

УДК 621.391

А.В. Лемешко, Т.В. Вавенко

Разработка и исследование потоковой модели адаптивной маршрутизации в программно-конфигурируемых сетях с балансировкой нагрузки

Предложена потоковая модель адаптивной маршрутизации для программно-конфигурируемых сетей с балансировкой нагрузки по двум критериям. В качестве первого использовался критерий оптимальности процесса балансировки нагрузки, который связан с работой сети в целом и сводился к минимизации коэффициента максимальной загрузки каналов телекоммуникационной сети. В качестве второго использовался критерий адаптации процесса балансировки нагрузки, выполнение которого связано с обеспечением равенства нулю контурных задержек пакетов для каждого трафика в отдельности. В результате исследования установлено, что использование предложенной модели позволяет улучшить среднюю многопутевую задержку пакетов от 10–16 до 35–39%, а также вероятность своевременной доставки на 17–63% по сравнению с ранее известными моделями маршрутизации. При этом гарантировалось равенство средних задержек вдоль множества рассматриваемых путей, что способствовало минимизации джиттера пакетов, обусловленного реализацией многопутевой стратегии маршрутизации.

Ключевые слова: программно-конфигурируемые сети, многопутевая маршрутизация, балансировка нагрузки, качество обслуживания, многопутевая задержка, трафик, коэффициент максимальной загруженности каналов связи, топология.

Огромное внимание ученых всего мира в отрасли телекоммуникаций направлено на развитие и реализацию концепции программно-конфигурируемых сетей (Software Defined Networks, SDN) [1], которая, по мнению своих разработчиков, должна эффективно дополнить и модернизировать многие существующие сетевые технологии. Главная отличительная черта SDN состоит в отделении управляющего уровня (control plane) от уровня передачи (forwarding data plane), что предполагает перенос ряда основных управляющих функций (задачи маршрутизации, балансировки нагрузки, мониторинга состояния узлов сети и др.) от операционных систем (ОС) узлов – маршрутизаторов и коммутаторов ТКС к сетевой ОС (рис. 1). Специальные серверы, периодически или по требованию собирая информацию про пропускные способности каналов связи, их текущую загруженность, средние задержки пакетов, а также длину очередей на интерфейсах узлов ТКС, обеспечивают адаптивное, а значит, более эффективное управление сетью, упрощенное администрирование сети, внедрение новых сервисов и приложений, что особенно важно в условиях возрастания объемов циркулирующего в сети трафика, количества мобильных пользователей, появления центров обработки данных (ЦОД) и облачных сервисов и др. [2, 3]. В то же время решение задач по управлению трафиком, которые реализуются в режиме реального времени (например, задачи обслуживания очередей на интерфейсах маршрутизаторов ТКС), целесообразно оставить под управлением ОС маршрутизаторов и коммутаторов ТКС.

Учитывая новизну концепции SDN, ее развитие и внедрение требуют усовершенствования существующих телекоммуникационных технологий и их адаптацию под новые условия. И в первую очередь это касается задач маршрутизации, которые в SDN решаются централизованно на специальных серверах, являющихся более производительными, чем традиционные IP-маршрутизаторы. Это позволяет использовать более эффективные и одновременно более сложные с вычислительной точки зрения протоколы маршрутизации. На сегодняшний день протоколы маршрутизации с целью удовлетворения растущих требований по качеству обслуживания (Quality of Service, QoS) свои классические функции (расчет маршрутов) расширяют в направлении поддержки дополнительных возможностей, среди которых балансировка нагрузки по каналам ТКС с реализацией многопутевой стратегии маршрутизации [2, 3]. Как показал проведенный анализ [4–6], обеспечение балансировки нагрузки на практике позволяет оптимизировать решение задачи маршрутизации и эффективно использовать ресурсы сети, в результате чего улучшаются значения ключевых показателей QoS.

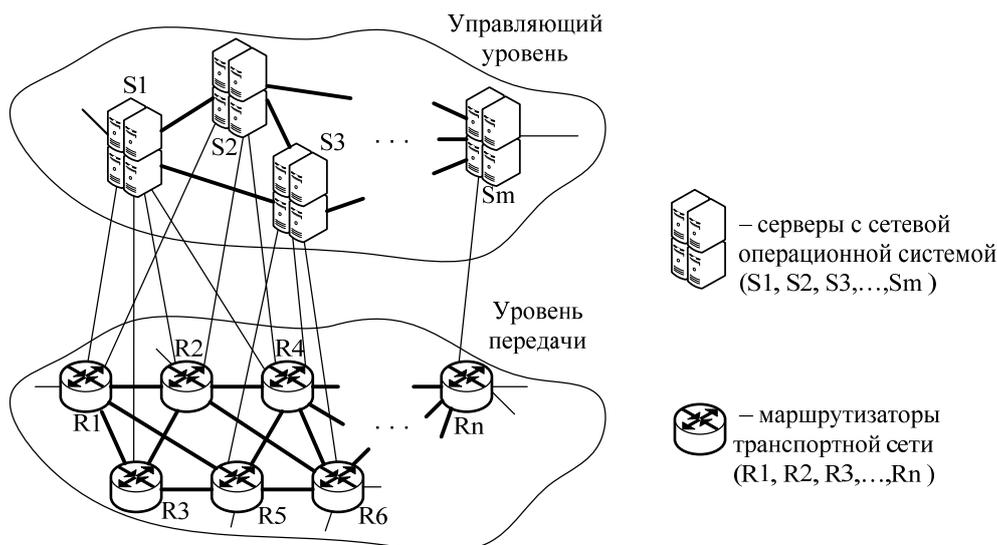


Рис. 1. Отделение управляющего уровня от уровня передачи в программно-конфигурируемых сетях

Эффективность балансировки нагрузки и достигаемое при этом качество обслуживания при решении задачи маршрутизации в ТКС в целом и в программно-конфигурируемых сетях в частности традиционно во многом зависит от адекватности математических моделей и методов, используемых при разработке соответствующих протоколов [4, 5]. Известно, что протоколы маршрутизации в ТКС основаны преимущественно на графовых моделях [6], в рамках которых заложена адаптация лишь к изменению топологии сети. Однако в рамках подобных моделей не учитывается потоковый характер трафика, циркулирующего в современных сетях, поэтому перспективным является переход к потоковым моделям маршрутизации, в рамках которых наряду с расчетом множества путей определяется порядок распределения по ним трафика пользователей. В результате проведенного анализа потоковых моделей многопутевой маршрутизации [6–12] замечено, что в их основу могут быть положены различные критерии оптимальности. В большинстве моделей маршрутизации критерий оптимальности связан, как правило, через маршрутную метрику с коэффициентом использования каналов связи (КС) сети, пропускными способностями КС или показателями QoS [6–12].

На данный момент наибольшее распространение получила модель маршрутизации с балансировкой нагрузки на основе оптимизационного критерия, основанного на минимизации максимальной загрузки каналов ТКС [7]. Однако, как показано в работе [10], в рамках данной модели далеко не всегда можно добиться максимально возможных показателей качества обслуживания. Поэтому актуальной с научной и практической точки зрения представляется задача, связанная с выбором критериев оптимальности и адаптации процесса балансировки нагрузки, непосредственно связанных с конкретными показателями QoS.

В данной работе предложена модель маршрутизации с балансировкой нагрузки с реализацией многопутевой стратегии маршрутизации, которая ориентирована на программно-конфигурируемые сети. Новизна модели заключается в том, что наряду с критерием оптимальности балансировки нагрузки, который связан с минимизацией максимальной загрузки каналов связи, предлагается использовать дополнительный критерий адаптации по средней многопутевой задержке, выполнение которого связано с обеспечением равенства нулю контурных задержек пакетов для каждого трафика в отдельности [11].

Модель маршрутизации с балансировкой нагрузки. За основу разработанной модели выбрана модель маршрутизации с балансировкой нагрузки по коэффициенту максимальной загрузки каналов телекоммуникационной сети, представленная в [7]. Пусть структура ТКС описывается с помощью графа $G=(V,E)$, где V – это множество вершин (маршрутизаторов сети); E – множество дуг (каналов сети). Для каждой дуги $(i,j) \in E$ характерна ее пропускная способность $c_{i,j}$. Каждому трафику из множества K сопоставлен ряд параметров: пусть d_k, s_k, t_k – интенсивность k -го трафика, маршрутизатор-отправитель пакетов и маршрутизатор-получатель соответственно. Управ-

ляющей переменной служит величина $x_{i,j}^k$, которая характеризует долю k -го трафика, протекающего в канале $(i,j) \in E$. В соответствии с физикой решаемой задачи на переменные $x_{i,j}^k$ накладываются следующие ограничения:

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

Для учета возможных потерь пакетов на маршрутизаторах и в сети в целом в модели предусмотрено условие сохранения потока [12]:

$$\begin{cases} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^k (1 - p_{(j,i)}^k) = 0, k \in K, i \neq s_k, t_k, \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k = 1, k \in K, i = s_k, \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{j,i}^k (1 - p_{(i,j)}^k) = \varepsilon^k, k \in K, i = t_k, \end{cases} \quad (2)$$

где ε^k – доля интенсивности k -го трафика, обслуженного сетью; $p_{(i,j)}^k$ – вероятность потерь пакетов k -го трафика на j -м интерфейсе i -го маршрутизатора по причине его перегрузки.

Для обеспечения управляемости процессом перегрузки каналов связи ТКС необходимо выполнить условия:

$$\sum_{k \in K} d_k x_{i,j}^k \leq \alpha c_{i,j}, \quad 0 \leq \alpha \leq 1, (i,j) \in E, \quad (3)$$

где α – динамически управляемый порог максимальной загрузки каналов ТКС.

В ходе решения задачи маршрутизации в качестве первого критерия используется критерий оптимальности процесса балансировки нагрузки, который заключается в минимизации максимальной загрузки каналов ТКС:

$$\min \alpha. \quad (4)$$

С целью обеспечения одинаковых вдоль всех путей доставки пакетов k -го трафика средних задержек, а также для устранения контуров (петель) в рассчитываемых маршрутах обслуживания трафика контурные слагаемые по средним задержкам для каждого трафика $k \in K$ приравняются к нулю:

$$\vec{\tau}^k = \begin{bmatrix} \tau_1^k \\ \tau_2^k \\ \vdots \\ \tau_r^k \end{bmatrix} = 0, \quad k \in K, \quad (5)$$

где $\vec{\tau}^k$ – вектор контурных задержек, координаты τ_i^k которого определяют алгебраическую сумму задержек вдоль каждого независимого контура с учетом ориентации дуг в графе, отображающем структуру ТКС, при передаче пакетов k -го трафика; r – количество независимых контуров. Условие (5) является вторым критерием в ходе решения задачи маршрутизации, который представлен в виде равенства [13] и представляет собой критерий адаптации по средней многопутевой задержке пакетов.

Чтобы определить количество независимых контуров, используется следующее выражение:

$$r = n - m + 1, \quad (6)$$

где n – количество каналов связи; m – количество узлов ТКС [12].

В рамках предлагаемой потоковой модели (1)–(5) задача поиска множества оптимальных путей сведена к задаче нелинейного программирования с критериями оптимальности (4) и адаптации (5) балансировки нагрузки при наличии ограничений (1)–(3). Выполнение критерия оптимальности балансировки нагрузки (4) позволяет получить минимальное значение коэффициента максимальной загрузки, что способствует эффективному использованию ресурсов сети. Достижение критерия адаптации балансировки нагрузки (5) обеспечивает выполнение условий равенства контурных за-

держек нулю, и это гарантирует, что средние задержки пакетов вдоль всех путей будут минимальны и равны между собой [12].

Результаты исследования предложенной модели маршрутизации. Как известно, каждому виду трафика в телекоммуникационных сетях характерен свой закон распределения интервалов поступления пакетов (таблица) [14, 15]. Трафику, циркулирующему в современных телекоммуникационных сетях с пакетной коммутацией, присущи свойства самоподобия, что включает в себя долговременные зависимости, медленно затухающую дисперсию, бесконечные моменты, распределение с «тяжелыми хвостами» (распределение Парето, Вейбулла, логонормальное распределение).

Закон распределения интервалов поступления пакетов

Тип трафика	Уровень ЭМВОС	Закон распределения	
		интервалов поступления	длин протокольных блоков
VoIP	Прикладной	Парето	Парето
FTP/TCP	Транспортный	Парето	Вейбулла, логонормальное
SMTP/TCP	Транспортный	Экспоненциальный	Экспоненциальный
HTTP/TCP	Транспортный	Парето	Логонормальное, Парето
IP	Сетевой	Парето	Парето
Ethernet	Канальный	Парето	Парето
ATM	Канальный	FARIMA	Детерминированный

Классической и довольно изученной моделью массового обслуживания является модель $M/M/1/N$, которая определяет систему с пуассоновским законом поступления пакетов в сеть и показательным законом их обслуживания, при этом объем буферного ресурса узлов ТКС ограничен [14, 15]: N – максимальное число пакетов, находящихся на интерфейсе маршрутизатора (в очереди и канале). Однако в рамках системы массового обслуживания $M/M/1/N$ моделируются только SMTP/TCP-потоки (см. таблицу), а решения при самоподобном трафике дают большую погрешность.

В ряде важных случаев используют систему массового обслуживания $M/D/1/N$ с экспоненциальным законом поступления пакетов и постоянным временем их обслуживания, которая характеризуется постоянной длиной поступающих пакетов, что свойственно лишь для отдельных технологий телекоммуникационных сетей, например ATM (Asynchronous Transfer Mode) [15].

Расчет показателей качества обслуживания трафика со свойством самоподобия, например потоков Ethernet, IP, FTP, HTTP и др., производится в рамках системы массового обслуживания $fBM/M/1/N$, которая моделирует поступающий в систему поток с характеристиками фрактального броуновского движения [16]. С этой целью вводится дополнительная функция, зависящая от некоторого коэффициента самоподобия H (коэффициент Херста), причем при $H=0,5$ свойство самоподобия отсутствует, а при увеличении этого коэффициента до единицы влияние самоподобности нагрузки усиливается. Для расчета средней длины очереди на интерфейсе маршрутизатора ТКС $\bar{n}_{i,j}$, средней задержки пакетов $\tau_{i,j}$ в канале $(i,j) \in E$ (согласно формуле Литтла) и вероятности потерь пакетов $p_{i,j}$ из-за переполнения буфера в рамках модели $fBM/M/1/N$ используются формулы [16]:

$$\bar{n}_{i,j} = \frac{\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \left\{ 1 - (N+1) \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^N \right\} + N \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^{N+1}}{1 - \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^{N+2}} \cdot \frac{1}{1 - \frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H)} - \frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H), \quad (7)$$

$$\tau_{i,j} = \frac{\bar{n}_{i,j} + \frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H)}{f(H) \cdot \sum_{k \in K} x_{i,j}^k \cdot d_k} + \frac{1}{c_{i,j}} = \frac{1}{\pi c_{i,j}} \cdot \frac{\left\{ 1 - (N+1) \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^N \right\} + N \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^{N+1}}{1 - \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^{N+2}} + \frac{1}{c_{i,j}}, \quad (8)$$

$$p_{i,j} = \frac{1 - \frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H)}{1 - \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^{N+2}} \left[\frac{\rho_{i,j}}{\pi} f(H) \right]^{N+1}, \quad (9)$$

где $\rho_{i,j} = \frac{\sum_{k=1}^K x_{i,j}^k \cdot d_k}{c_{i,j}}$ – коэффициент загрузки канала $(i,j) \in E$; $f(H)$ – функция, которая учитывает самоподобный характер поступающего в ТКС трафика; π – вероятность отсутствия повторной передачи пакетов, которая возникает, например, когда пакет обслуживался в сети в рамках решений TCP/RED (Transmission Control Protocol/Random Early Detection).

Чтобы оценить качество конечных решений, воспользуемся таким важным показателем QoS, как средняя многопутевая задержка. Средняя задержка пакетов $\tau(m_l)$ вдоль пути m_l из множества путей $M = \{m_1, m_2, \dots, m_l, \dots, m_L\}$, где L – количество путей между маршрутизатором-отправителем и маршрутизатором-получателем, определяется по формуле

$$\tau(m_l) = \sum_{(i,j) \in m_l} \bar{\tau}_{i,j}.$$

Расчет межконцевой многопутевой задержки произведем при помощи выражения [15]

$$T(M) = \max_{m_l \in M} \{\tau(m_l)\}, \quad (10)$$

а расчет межконцевой вероятности доставки пакетов k -го трафика

$$p^k = \sum_{l=1}^L \left(x^k(m_l) \cdot \prod_{(i,j) \in m_l} (1 - p_{i,j}) \right), \quad (11)$$

где $x^k(m_l)$ – доля k -го трафика, протекающего в пути m_l .

Оценка джиттера пакетов, вызванного реализацией многопутевой стратегии маршрутизации, т.е. разница в значениях средних задержек пакетов вдоль разных путей, будет произведена при помощи формулы [17]

$$J(M) = \max_{m_l \in M} \{\tau(m_l)\} - \min_{m_l \in M} \{\tau(m_l)\}. \quad (12)$$

В ходе исследования предложенной модели был проведен ее сравнительный анализ с ранее известными моделями маршрутизации. В качестве первой модели (модель 1) была выбрана модель маршрутизации с балансировкой нагрузки по критерию, связанному с минимизацией коэффициента максимального использования каналов ТКС, соответствующая технологии Traffic Engineering [7, 8]. В качестве второй модели, подлежащей сравнению (модель 2), выбрана модель маршрутизации с балансировкой нагрузки по критерию, основанному на минимизации взвешенной суммы длин очередей на интерфейсах маршрутизаторов в ТКС [9]. Особенности решения задачи маршрутизации в рамках предложенной модели (модель 3) и сравнение ее с ранее известными продемонстрированы на примере структуры ТКС, представленной на рис. 2. На дугах графа указаны (сверху вниз) пропускная способность канала связи (1/с), интенсивность обслуживаемого трафика (1/с) и средняя задержка пакетов (с) (например, при интенсивности поступающего в сеть трафика 200 1/с). Структура ТКС состоит из шести каналов связи и пяти узлов. В результате расчета получено следующее множество независимых путей между узлом-отправителем 1 и узлом-получателем 5:

- 1) узел 1 – узел 2 – узел 5;
- 2) узел 1 – узел 3 – узел 4 – узел 5;
- 3) узел 1 – узел 2 – узел 4 – узел 5.

В структуре ТКС (рис. 2) содержится два независимых контура ($r=2$). Рассматривается однопродуктовый случай, когда в ТКС на обслуживание поступает один трафик ($k=1$). Для наглядности индекс k далее опустим. Тогда условия (5) принимают следующий вид:

$$\begin{aligned} \tau_1 &= \tau_{1,2} + \tau_{2,4} - \tau_{3,4} - \tau_{1,2} = 0; \\ \tau_2 &= \tau_{2,5} - \tau_{4,5} - \tau_{2,4} = 0. \end{aligned}$$

Так как пропускная способность в направлении от узла 1 до узла 5 равняется 450 1/с, в сеть поступал трафик интенсивностью от 200 до 370 1/с, чтобы проанализировать процесс решения задачи маршрутизации для различных случаев загруженности сети. В качестве примера максимальное число пакетов, находящихся на интерфейсе маршрутизатора, равнялось десяти ($N = 10$). Для определения функции $f(H)$ был использован, например, линейный закон $f(H) = 2H$, тогда значения данной функции для трафика со свойством самоподобия (с коэффициентом Херста $H = 0,75$) был равен 1,5 [16]. Пусть на интерфейсах маршрутизаторов ТКС настроен алгоритм произвольного раннего отбрасывания пакетов RED, и его знаменатель граничной вероятности по умолчанию принимал свое максимальное значение 10, т.е. процент отброшенных пакетов будет ограничен величиной 10%. В связи с этим вероятность отсутствия повторной передачи π будет не меньше 0,9.

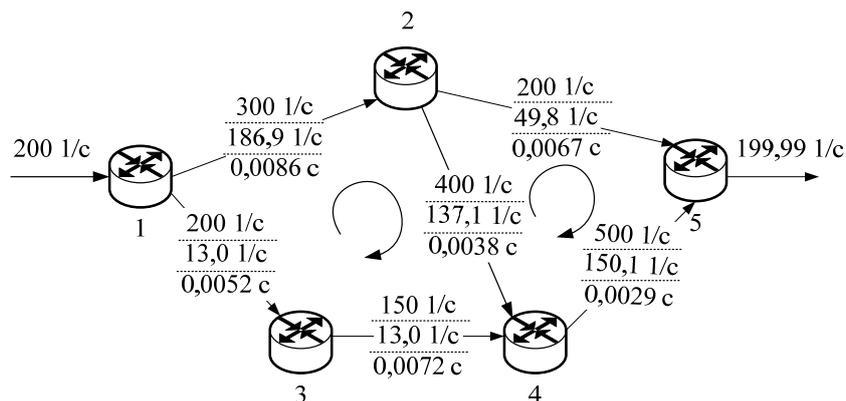


Рис. 2. Пример структуры телекоммуникационной сети

В результате решения задачи маршрутизации обеспечено выполнение условий (5). Например, при интенсивности поступающего в сеть трафика 200 1/с получены следующие значения контурных задержек (см. рис. 2):

$$\tau_1 = 0,0086 + 0,0038 - 0,0073 - 0,0052 = 0 \text{ с}; \quad \tau_2 = 0,0067 - 0,0029 - 0,0038 = 0 \text{ с}.$$

Кроме того, в результате решения задачи маршрутизации в рамках предлагаемой модели средние задержки пакетов вдоль независимых путей были равны между собой. Например, в рассматриваемом случае при интенсивности поступающего в сеть трафика 200 1/с средние задержки вдоль путей передачи пакетов от узла-отправителя 1 к узлу-получателю 5 одинаковы и равны 0,0153 с.

На рис. 3 показаны результаты сравнительного анализа значений показателей качества обслуживания при решении задачи маршрутизации в зависимости от интенсивности поступающего в сеть трафика: по межконцевой многопутевой задержке (рис. 3, а); по межконцевой вероятности доставки пакетов (рис. 3, б); по джиттеру пакетов, вызванного реализацией многопутевой стратегии маршрутизации (рис. 3, в).

В ходе анализа полученных результатов установлено, что при решении задачи многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки в рамках предложенной модели (1)–(5) выигрыш по средней многопутевой задержке составил 17–23 % по сравнению с решением в рамках модели 2 и 35–47% по сравнению с решением в рамках модели 1 (см. рис. 3, а). Однако при решении задачи маршрутизации в рамках предложенной модели наблюдалось незначительное ухудшение значений вероятности доставки пакетов (на 0,1–1 %) по сравнению со значениями, полученными в рамках модели 1 (см. рис. 3, б). При анализе джиттера пакетов, вызванного реализацией многопутевой стратегии маршрутизации, замечено, что так как средние задержки пакетов вдоль всего множества путей, рассчитанные в рамках предложенной модели, были равны между собой, то многопутевой джиттер пакетов приблизительно равен нулю (см. рис. 3, в). Для других сравниваемых моделей он был равен в среднем 7–10 мс (модель 1) и 21–40 мс (модель 2).

При решении задачи маршрутизации для других исходных данных (сетевых структур и пропускных способностей КС) наблюдалась та же закономерность: значения многопутевой задержки, полученные в рамках предложенной модели, были улучшены в среднем от 10–19 до 35–48% по сравнению со значениями, полученными в рамках ранее известных моделей маршрутизации – модели 1 и 2, причем вероятность доставки пакетов существенно не изменялась. Было установлено, что выигрыш по средней многопутевой задержке возрастал с увеличением размерности и связности ТКС.

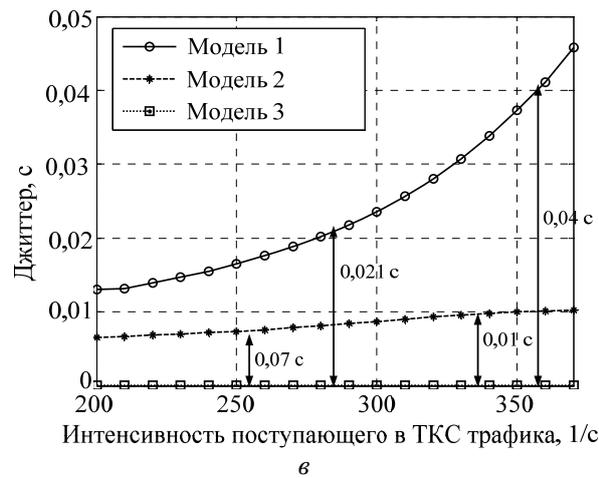
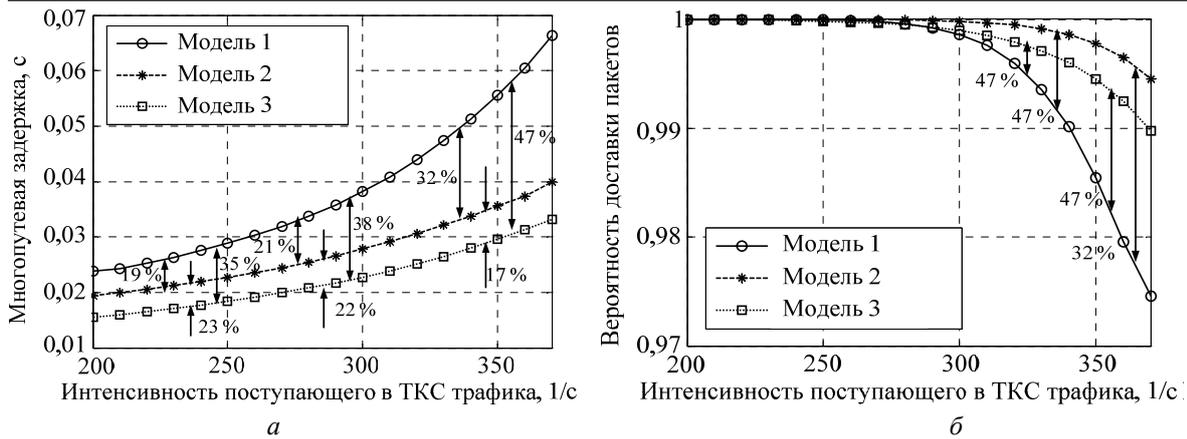


Рис. 3. Результаты сравнительного анализа решения задачи маршрутизации по основным QoS-показателям в рамках различных моделей:
 а – средняя межконцевая многопутевая задержка пакетов;
 б – межконцевая вероятность доставки пакетов;
 в – джиттер пакетов, вызванный реализацией многопутевой стратегии маршрутизации

Кроме того, проведен сравнительный анализ решений по такому важному показателю, как вероятность своевременной доставки, под которой подразумевалась вероятность того, что средняя межконцевая многопутевая задержка (10) будет не больше допустимого значения. На рис. 4 показаны результаты оценки вероятности своевременной доставки для некоторых значений интенсивности поступающего в сеть трафика: при интенсивности 200 1/с (рис. 4, а) и при интенсивности 300 1/с (рис. 4, б).

Согласно Рекомендации ITU-T Y.1541 [2] допустимое значение коэффициента потерь IP пакетов при передаче трафика, для которого необходимо обеспечить класс качества обслуживания от 0 до 4 (приложения реального времени, транзакции данных), ограничено значением 0,001 [3].

Таким образом, допустимая вероятность своевременной доставки составляет 0,999.

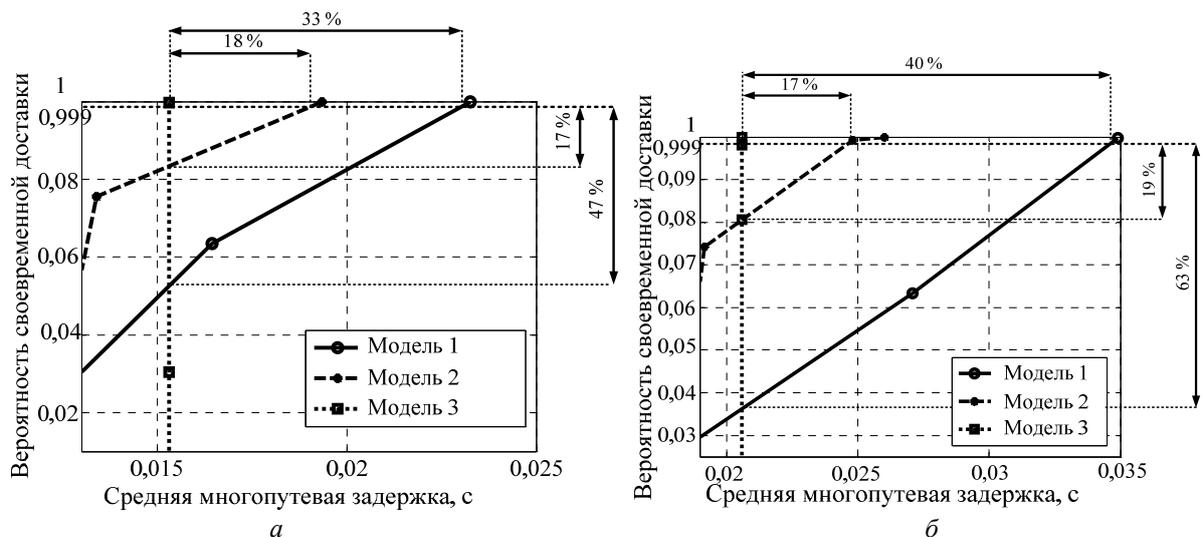


Рис. 4. Результаты сравнения вероятности своевременной доставки при решении задачи маршрутизации в рамках различных моделей: а – при интенсивности поступающего в сеть трафика 200 1/с;
 б – при интенсивности поступающего в сеть трафика 300 1/с

При анализе результатов оценки вероятности своевременной доставки пакетов установлено, что наименьшее значение средней многопутевой задержки получено при решении задачи маршрутизации именно в рамках предлагаемой модели. Выигрыш по средней многопутевой задержке при вероятности своевременной доставки равной 0,999, полученный при решении задачи маршрутизации в рамках предлагаемой модели, по сравнению с решением в рамках модели 2 составил 12–14%, и по сравнению с решением в рамках модели 3 – 33–38%. Вероятность своевременной доставки при решении задачи маршрутизации в рамках предлагаемой модели по сравнению с решениями, полученными в рамках моделей 2 и 3, была улучшена до 17–19 и 47–63 % соответственно. Значения вероятности своевременной доставки при решении задачи маршрутизации в рамках предлагаемой модели меняется скачкообразно (при средней многопутевой задержке 0,0155 с (см. рис. 4, а) и 0,0205 с (см. рис. 4, б), а не плавно, что наблюдается при решении задачи маршрутизации в рамках других моделей. Это связано с тем, что средние задержки вдоль путей передачи трафика равны между собой, поэтому вероятность передачи пакета за допустимое время равняется либо единице, либо нулю.

Заключение. В работе предложена потоковая модель адаптивной маршрутизации для программно-конфигурируемых сетей с балансировкой нагрузки. Новизна модели состоит в том, что балансировка нагрузки осуществляется одновременно по двум критериям. В качестве первого критерия, который введен в целевую функцию, используется коэффициент максимальной загрузки каналов ТКС. В качестве второго критерия, который был введен при помощи дополнительных ограничений, использовался критерий адаптации процесса балансировки нагрузки, выполнение которого связано с обеспечением равенства нулю контурных задержек пакетов для каждого трафика в отдельности.

Проведено исследование предложенной модели путем ее сравнения с ранее известными решениями. Установлено, что использование предложенной модели позволяет улучшить значения многопутевой задержки в среднем от 10–19 до 35–48%. Вероятность доставки пакетов при решении задачи маршрутизации в рамках предложенной модели оставалась практически на уровне значений полученных в рамках ранее известных моделей. Кроме этого, полученные в результате решения задачи маршрутизации одинаковые значения средних задержек вдоль путей способствуют минимизации джиттера пакетов, обусловленного реализацией многопутевой стратегии маршрутизации. Выигрыш по средней многопутевой задержке при вероятности своевременной доставки, равной 0,999, полученный при решении задачи маршрутизации в рамках предлагаемой модели, по сравнению с решением в рамках других моделей составил 12–38% в зависимости от интенсивности поступающего в сеть трафика.

Реализация предложенной модели на практике целесообразна именно в программно-конфигурируемых сетях, в которых некоторое усложнение процесса расчета может быть компенсировано более высокой производительностью серверов сетевой ОС по сравнению с классическими IP-маршрутизаторами.

Литература

1. Смелянский Р.Л. Программно-конфигурируемые сети – основа Интернета нового поколения // Сборник материалов 2-й Всероссийской научно-технической конференции «Суперкомпьютерные технологии (СКТ-2012)». – Ростов н/Д: Южный фед. у-т, 2012. – С. 321–329.
2. Y.1541. ITU-T. Recommendation Y.1541: Global information infrastructure, internet protocol aspects and next-generation networks // ITU-T. – Geneva, 2011. – 66 p [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://www.itu.int/rec/T-REC-Y.1541-201112-I/en>, свободный (дата обращения: 16.07.2013).
3. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP: Пер. с англ. – М.: Изд. дом «Вильямс», 2003. – 386 с.
4. Остерлох Х. Маршрутизация в IP-сетях. Принципы, протоколы, настройка. – СПб.: ВНУ, 2002. – 512 с.
5. Medhi D. Network routing: algorithms, protocols, and architectures / D. Medhi, K. Ramasamy. – Morgan Kaufmann: Elsevier Digital Press, 2007. – 788 p.
6. Лемешко О.В. Результати порівняльного аналізу поточкових моделей маршрутизації в телекомунікаційних мережах / О.В. Лемешко, О.А. Дробот, Д.В. Симоненко // Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил. – 2007. – Вип. 1(13). – С. 66–69.
7. Méridol P. Improving Load Balancing with Multipath Routing / P. Méridol, J. Pansiot, S. Catejoïn // Proc. of the 17-th International Conference on Computer Communications and Networks, IEEE ICCCN 2008. – 2008. – P. 54–61.

8. Overview and principles of internet traffic engineering, RFC 3272 / D. Awduche, A. Chiu, A. Elwalid., I. Widjaja, X. Xiao. – 2002 [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://tools.ietf.org/html/rfc3272>, свободный (дата обращения: 16.17.2013).
9. Стерин В.Л. Маршрутизация с балансировкой нагрузки по длине очереди на узлах телекоммуникационной сети / В.Л. Стерин, Т.В. Вавенко, Д.М. Еферов // Вестник НТУ «ХПИ». тем. сборник «Новые решения в современных технологиях». – Вып. 16. – Харьков: Изд-во НТУ «ХПИ», 2013. – С. 45–49.
10. Лемешко А.В. Усовершенствование потоковой модели многопутевой маршрутизации на основе балансировки нагрузки / А.В. Лемешко, Т.В. Вавенко // Проблемы телекоммуникаций. – 2012. – № 1 (6). – С. 12–29 [Электронный ресурс]. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2012/1/1/121_lemeshko_multipath.pdf, свободный (дата обращения: 16.07.2013).
11. Евсеева О.Ю., Гаркуша С.В. Обзор технологических и теоретических решений в области маршрутизации на основе качества обслуживания / О.Ю. Евсеева, С.В. Гаркуша // Проблемы телекоммуникаций. – 2012. – № 3 (8). – С. 24–46 [Электронный ресурс]. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2012/3/1/123_evseeva_review.pdf, свободный (дата обращения: 16.07.2013).
12. Лемешко А.В. Тензорная модель многопутевой маршрутизации агрегированных потоков с резервированием сетевых ресурсов, представленная в пространстве с кривизной // Праці УНДІРТ. – Видання УНДІРТ, 2004. – Вип. №4 (40). – С. 12–18.
13. Растрингин Л.А. Адаптация сложных систем. – Рига: Зинатне, 198. – 375 с.
14. Симонина О.А. Характеристики трафика в сетях IP / О.А. Симонина, Г.Г. Яновский // Труды учебных заведений связи. – 2004. – № 177. – С. 8–14.
15. Крылов В.В. Теория телетрафика и ее приложения / В.В. Крылов, С.С. Самохвалова. – СПб.: БХВ, 2005. – 288 с.
16. Петров М.Н. Самоподобие в системах массового обслуживания с ограниченным буфером / М.Н. Петров, Д.Ю. Пономарев // Электросвязь. – 2002. – №2. – С.35–39.
17. Morton A. Packet Delay Variation Applicability Statement. RFC 5481/ A. Morton, B.Claise. – 2009 [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://tools.ietf.org/html/rfc5481>, свободный (дата обращения: 16.07.2013).

Лемешко Александр Витальевич

Профессор каф. телекоммуникационных систем

Харьковского национального университета радиоэлектроники (ХНУРЭ)

Тел.: 8 (057) 7-02-13-20

Эл. почта: lemeshko@journal.kh.ua**Вавенко Татьяна Васильевна**

Аспирант каф. телекоммуникационных систем ХНУРЭ

Тел.: 8 (057) 7-02-13-20

Эл. почта: tv_vavenko@mail.ru

Lemeshko A.V., Vavenko T.V.

Development and research of the flow model of adaptive routing in the software-defined networks with load balancing

The paper presents the flow model of adaptive routing in the software-defined network with load balancing on two criteria. The first one is the optimality criterion of the load balancing process that is associated with the work of the network as a whole and is to minimize the ratio of links maximum load of telecommunications network. The second criterion was used to adapt the process of load balancing, performance is linked to equality zero contour of packet delay for each traffic separately. The study found that the use of the proposed model can improve the average multipath packet delay from 10–16 to 35–39%, and the probability of timely delivery by 17–63% compared with the previously known models of routing. At the same time the equality of the average delays is guaranteed along multiple paths calculated, thereby minimizing packet jitter caused by the implementation of multipath routing strategies.

Keywords: software-defined network, multipath routing, load balancing, quality of service, multipath delay, traffic, the coefficient of the maximum link utilization, topology.