

КОМПЛЕКСНЫЙ КРИТЕРИЙ ОПТИМАЛЬНОСТИ БАЛАНСИРОВКИ НАГРУЗКИ ПРИ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ С НЕОДНОРОДНОЙ ТОПОЛОГИЕЙ

Введение

Отличительной чертой развития современных маршрутных протоколов, используемых в транспортных телекоммуникационных сетях (ТКС), является поддержка многопутевой стратегии маршрутизации [1, 2]. Это стало реакцией системы управления сетью на повышение требований к эффективности процессов обеспечения качества обслуживания (Quality of Service, QoS), для чего задействуются возможности всех семи уровней эталонной модели взаимодействия открытых систем (Open Systems Interconnection Basic Reference Model, OSI), в том числе и сетевого. Стоит отметить, что к числу важнейших количественных показателей качества обслуживания, отнесенных к сетевому уровню OSI, относят прежде всего скорость передачи, среднюю задержку, джиттер и допустимую вероятность потерь пакетов [3].

Роль маршрутизации в улучшении численных значений описанных QoS-показателей состоит в том, что многопутевой способ доставки пакетов с поддержкой оптимальной балансировки нагрузки по множеству маршрутов способствует снижению коэффициента использования ρ каналов связи ТКС, который, как известно, рассчитывается согласно формуле

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu}, \quad (1)$$

где λ – скорость передачи пакетов (интенсивность потока) в рассматриваемом канале связи, μ – пропускная способность этого же канала. Именно загруженность каналов (особенно при $\rho \geq 0,6 \dots 0,65$) во многом определяет текущие значения QoS-показателей, предельно допустимый уровень которых указаны в табл. 1 для различных классов обслуживания в IP-сети согласно содержанию рекомендации Y.1541 Международного союза телекоммуникаций (International Telecommunication Union, ITU) [4]. Решения, основанные на минимизации коэффициента использования каналов связи сети в целом для обеспечения сбалансированного использования сетевого ресурса, положены в основу функционирования технологии Traffic Engineering (TE) [5].

Таблица 1

Показатель QoS	Классы QoS					
	Класс 0	Класс 1	Класс 2	Класс 3	Класс 4	Класс 5
T_{NP}	100 мс	400 мс	100 мс	400 мс	1 с	<i>H</i>
D_{NP}	50 мс		<i>H</i>	<i>H</i>	<i>H</i>	<i>H</i>
P_{NP}	10^{-3}					<i>H</i>
$P_{E.NP}$	10^{-4}					<i>H</i>

T_{NP} – средняя задержка передачи IP-пакета, которая включает в себя задержки распространения и обработки в очереди; D_{NP} – вариация задержки (джиттер) IP-пакета; P_{NP} – вероятность потерь IP-пакетов; $P_{E.NP}$ – вероятность приема пакетов с ошибками; *H* – параметр не определен.

В этой связи для максимального улучшения уровня качества обслуживания в ТКС важно обеспечить согласованное решение следующих задач:

- определение множества маршрутов между парой узлов отправитель – получатель;

– балансировка нагрузки (потоков пакетов) по множеству рассчитанных маршрутов с минимизацией коэффициента использования (1) входящих в них каналов.

1. Обзор возможностей существующих протоколов маршрутизации по балансировке нагрузки

Изначально протоколы IP-маршрутизации были ориентированы на реализацию исключительно однопутевой стратегии маршрутизации, возможности которой по обеспечению балансировки нагрузки в сети были достаточно ограничены. Это объяснялось тем, что в основу дистанционно-векторных протоколов (RIP, IGRP) был положен алгоритм Беллмана – Форда, а протоколы состояния связей, например OSPF и Integrated IS-IS, базировались на вычислительных возможностях алгоритма Дейкстры [1, 2]. Оба эти комбинаторные алгоритмы решают задачу поиска кратчайших (в рамках выбранной метрики) путей в ТКС – по одному от заданного маршрутизатора ко всем остальным. Со временем программная реализация этих алгоритмов в новых версиях перечисленных протоколов позволила обеспечить расчет от отправителя к получателю уже множества путей, но имеющих одинаковую метрику. Как правило, современные протоколы маршрутизации поддерживают автоматическую балансировку нагрузки одновременно по четырем путям, имеющим одинаковую метрику, например число переприемов (RIP) или пропускную способность (IGRP/EIGRP, OSPF). Административно максимальное число таких маршрутов можно увеличить до 6, а в некоторых версиях операционной системы Cisco-маршрутизаторов заложена возможность в протоколе EIGRP использовать до 16 маршрутов.

В настоящее время наибольшее распространение в существующих протоколах маршрутизации получила пропорциональная балансировка нагрузки, при которой интенсивность потока пакетов в каждом из путей обратно пропорциональна метрике данного пути: чем меньше метрика, тем выше скорость передачи пакетов в нем. Если пути имеют одинаковую метрику, то решение задачи по балансировке нагрузки вдоль рассчитанных маршрутов достаточно тривиально: по каждому из n путей передаются равные доли ($1/n$) маршрутизируемого потока пакетов. Однако при расчете и использовании путей с неравной метрикой возникает ряд особенностей. Во-первых, автоматическая балансировка нагрузки по путям с неравной метрикой в перечисленных протоколах не поддерживается. Например, в протоколах IGRP/EIGRP необходимо вмешательство администратора сети, который с помощью команды *variance* указывает, во сколько раз неоптимальный путь может отличаться от оптимального, чтобы по нему передавались пакеты маршрутизируемого потока [6]. Во-вторых, в алгоритмах Дейкстры и Беллмана – Форда учитываются лишь топологические и ограниченно функциональные параметры ТКС, а вот характеристики потока пакетов (интенсивность потока, длина пакета) игнорируются. Это не позволяет адекватно маршрутизировать мультитемповый трафик, а также контролировать загруженность каналов, участков сети и ТКС в целом, что негативно сказывается на обеспечении заданных значений основных показателей качества обслуживания. В этой связи актуальной является научная задача, связанная с поиском новых подходов к моделированию данных процессов и разработки эффективных моделей многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в ТКС.

2. Анализ подходов к моделированию процессов балансировки нагрузки при реализации многопутевой маршрутизации в ТКС

Как показал проведенный анализ, прогресс в решении задач балансировки нагрузки при реализации многопутевой маршрутизации в ТКС связан с использованием математических моделей следующих двух классов:

- графовые модели, которые по сути являются дальнейшим развитием и обобщением ранее известных решений, получаемых на основе алгоритмов Дейкстры и Беллмана – Форда;
- потоковые модели (алгоритмы), основанные на реализации различных схем распределения потока в сети.

Обзор основных решений по графовым моделям многопутевой маршрутизации достаточно детально проведен в статьях [7 – 9]. Эти модели в основном ориентированы на особенности определения множества непересекающихся путей или расчет заранее заданного числа путей между парой маршрутизаторов (K -путевая маршрутизация). Однако графовые модели не отвечают в полной мере требованиям относительно адекватного учета характеристик современного трафика, без чего невозможно обеспечить необходимые значения QoS-показателей. Поэтому более перспективным видится подход, основанный на использовании потоковых моделей, в рамках которых в том или ином виде ставится и решается оптимизационная задача по балансировке нагрузки при реализации многопутевой стратегии маршрутизации [7, 10, 11].

Потоковые модели многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в ТКС имеют разную степень сложности своей алгоритмическо-программной реализации с точки зрения класса и размерности решаемой при этом оптимизационной задачи. Чем выше степень учета технологических особенностей работы ТКС с точки зрения балансировки нагрузки и обеспечения качества обслуживания, тем сложнее получить искомые решения с приемлемой точностью в реальном времени. Так, например, модели многопутевой маршрутизации, в которых при балансировке нагрузки учитывается тип потока, характер обслуживания пакетов на интерфейсе и гарантируются требуемые значения основных QoS-показателей, как правило, сводятся к решению оптимизационных задач класса нелинейного программирования, а иногда и смешанного целочисленного нелинейного программирования [12 – 14].

Результаты проведенного анализа [15 – 17] показали, что среди множества известных решений заслуживает особого внимания потоковая модель многопутевой маршрутизации, в рамках которой балансировка нагрузки в сети подчиняется требованиям технологии Traffic Engineering. В ходе использования этой математической модели задача балансировки нагрузки формулируется в виде оптимизационной задачи линейного программирования, что во многом способствует эффективной алгоритмической и протокольной реализации получаемых маршрутных решений. Остановимся на достоинствах и недостатках данной модели более подробно.

3. Описание и анализ потоковой модели балансировки нагрузки при реализации многопутевой маршрутизации в ТКС

Пусть структура ТКС представляется ориентированным взвешенным графом $G = (V, E)$, в котором V – множество вершин графа, моделирующих маршрутизаторы сети; E – множество дуг, описывающих сетевые каналы связи. Каждая дуга графа $(i, j) \in E$ может быть взвешена некоторым коэффициентом, характеризующим, например, пропускную способность моделируемого канала связи $\mu_{i,j}$ или маршрутную метрику данного канала. Для каждого из множества обслуживаемых сетью потоков $k \in K$ считаются известными следующие его характеристики: r_k – средняя интенсивность на входе в ТКС; s_k, t_k – вершины графа, моделирующие маршрутизатор-источник и маршрутизатор-получатель пакетов k -го потока соответственно.

В ходе решения задачи балансировки нагрузки в ТКС необходимо рассчитать множество маршрутных переменных $x_{i,j}^k$, каждая из которых численно характеризует долю k -го потока, протекающего в канале связи, описываемого дугой $(i, j) \in E$. С целью обеспечения поддержки многопутевых решений на переменные $x_{i,j}^k$ накладываются ограничения вида

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

Традиционно на маршрутные переменные также накладываются ограничения, связанные с выполнением условий сохранения потока на маршрутизаторах ТКС [15, 16]:

$$\begin{cases} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^k = 1, k \in K, i = s_k, \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^k = 0, k \in K, i \neq s_k, t_k, \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^k = -1, k \in K, i = t_k. \end{cases} \quad (3)$$

Соблюдение системы условий (3), число которых соответствует числу маршрутизаторов в ТКС, отвечает за недопущение потерь пакетов в сети и обеспечение связности рассчитываемых маршрутов между отправителем и получателем пакетов.

Важное место в структуре анализируемой модели занимают условия недопущения перегрузки каналов связи ТКС по их пропускной способности [15, 16]

$$\sum_{k \in K} r_k \cdot x_{i,j}^k \leq \alpha \cdot \mu_{i,j}, \quad (i, j) \in E, \quad (4)$$

где α – дополнительно вводимая для сети в целом управляющая переменная, на которую, исходя из ее физического смысла, накладывается следующее ограничение:

$$0 \leq \alpha \leq 1. \quad (5)$$

Если условия (4) записать в виде

$$\frac{\lambda_{i,j}}{\mu_{i,j}} \leq \alpha, \quad (i, j) \in E,$$

при $\lambda_{i,j} = \sum_{k \in K} r_k \cdot x_{i,j}^k$, то с учетом равенства (1) можно утверждать, что переменная α фактически

характеризует максимальное значение порога загрузки (коэффициента использования) каналов связи сети. Согласно логике решения задачи оптимальной балансировки нагрузки в ТКС вновь введенную переменную необходимо минимизировать, т.е. критерий оптимальности маршрутных решений имеет вид [15, 16]

$$\alpha \rightarrow \min. \quad (6)$$

По сути численно значение переменной α соответствует коэффициенту использования самого загруженного канала, разгрузить который путем перераспределения нагрузки по другим каналам не представляется возможным.

Ввиду линейности критерия оптимальности (6) и ограничений на введенные управляющие переменные (2) – (5) эта оптимизационная задача относится к классу задач линейного программирования и может быть эффективно решена с помощью соответствующих методов, например симплекс-метода, «ветвей и границ», динамического программирования и др. Размерность данной задачи соответствует числу рассчитываемых переменных и составляет $|K| \cdot |E| + 1$. Кроме линейности, неоспоримым достоинством данной модели (2) – (6), как показано в работах [17, 18], также является то, что при увеличении нагрузки на сеть пороговое значение α растет линейно, не приводя к резким колебаниям зависящих от него QoS-показателей – средней задержки, джиттера и вероятности потерь пакетов.

Как показано в [17, 18], минимизация верхнего порога загрузки каналов связи сети (6) не всегда способствует максимально эффективному улучшению показателей качества обслуживания в ТКС. Это характерно для случая, когда ТКС имеет неоднородную структуру, сопровождающуюся асимметрией в производительности отдельных ее фрагментов. Как пример, на графе, моделирующем структуру рассматриваемой сети, присутствуют разрезы с невысокой пропускной способностью. На рис. 1 показана структура ТКС, которая может быть описана разделимым графом. Вершины, моделирующие четвертый и пятый маршрути-

заторы, называются точками сочленения, а дуга, описывающая канал между этими маршрутизаторами, именуется мостом. Удаление этих вершин или дуги приведет к тому, что граф, описывающий структуру ТКС (рис. 1) распадется на две связные компоненты.

Пусть необходимо передать поток интенсивностью 400 1/с от первого маршрутизатора к восьмому. В ходе решения задачи оптимальной балансировки нагрузки в ТКС с помощью модели (2) – (6) установлено, что минимальное значение верхнего порога загрузки каналов связи составляет $\alpha = 0,8$. В разрывах каналов связи указана дробь: в числителе – интенсивность протекающего по нему потока (1/с), а в знаменателе – пропускная способность того же канала (1/с). На рассматриваемой структуре сети канал, соединяющий четвертый и пятый маршрутизаторы, является «узким местом» (bottleneck) сети при передаче пакетов в указанном направлении связи Коэффициент использования этого канала равен 0,8.

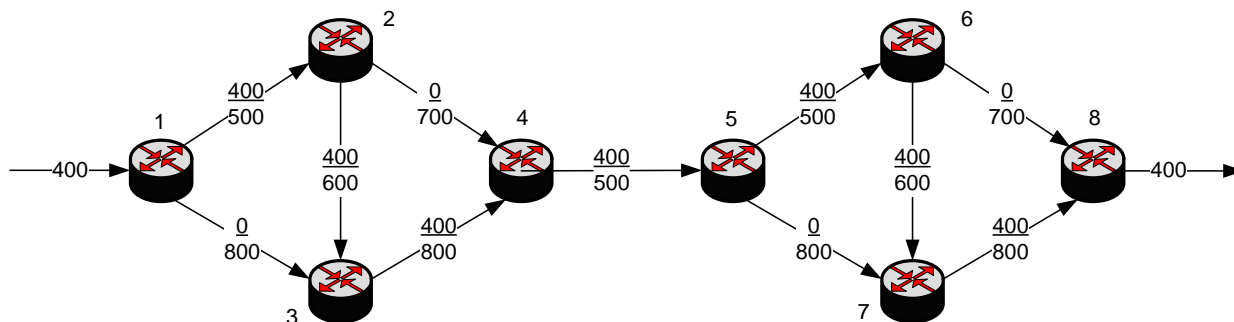


Рис. 1

Важно отметить, что невозможность в ходе балансировки нагрузки снизить коэффициент использования канала, представленного дугой (4, 5), не способствует улучшению коэффициентов использования и других каналов.

Так, на рис. 1 показан маршрут от первого к восьмому маршрутизатору, который проходит через маршрутизаторы 1→2→3→4→5→6→7→8 и является оптимальным по критерию (6). Нетрудно проверить, что рассчитанный путь проходит через все множество маршрутизаторов ТКС и содержит семь каналов связи, имеющих далеко не самую высокую пропускную способность. Кроме того, данное решение даже не относится к многопутевой маршрутизации, т.к. основано на использовании единственного указанного выше маршрута. Это является недостатком модели (2) – (6).

Полученное решение задачи балансировки нагрузки, представленное на рис. 1 и обеспечивающее минимально допустимое значение порога $\alpha = 0,8$, не является единственным. Это же значение критерия обеспечит и расчет ряда других маршрутов (табл. 2), например 1→2→4→5→6→8 или 1→3→4→5→7→8, так как определяющим при определении верхнего порога загрузки каналов связи ТКС является коэффициент использования канала (4, 5). Несмотря на то, что пропускные способности этих маршрутов одинаковы и равны 500 1/с, обеспечиваемые ими средние межконцевые задержки пакетов существенно разнятся (табл. 2). Для расчета средней межконцевой задержки пакетов k -го потока использовалось выражение [14, 17]

$$\tau^k = \sum_{p \in P} x_p^k \tau_p^k, \quad (7)$$

где P – множество путей между рассматриваемой парой маршрутизаторов «отправитель» и «получатель»; x_p^k – доля k -го потока, протекающего по p -му пути; $\tau_p^k = \sum_{(i,j) \in p} \tau_{i,j}^k$ – средняя задержка пакетов k -го потока вдоль p -го пути; $\tau_{i,j}^k$ – средняя задержка пакетов k -го

потока в канале, представленного дугой (i, j) . Для примера, в ходе расчетов работа канала связи моделировалась системой массового обслуживания М/М/1 [14] в предположении, что

$$\tau_{i,j} = \frac{1}{\mu_{i,j} - \sum_{k \in K} r_k \cdot x_{i,j}^k}. \quad (8)$$

Таблица 2

Номер маршрута	Маршрут	Число используемых каналов связи	Пропускная способность маршрута (1/с)	Средняя межконцевая задержка пакетов (мс)
1	1→2→3→4→5→6→7→8	7	500	45
2	1→3→4→5→6→8	6	500	40,8
3	1→2→4→5→7→8	6	500	32,5
4	1→2→4→5→6→8	5	500	36,7
5	1→2→4→5→6→7→8	6	500	40,8
6	1→2→4→5→7→8	5	500	28,3
7	1→3→4→5→7→8	5	500	20
8	1→3→4→5→6→8	5	500	28,3
9	1→3→4→5→6→7→8	6	500	32,5

Эти выводы справедливы и для решения, представленного на рис. 2, где показаны два выборочных варианта расчета мультипутей от первого маршрутизатора к восьмому. Эти решения, основанные на использовании одновременно двух путей 1→2→4→5→6→8 и 1→3→4→5→7→8, определяют одинаковые минимальные значения порога $\alpha = 0,8$.

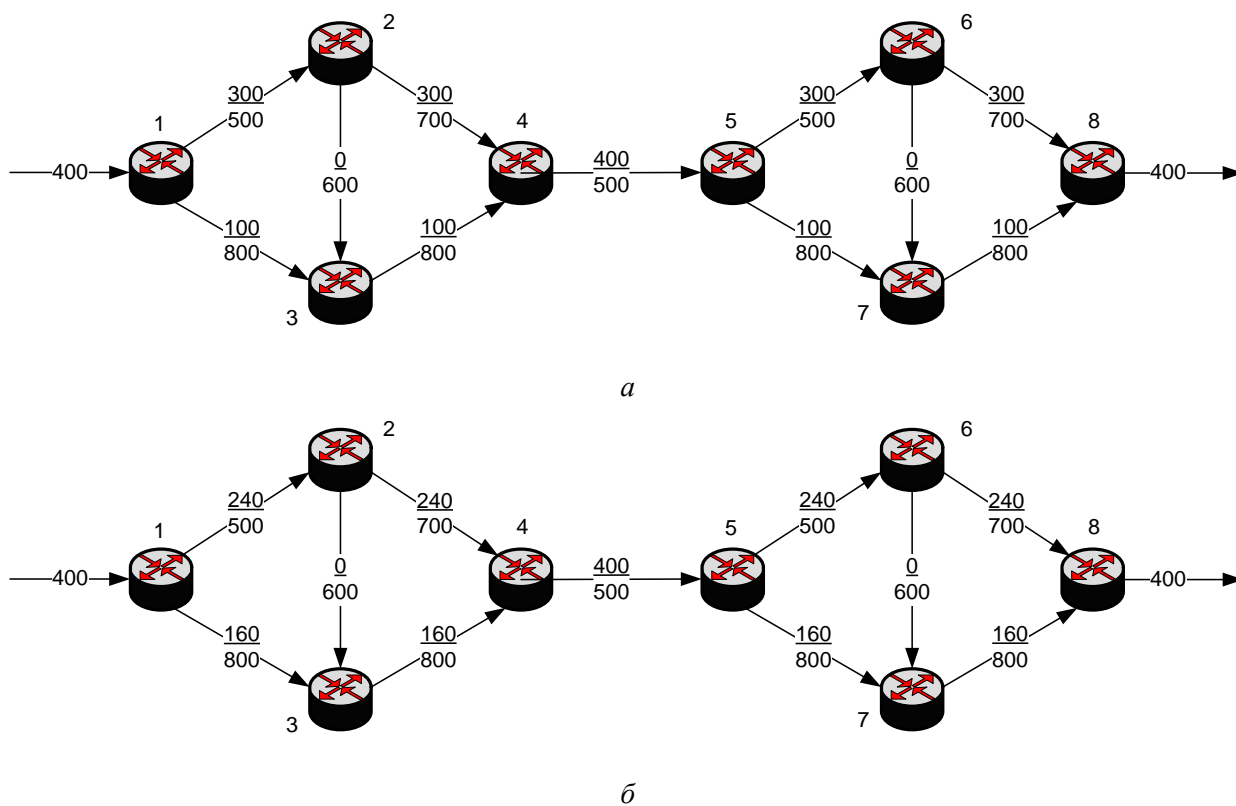


Рис. 2

Однако балансировка нагрузки вдоль этих путей организована по-разному (табл. 3), что отражается согласно формуле (8) на результирующих значениях средней межконцевой задержки пакетов.

Таблица 3

Номер мультипути	Маршруты, входящие в мультипуть	Доля протекающего потока вдоль пути	Скорость передачи пакетов (1/с)	Средняя задержка вдоль маршрута (мс)	Средняя межконцевая задержка пакетов (мс)
1	1→2→4→5→6→8	0,75	300	25	22,7
	1→3→4→5→7→8	0,25	100	15,7	
2	1→2→4→5→6→8	0,6	240	22	19,7
	1→3→4→5→7→8	0,4	160	16,3	

Как показано в табл. 3, балансировка нагрузки вдоль множества используемых маршрутов может как улучшить среднюю межконцевую задержку пакетов (мультипуть №2 из табл. 3) по сравнению с наиболее эффективным однопутевым решением (маршрут №7 из табл. 2), так и ухудшить (мультипуть №1 из табл. 3). Однако для рассмотренной структуры модель (2) – (6) не отвечает на вопрос относительно обоснования решения, способствующего максимальному улучшению уровня QoS, т.к. представленные в табл. 2 и 3 решения являются, с точки зрения критерия (6), оптимальными. Поэтому модель, представленную выражениями (2) – (6), необходимо усовершенствовать с целью минимизировать отмеченные недостатки, однако без существенного усложнения получения конечных решений.

4. Комплексный критерий оптимальности процесса балансировки нагрузки при многопутевой маршрутизации в ТКС с неоднородной топологией

В данной работе предлагается пересмотреть вид критерия оптимальности получаемых решений по балансировке нагрузки при реализации многопутевой маршрутизации в ТКС (6), придав ему комплексный характер и обеспечив более полный и детальный учет загруженности каналов сети. В этой связи рекомендуется заменить критерий (6) на условие вида

$$J = \bar{x}^t \cdot H \cdot \bar{x} + g \cdot \alpha \rightarrow \min . \quad (9)$$

где \bar{x} – маршрутный вектор размера $|E| \cdot |K| \times 1$, координатами которого являются маршрутные переменные $x_{i,j}^k$; H – диагональная матрица размера $|E| \cdot |K| \times |E| \cdot |K|$ с координатами $1/\mu_{i,j}$, которые соответствуют маршрутным метрикам, ориентированным на выбор каналов связи с наибольшей пропускной способностью; g – положительный весовой коэффициент, величина которого определяет важность второго слагаемого в критерии (9).

Таким образом, критерий (9) носит линейно-квадратичный характер, т.к. первое слагаемое имеет квадратичную форму от вектора маршрутных переменных, а второе – линейная функция от порогового значения загруженности каналов связи ТКС. Введение первого квадратичного слагаемого в критерий (9) преследовало две основные цели:

- во-первых, обеспечение более детального учета загруженности каждого канала связи сети в отдельности, что способствует выбору в ходе маршрутизации путей с максимальной пропускной способностью и минимальным числом переприемов;
- во-вторых, реализация многопутевой стратегии маршрутизации.

Для того чтобы сохранить основную функциональную возможность прежней модели (2) – (6) с точки зрения соответствия требованиям концепции Traffic Engineering, второе слагаемое в критерии (9) должно быть определяющим, что достигается выбором весового коэффициента согласно условию $g \gg 1$. На рис. 3 показан пример решения поставленной задачи

при прежних исходных данных, но с использованием критерия (9), например при $g = 10^5$. На этом рисунке по-прежнему в разрывах каналов связи указана дробь: в числителе – интенсивность протекающего по нему потока (1/с), а в знаменателе – пропускная способность того же канала (1/с).

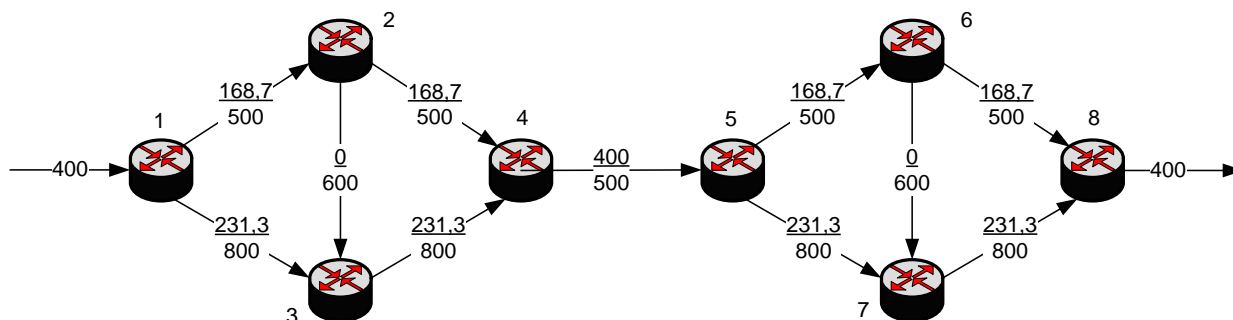


Рис. 3

В ходе применения критерия (9) минимальное значение верхнего порога загрузки каналов связи такое же, как и при использовании критерия (6), и составляет $\alpha = 0,8$. Однако средняя межконцевая задержка пакетов, рассчитанная согласно формулам (7) и (8), для решения, показанного на рис. 3, составляет уже 18,2 мс (табл. 4), что на 9 и 23 % лучше, чем наиболее эффективные (табл. 2) однопутевые решения (20 и 28,3 мс) и на 8 и 20 % лучше, чем представленные в табл. 3. многопутевые решения (19,7 и 22,7 мс).

Таблица 4

Оптимальный мультипуть	Доля протекающего потока вдоль пути	Скорость передачи пакетов (1/с)	Средняя задержка вдоль маршрута (мс)	Средняя межконцевая задержка пакетов (мс)
1→2→4→5→6→8	0,42	168,7	19,8	18,2
1→3→4→5→7→8	0,58	231,3	17,0	

Важно отметить, что структура ТКС, которая математически представима разделимым графом или близким к нему, не обязательно связана лишь с особенностями физической топологии сети. Подобная логическая конфигурация, например в протоколе CSPF (Constrained Shortest Path First), может быть вызвана перегрузкой отдельных каналов связи, когда для передачи пакетов между сильно связными и производительными сетевыми фрагментами доступны один или два низкопроизводительных (ввиду своей загрузки) канала связи.

Выводы

Проведен анализ известной математической модели, которая максимально удовлетворяет требованиям концепции Traffic Engineering относительно обеспечения сбалансированной загрузки ТКС. На ряде численных примеров продемонстрированы ее основные недостатки, проявляющиеся в неэффективности получаемых решений с точки зрения уровня качества обслуживания, характеризуемой средней задержкой пакетов. Установлено, что причина сложившейся ситуации состоит в форме используемого критерия оптимальности (6). Недостатки особенно проявлялись при асимметрии производительности ее отдельных фрагментов, вызванной, например, возможностью представления структуры сети разделимым графом.

В этой связи предложено развитие потоковой модели балансировки нагрузки при многопутевой маршрутизации в телекоммуникационной сети с неоднородной топологией путем перехода к комплексному критерию оптимальности получаемых решений. Предлагаемый

критерий (9) носит линейно-квадратичный характер, что позволило обеспечить более детальный учет загруженности каждого канала связи сети в отдельности и обоснованный выбор путей с максимальной пропускной способностью и минимальным числом переприемов при реализации многопутевой стратегии маршрутизации.

Как показали результаты сравнительного анализа, использование усовершенствованной модели (2) – (5), (9) позволило обеспечить такой порядок маршрутизации и балансировки нагрузки вдоль множества рассчитанных путей, при котором улучшалась средняя межконцевая задержка пакетов на 8 – 23 % по сравнению с наиболее эффективными однопутевыми и многопутевыми решениями.

Список литературы: 1. *Остерлох Х.* Маршрутизация в IP-сетях. Принципы, протоколы, настройка. СПб.: ДиаСофт, 2002. 512 с. 2. *Uyless D. Black.* IP routing protocols: RIP, OSPF, BGP, PNNI and Cisco routing protocols. Prentice Hall PTR, 2000. 287 p. 3. *Вегишна Ш.* Качество обслуживания в сетях IP: Пер. с англ. М.: Изд. дом «Вильямс», 2003. 386 с. 4. Network performance objectives for IP-based services // ITU-T Recommendation Y.1541. ITU-T, 2006. 50 p. 5. *Simha A., Osborne E.* Traffic Engineering with MPLS. Cisco Press, 2002. 608 p. 6. *Руденко И.* Маршрутизаторы CISCO для IP-сетей. М.: КУДИС-ОБРАЗ, 2003. 656 с. 7. *Поповский В.В., Лемешко А.В., Мельникова Л.И., Андрушко Д.В.* Обзор и сравнительный анализ основных моделей и алгоритмов многопутевой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях // Прикладная радиоэлектроника. 2005. Том.4. Вып. № 4. С. 372-382. 8. *Lee G. M.* A survey of multipath routing for traffic engineering // Proc. of LNCS 3391. Springer-Verlag, 2005. Vol. 4. P. 635-661. 9. *Vutukury S.* Multipath routing mechanisms for traffic engineering and quality of service in the Internet // PhD Dissertation. University of Kalifornia, 2001. 152 p. 10. *Medhi D., Ramasamy K.* Network routing: algorithms, protocols, and architectures. Morgan Kaufmann, 2007. 788 p. 11. *Pioro M., Medhi D.* Routing, Flow, and Capacity Design in Communication and Computer Networks. Morgan Kaufmann Series in Networking. Elsevier Digital Press. 2000. 794 p. 12. *Lemeshko O.V., Garkusha S.V., Yeremenko O.S., Hailan A.M.* Policy-based QoS management model for multiservice networks // International Siberian Conference on Control and Communications (SIBCON), 21-23 May 2015, Omsk, Russia. Publisher: IEEE. PP. 1-4. 13. *Lemeshko O., Yeremenko O.* Dynamic Presentation of tensor model for multipath QoS-routing // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference TCSET'2016. – Lviv-Slavske, Ukraine, February 23 – 26, 2016: Publishing House of Lviv Polytechnic, 2016. P. 601-604. 14. *Lemeshko A.V., Evseeva O.Yu., Garkusha S.V.* Research on Tensor Model of Multipath Routing in Telecommunication Network with Support of Service Quality by Greate Number of Indices // Telecommunications and RadioEngineering, 2014, Vol.73, No 15. P. 1339-1360. 15. *Wang Y., Wang Z.* Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering // Proc. of 8th International Conference on Computer Communications and Networks. Paris, 1999. P. 582-588. 16. *Seok Y., Lee Y., Kim C., Choi Y.* Dynamic Constrained Multipath Routing for MPLS Networks // IEEE International Conference on Computer Communications and Networks. – 2001. – №3. – P. 348 – 353. 17. *Лемешко А.В., Вавенко Т.В.* Усовершенствование потоковой модели многопутевой маршрутизации на основе балансировки нагрузки [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2012. – № 1 (6). – С. 12 – 29. Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2012/1/1/121_lemeshko_multipath.pdf. 18. *Лемешко О.В., Дробот О.А., Симоненко Д.В.* Результаты порівняльного аналізу поточкових моделей маршрутизації в телекомунікаційних мережах // Зб. наук. праць Харк. ун-ту Повітряних Сил. – 2007. – Вип. 1(13). – С. 66-69.

*Национальный технический университет
«Харьковский политехнический институт»,
Харьковский национальный
университет радиоэлектроники*

Поступила в редколлегию 12.10.2016