\mu}_r(\alpha + 1) = \bar{\mu}_r(\alpha) + \nabla \bar{\mu}_r, \quad (14)$$

где α – номер итерации; $\nabla \bar{\mu}_r$ – градиент функции (13), который рассчитывается исходя из получаемых на нижнем уровне результатов решения задач маршрутизации \bar{x}_r^* ($r \in M_r$) на каждом конкретном узле-отправителе:

$$\nabla \mu_r(x) \Big|_{x=x^*} = B_r \bar{x}_r^* - D_r \bar{\phi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s^*. \quad (15)$$

В соответствии с выражениями (11) – (15) на рис. 1 показана общая схема иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети.

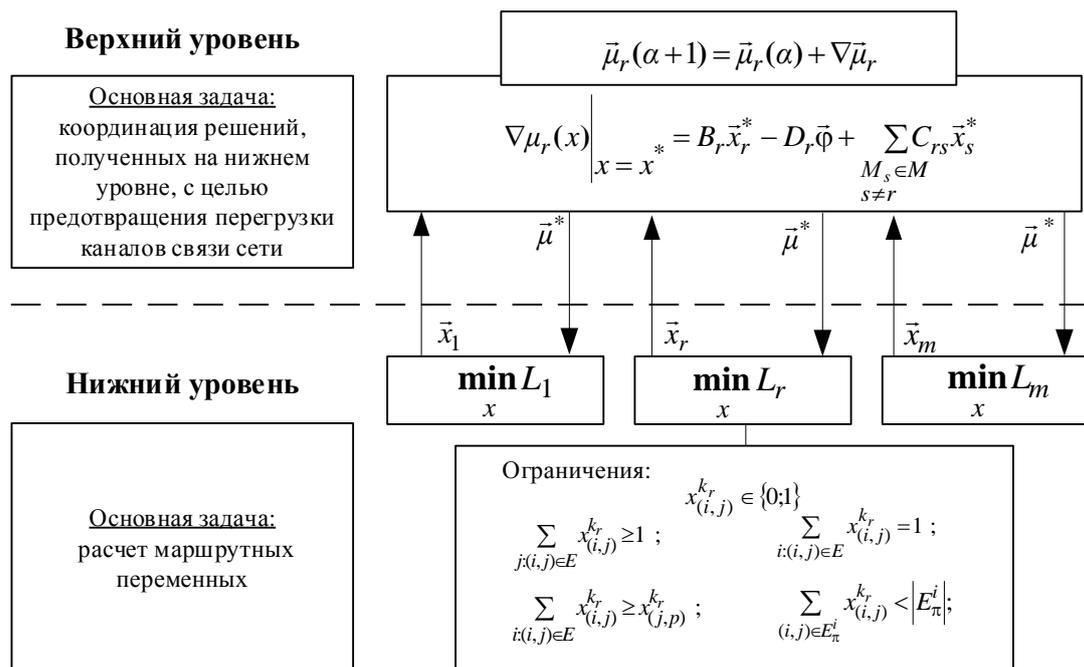


Рис. 1

Анализ решений иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации

Эффективность метода, представленного на рис.1, во многом определяется скоростью сходимости координирующей процедуры (14), (15). Чем меньше итераций необходимо для получения искомого оптимального решения, тем ниже объем циркулирующего в сети служебного (координирующего) трафика и время решения задачи в целом. В этой связи проведен анализ процесса сходимости иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации, целями которого является, во-первых, доказать сходимость метода к

оптимальному решению, во-вторых, количественно оценить число итераций координационной процедуры (14), (15), в-третьих, определить степень влияния структурных и функциональных параметров сети и характеристик циркулирующих в ней потоков на сходимость данной процедуры.

Исследование иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации проводилось для различных сетевых структур с варьируемым числом узлов (маршрутизаторов) и каналов связи. Для примера рассмотрим структуру телекоммуникационной сети, представленной на рис. 2. Сеть состояла из пяти узлов ($M_1 \div M_5$) и семи каналов связи, в разрывах которых указана их пропускная способность, измеряемая в пакетах в секунду (1/с).

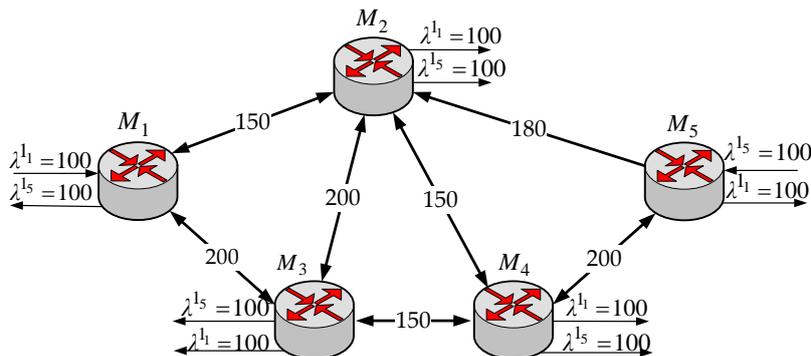


Рис. 2

Количество потоков для наглядности было выбрано двум, а их характеристики, выступающие в качестве исходных данных для расчетов, представлены в табл. 1.

Таблица 1

Номер потока	Интенсивность потока, 1/с	Узел-отправитель	Узлы-получатели
1	$\lambda^1 = 100$	M_1	M_2, M_3, M_4, M_5
2	$\lambda^5 = 100$	M_5	M_1, M_2, M_3, M_4

На нулевой итерации, т.е. до начала работы координирующей процедуры дерево маршрутов для первого потока представлено на рис. 3. В этом случае в разрывах каналов связи показана дробь, где в числителе указана интенсивность первого многоадресного потока

пакетов, а в знаменателе пропускная способность данного канала связи. На рис. 4 указаны те же данные расчетов, но для второго многоадресного потока пакетов. На рис. 5 представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков, соответствующее нулевой итерации, т.е. до начала работы координирующей процедуры (14), (15). При этом в разрывах каналов связи (сверху вниз) представлены следующие данные: суммарная интенсивность обоих потоков (1/с), пропускная способность данного канала связи.

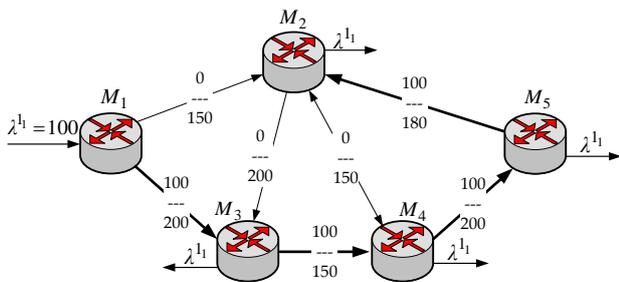


Рис. 3

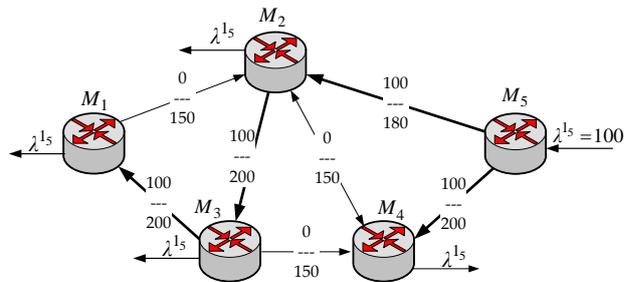


Рис. 4

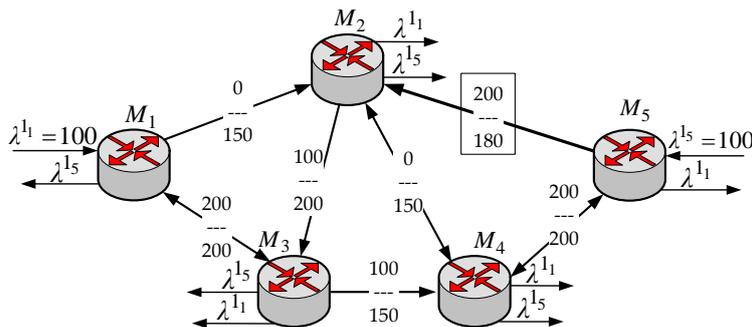


Рис. 5

Как видно из рис. 5, ввиду несогласованности решений, получаемых на первом и пятом узлах-отправителях, происходит перегрузка канала, соединяющего маршрутизаторы M_2 и M_5 . Для предотвращения перегрузки данного канала связи и сети в целом в соответствии с методом (11) – (15) происходит координация маршрутных решений на верхнем уровне иерархии (рис. 1). Для данной структуры (рис. 2) уже после первой координирующей итерации (14), (15) в рамках метода многоадресной маршрутизации двух рассмотренных потоков перегрузку сети удалось предотвратить: на рис. 6 и 7 показан порядок маршрутизации соответственно первого и второго многоадресных потоков (по аналогии с рис. 3 и 4), а на рис. 8 (по аналогии с рис. 5) представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации одновременно для двух потоков.

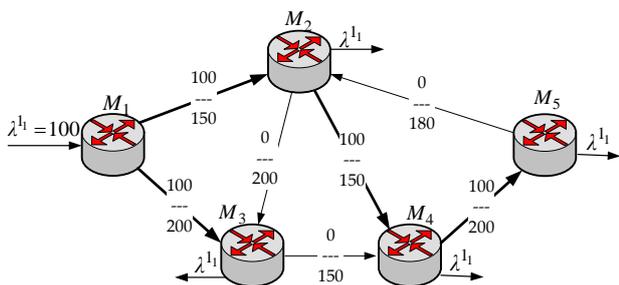


Рис. 6

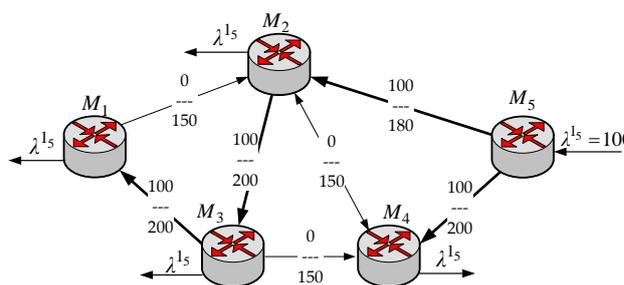


Рис. 7

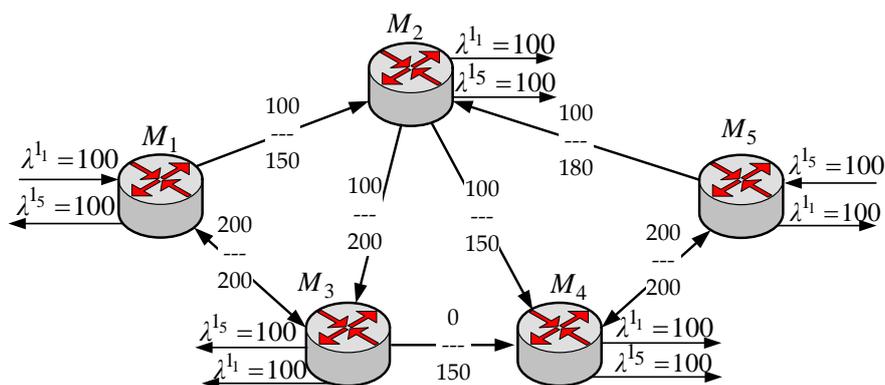


Рис. 8

Однако, как показывают исследования [3, 5], сходимость метода к решению за одну координирующую итерацию – скорее исключение, характерное для данного случая, чем правило. Традиционно на сходимость иерархических методов маршрутизации метода влияют размерность и связность узлов сети, загруженность каналов связи, количество и интенсивности потоков. Рассмотрим, как будет влиять размерность сети на сходимость предложенного метода многоадресной маршрутизации. Воспользуемся вариантом сети, структура которой представлена на рис. 9.

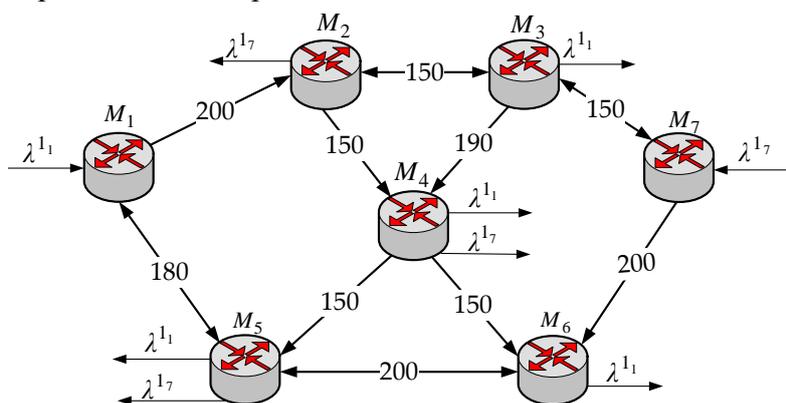


Рис. 9

Сеть состоит из семи маршрутизаторов ($M_1 \div M_7$) и десяти каналов связи, в разрывах которых казана их пропускная способность (1/с). Количество потоков для наглядности также было выбрано двум. Характеристики этих потоков указаны в табл. 2.

Таблица 2

Номер потока	Интенсивность потока, 1/с	Узел-отправитель	Узлы-получатели
1	$\lambda^{1_1} = 10 \div 100$	M_1	M_3, M_4, M_5, M_6
2	$\lambda^{1_7} = 10 \div 100$	M_7	M_2, M_4, M_5

В ходе исследования был проведён также анализ влияния загруженности каналов связи и ТКС в целом, на число итераций координирующей процедуры (14), (15). Интенсивность потоков изменялась с шагом 5 пакетов в секунду (1/с) от 10 до 100 1/с. Тогда общее число просчитанных вариантов исходных данных по загруженности сети составило 200 (табл. 3).

Таблица 3

Номер варианта расчета	Интенсивность первого потока, 1/с	Интенсивность второго потока, 1/с	Количество итераций координирующей процедуры (14), (15)
1	20	20	0
2	40	20	0
...
10	55	20	0
...
150	100	50	0
151	100	55	1
152	100	60	1
...
195	80	95	2
196	85	95	2
197	90	95	4
198	95	95	4
199	95	100	8
200	100	100	11

Результаты моделирования показали, что сеть может справиться с максимальной нагрузкой в 200 1/с, т.е. когда каждый поток имел интенсивность 100 1/с. Из табл. 3 видно, что при загруженности сети менее чем на 70 – 75 % приграничные маршрутизаторы обеспечивали расчет маршрутов от отправителей к получателям, не перегружая каналы связи сети, то есть в этом случае координация их решений не требовалась. При дальнейшем росте загруженности сети распределенный характер решений, получаемых от каждого приграничного маршрутизатора, непременно приводил к перегрузке КС. Для предотвращения перегрузки каналов связи и сети в целом на верхнем уровне иерархии (рис. 1) происходила координация полученных с нижнего уровня решений в ходе расчета множителей Лагранжа (14), которые в виде штрафных коэффициентов спускались на нижний уровень, инициируя новый пересчет маршрутных переменных. Таким образом, процесс координации приобретал итерационный характер, причем число таких итераций с ростом загруженности сети также возрастало. Максимальное количество координирующих итераций для рассматриваемого примера составило 11 (табл. 3) и наблюдается при интенсивностях потоков пакетов по 100 1/с. Рассмотрим подробнее процесс координации решений по многоадресной маршрутизации для данного (двухсотого) варианта исходных данных (табл. 3).

На рис. 10 представлено дерево маршрутов до начала работы координирующей процедуры для первого многоадресного потока. В разрывах каналов связи показана дробь, где в числителе приведена интенсивность первого потока пакетов, а в знаменателе – пропускная способность данного канала связи. На рис. 11 те же данные показаны для второго многоадресного потока.

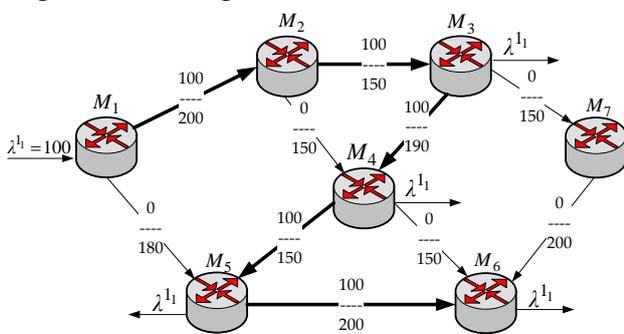


Рис. 10

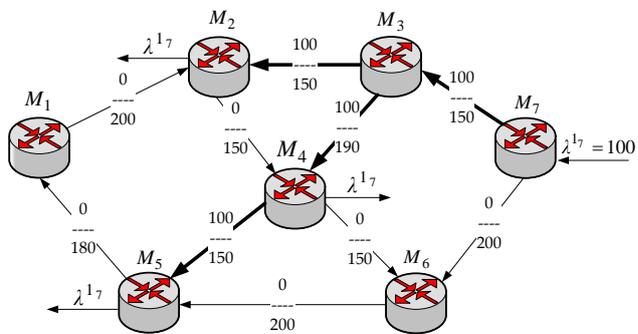


Рис. 11

На рис. 12 представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации для двух рассмотренных потоков. В разрывах каналов связи показана дробь, где в числителе приведена суммарная интенсивность двух многоадресных потоков пакетов, а в знаменателе – пропускная способность данного канала связи.

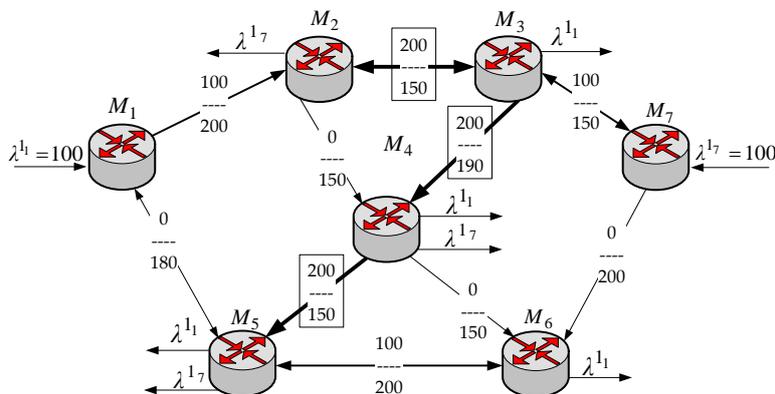


Рис. 12

Как видно из рис. 12, после первой координирующей итерации наблюдается перегрузка трех каналов связи: между маршрутизаторами M_2 и M_3 , M_3 и M_4 , M_4 и M_5 по причине несогласованной (децентрализованной) работой приграничных узлов-отправителей. После пятой координирующей итерации порядок маршрутизации первого и второго многоадресных потоков показан на рис. 13 и 14 соответственно, обозначения на которых аналогичны рис. 10 и 11.

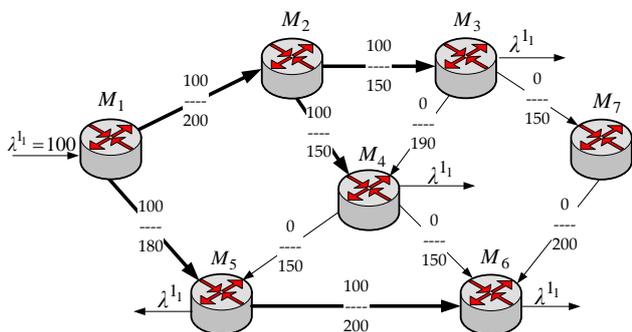


Рис. 13

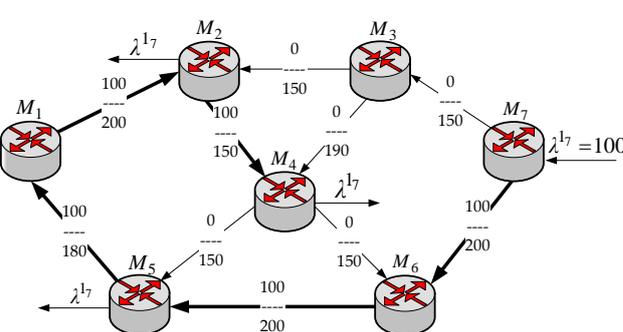


Рис. 14

На рис. 15 представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации для двух потоков после пятой итерации. В разрывах каналов связи показана (как и на рис. 12) дробь, где в числителе указана суммарная интенсивность потоков пакетов, а в знаменателе – пропускная способность данного канала связи. После пятой координирующей итерации удалось предотвратить перегрузку трех проблемных каналов связи (рис. 12), однако возникла перегрузка двух других КС: между маршрутизаторами M_1 и M_5 , и между маршрутизаторами M_2 и M_4 (рис. 15).

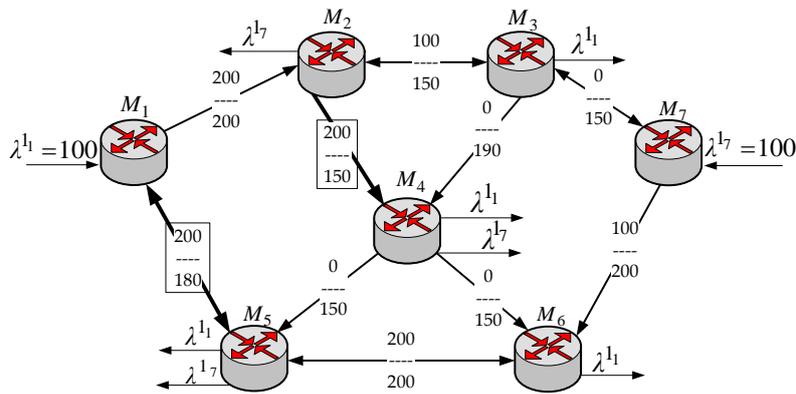


Рис. 15

На рис. 16 и 17 (по аналогии с рис. 10 и 11) показаны деревья маршрутов соответственно для первого и второго многоадресных потоков после завершения работы метода (после одиннадцатой координирующей итерации).

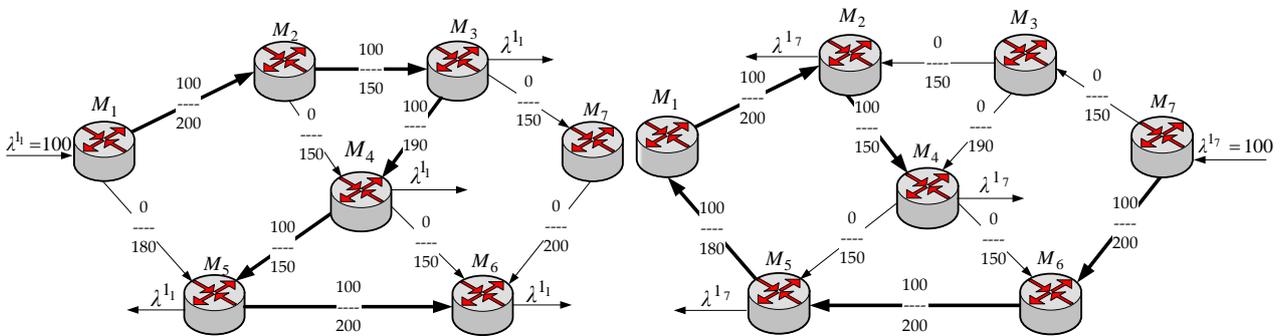


Рис. 16

Рис. 17

На рис. 18 (по аналогии с рис. 12) представлено результирующее решение задачи многоадресной маршрутизации для двух потоков после окончания работы метода.

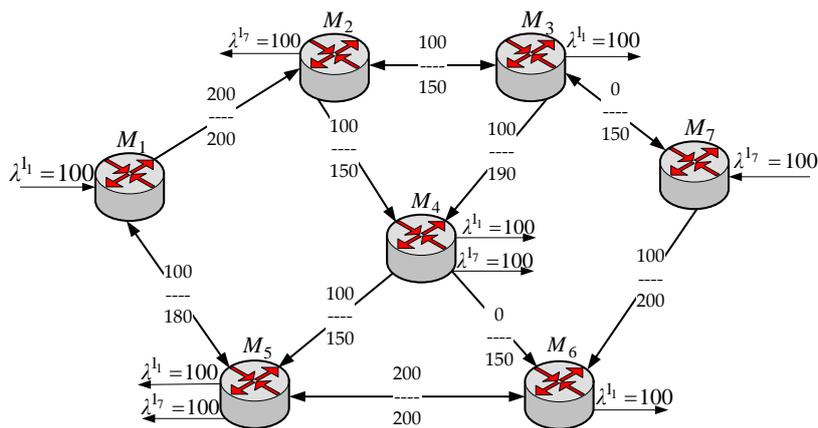


Рис. 18

Выводы

С целью повышения масштабируемости решений задачи многоадресной маршрутизации в статье предложен иерархическо-координационный метод, использование которого

позволило децентрализовать (распределить) расчет многоадресных маршрутов по приграничным маршрутизаторам ТКС. Это позволило существенно снизить размерность решаемой оптимизационной задачи и сократить (по сравнению с централизованной маршрутизацией) объем циркулирующей в сети служебной информации о ее состоянии. В основу предложенного иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации положен принцип целевой координации, в рамках которого на нижнем уровне приграничными маршрутизаторами обеспечивался расчет искомых многоадресных путей для каждого из потоков (13), а основная задача верхнего уровня состояла в координации решений нижнего уровня (14), (15) с целью предотвращения возможной перегрузки каналов связи ТКС.

Показано, что эффективность предложенного метода многоадресной маршрутизации во многом определяется скоростью сходимости координирующей процедуры (14), (15), т.к. чем меньше итераций необходимо для получения искомого оптимального решения, тем ниже объем циркулирующего в сети служебного (координирующего) трафика и время решения задачи в целом. В этой связи проведен анализ предложенного метода с целью проверки (доказательства) с целью проверки (доказательства) сходимости метода к оптимальному решению, количественной оценки числа итераций координационной процедуры (14), (15) и определения степени влияния структурных и функциональных параметров сети и характеристик циркулирующих в ней потоков на сходимость данной процедуры.

На численных примерах продемонстрирована работа иерархическо-координационного метода многоадресной маршрутизации, что позволило проанализировать влияние особенностей сетевой структуры и загруженности сети на сходимость координационной процедуры (14), (15). Как правило, при загруженности сети до 70 – 75 % координация не требовалась, т.к. распределенный расчет многоадресных путей каждым из приграничных маршрутизаторов не приводил к перегрузке каналов связи ТКС. При большей загруженности сети процесс координации носил итерационный характер и сходился за конечное число шагов (от 1 до 11).

При практической реализации предлагаемого метода многоадресной маршрутизации в современных ТКС функции координации решений, полученных на приграничных маршрутизаторах сети, могут быть положены или на один из сетевых маршрутизаторов (по аналогии с назначенным в IP-сети маршрутизатором (Designated Router, DR)), или на сервер маршрутов сетевой операционной системы в ходе функционирования программно-конфигурируемой сети (Software-defined Networking, SDN).

Список литературы: 1. *Остерлох, Х.* Маршрутизация в IP-сетях. Принципы, протоколы, настройка. – СПб. : ДиаСофтЮП, 2002. – 512 с. 2. *Лемешко, А.В., Арус, К.М.* Поточковые модели многоадресной и широковещательной маршрутизации в телекоммуникационных сетях [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2013. – № 1 (10). – С. 38 – 45. Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2013/1/1/131_lemeshko_multicast.pdf. 3. *Lemeshko, O., Ahmad, M. Hailan, Ali S. Ali.* A flow-based model of two-level routing in multiservice network // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proc. of the international Conference TCSET'2010. Lviv-Slavsko: Publishing House of Lviv Polytechnic, 2010. – P. 225. 4. *Сингх, М., Титли, А.* Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. – М. : Машиностроение, 1986. – 494 с. 5. *Лемешко, А.В., Невзорова, Е.С., Арус, К.М.* Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2015. – № 1 (16). – С. 54 – 71. Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_lemeshko_coordination.pdf. 6. *Лемешко, А.В., Ахмад, М. Хайлан.* Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS-TE DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2010. – № 1 (1). – С. 35-44. Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_lemeshko_traffic.pdf. 7. *Nevezorova, O., Arous, K., Hailan, A.* Flow-based model of hierarchical multicast routing // Proc. of Second International Scientific-Practical Conference «Problems of Infocommunications Science and Technology» PICS&T'2015. Kharkiv, Ukraine, 2015. – P. 50-53.

