

МНОГОПУТЕВАЯ МАРШРУТИЗАЦИЯ С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ ОПТИМАЛЬНОГО АЛГОРИТМА РАСПРЕДЕЛЕНИЯ СЕТЕВЫХ РЕСУРСОВ ДЛЯ СЕТЕЙ MPLS-TE**Введение**

При построении сетей следующего поколения (NGN), для конвергенции разнообразных транспортных технологий, используется протокол IP. Он ориентирован на дейтаграмный режим, при этом маршрутизация отдельных пакетов выполняется в пошаговом режиме, на основании адреса назначения. При таком режиме невозможно гарантировать качество обслуживания из конца в конец отдельным или агрегированным потокам и обеспечить быстрое восстановление после сетевых сбоев. С появлением технологии мультипротокольной коммутации меток (MPLS), операторы связи получили возможность создавать явно заданные виртуальные пути для передачи трафика IP. Явная (explicit) маршрутизация позволяет направлять определенный поток по заданному пути, а не по маршруту, рассчитанному традиционными протоколами, такими как OSPF или IS-IS. Использование технологии MPLS предоставляет возможности для реализации новых услуг, таких как L2VPN, и повышение качества уже традиционных услуг, таких как передача мультимедийной информации с использованием протокола IP.

Одной из основных задач, стоящих перед оператором, является эффективное использование доступных сетевых ресурсов, т.е. требуется задействовать все доступные ресурсы для снижения нагрузки на отдельные участки сети. Известно, что проблема минимизации максимальной нагрузки канала может быть решена с помощью использования многопутевых схем маршрутизации, которые приводят к распределению трафика по нескольким путям. Традиционные схемы маршрутизации в IP сетях не позволяют в полном объеме использовать сетевые ресурсы и оптимально распределять трафик по множеству путей – обычно в таких протоколах реализованы только простейшие механизмы, позволяющие использовать множество путей, известные как ECOMP (Equal Cost MultiPath).

Для решения задач эффективного управления сетевыми ресурсами была предложена концепция трафик инжиниринга [1]. Согласно [1] трафик инжиниринг определяется как аспект сетевого инжиниринга, решающий вопросы оценки и оптимизации производительности IP сетей. Трафик инжиниринг включает в себя применение технологий и научных принципов к измерению, моделированию и управлению Интернет трафиком. Механизмы трафик инжиниринга должны позволять эффективно бороться с ошибками в сети, такими как потеря связи на участке, выход со строя одного из узлов. В современных сетях выдвигаются строгие требования ко времени восстановления сети после сбоя – считается, что сеть должна восстановить работоспособность в течение 50 мс. На сетевом уровне эта задача решается ремаршрутизацией или предварительным формированием обходных путей.

Для сетей с мультипротокольной коммутацией меток и поддержкой механизмов трафик инжиниринга (MPLS-TE), были предложены и одобрены промышленные стандарты обработки сетевых ошибок и ремаршрутизации трафика. Однако сегодня отсутствует возможность динамически создавать обходные пути в случае сетевого сбоя – резервные маршруты предварительно конфигурируются администратором статически и могут не учитывать текущее состояние сетевых ресурсов. Было предложено несколько алгоритмов для решения этой задачи с использованием схем многопутевой маршрутизации [2,3], но эти подходы имеют высокую вычислительную сложность или требуют периодически обмениваться служебным трафиком.

В статье предложен более конструктивный алгоритм многопутевой маршрутизации для решения задачи трафик инжиниринга в сетях с мультипротокольной коммутацией меток.

Постановка задачи

Рассматривается задача распределения однопродуктового потока заданной величины между узлами сети s и t по m независимым кратчайшим путям. Поставленная задача является частным случаем задачи многопутевой маршрутизации, рассматриваемой в [2]. Алгоритм решения такой обобщенной задачи имеет большую вычислительную сложность и время решения такой за-

дачи не может удовлетворять требованиям, предъявляемым к средствам многопутевой маршрутизации. Эти требования относятся к традиционным требованиям, выдвигаемым к алгоритмам маршрутизации, и предполагают их низкую вычислительную сложность, быстроту сходимости и минимальных объемы создаваемого служебного трафика [2,3]. Кроме того, коэффициент пропорциональности q , определяющий степень заполнения дуги, определен лишь для частного случая. Нет общих предположений по выбору этого коэффициента, что сужает возможности практического использования этой обобщенной модели.

Используем систему обозначений, принятых в потоковых моделях. Структура сети $G(N, E)$ определяется множеством узлов $N = \{1, 2, \dots, n\}$ и множеством дуг $E \subset (N \times N)$. Поток по дуге $i_k, (k = 1, \text{card}E)$ обозначим f_k . Каждой дуге k поставим в соответствие величину c_k , определяющую верхнюю границу потока по дуге k . Множество независимых кратчайших путей из s в $t, (s, t \in N)$ обозначим $P_n, P \in G$.

Между заданной величиной потока Q с минимальным разрезом (правильным сечением) C^* фрагмента P сети G выполняется условие

$$Q < C^*, \text{ где } C^* = \sum_{j=1}^m \min\{c_j\}, \quad j = 1, r_j, \quad (1)$$

$j = \overline{1, m}, m = \text{card}P, r_j$ – ранг j -го пути потока Q по m кратчайшим путям будем иметь не единственное решение (не тривиальное решение), и становится возможным оптимизационная постановка задачи. Требование (1) удовлетворяется на этапе выбора определения числа кратчайших путей m и построения множества этих путей P .

Одним из требований к распределению потока по m независимым путям является минимизация времени передачи потока Q из s в t , которое будем определять максимальным временем передачи соответствующих частей потока Q по m путям. Достичь минимизации можно уравнивая время передачи по всем путям. Обозначим x_i – величину потока, направленно

го по i -му пути, $i = \overline{1, m}, c_i = \min\{c_j\}, j = \overline{1, r_i}, h_i = \frac{c_i}{\sum_{j=1}^m c_j}$. Тогда задачу оптимального рас

пределения потока величины Q по m путям с заданными минимальными пропускными способностями c_i можно сформулировать как минимаксную:

$$\max \left| \frac{x_i}{c_i} - \sum_{j=1}^m h_j x_j \right| \rightarrow \min_{x \in \Omega} \quad (2)$$

Учитывая, что те значения приведенного потока $\frac{x_i}{c_i}$, которые меньше средневзвешенного значения, минимизировать не требуется, выражение (2) преобразуется к виду

$$\max \left(\frac{x_i}{c_i} - \sum_{j=1}^m h_j x_j \right) \rightarrow \min_{x \in \Omega} \quad (3)$$

Тогда минимаксную задачу (2) можно свести к задаче линейного программирования:

$$z(x) = \sum_{i=1}^m \frac{c_i}{\sum_{j=1}^m c_j} \cdot x_i \rightarrow \max \quad (4)$$

при следующих ограничениях:

$$\sum_{i=1}^m x_i = Q \quad (5)$$

$$x_i \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^m c_j - c_i \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^m x_j \geq 0 \quad (6)$$

$$x_i \leq a_i c_i \quad (7)$$

$$x_i \geq 0 \quad (8)$$

Ограничение (5) представляет собой требование на распределение всего потока, ограничение (6) – требование пропорциональности распределения, ограничение (7) – требования на предотвращение перегрузок в «узких местах» i -го пути, коэффициент a_i определяет максимальную загрузку i -го пути.

Анализ результатов моделирования

Моделирование проводилось для участка сети, в котором имеется 5 независимых кратчайших путей от источника к получателю с использованием пакета Matlab 6.5. В качестве модели нагрузки в узле s использовался источник трафика с нормальным распределением и М.О., равным 10. Для анализа предлагаемого алгоритма в узле s проводилось распределение потока без процедур оптимизации и с применением оптимизации (рис. 1, а, б).

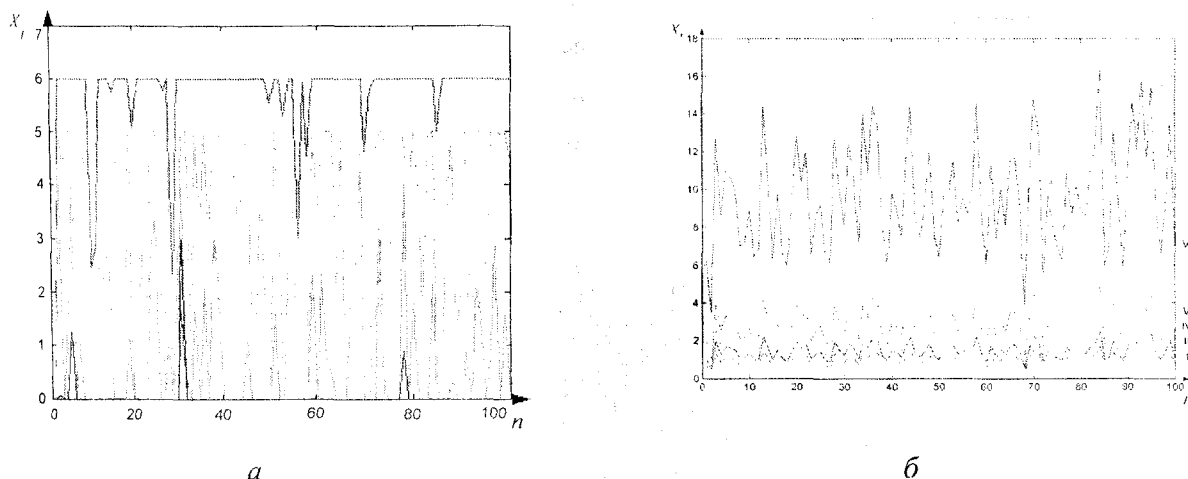


Рис. 1

На рис. 1, а, б показано распределение во времени входящего потока по множеству путей. При распределении без оптимизации (рис. 1, а) путь с максимальной пропускной способностью имеет высший приоритет и «заполняется» полностью. «Остаток» потока направляется по пути, имеющему максимальный приоритет среди оставшихся путей. Приоритеты путей определяются на основании пропускных способностей пути. Как видно из рис. 1, а, путь, имеющий максимальную пропускную способность 6, заполняется полностью, далее заполняется следующий путь, с максимальным значением 5 и т.д. Таким образом, при использовании такой схемы распределения нагрузки, одни пути будут перегружены, в то время как другие будут простаивать. На рис. 1, б видно, что при использовании оптимизации, все пути заполняются более компактно и значения x_i пропорционально пропускной способности пути.

На рис. 2, а представлено среднее значение величины потока X_i по i -му пути. Как видно, в случае оптимального распределения нагрузки, средняя загрузки пути составляет 52% (рис. 2, б), а максимальное значение загрузки составляет 58% (см. рис. 3). В отличие от этого, при использовании распределения нагрузки без оптимизации, несколько путей загружаются полностью, при этом остальные простаивают (2, а, б).

На рис. 3 приведена зависимость $M \left[\max_i \left\{ \frac{x_i}{c_i} \right\} \right]$ от значения n при использовании оптимизации. Математическое ожидание в этом случае составляет 0,58, что составляет 58% от значе-