

РЕКУРСИВНАЯ ПОТОКОВАЯ МОДЕЛЬ MPLS

Овчинников К.А., Руккас К.М., Горюнов А.А.

Харьковский национальный университет радиоэлектроники

61166, Харьков, пр. Ленина, каф. Телекоммуникационных систем, тел. (057) 702-13-20,

E-mail: vonhaimek@gmail.com ; факс (057) 702-13-20

The given work is devoted to the modeling of modern telecommunication systems. Flow modeling problems has been described. A new flow model for MPLS with losses and delays has been suggested.

Современные телекоммуникационные системы (ТКС), активно развивающиеся на протяжении последних 20 лет, представляют собой сложные распределенные системы, функционирующие на множестве протоколов и использующие различные технологии. Распространенные технологии и протоколы создавались в различные промежутки времени для обеспечения различных задач, что породило проблему совместимости этих сетей. Для решения задачи совместимости была разработана технология коммутации по меткам MPLS (Multiprotocol Label Switching), обеспечивающая общую транспортную среду для одновременной передачи трафика IP (Internet Protocol), ATM (Asynchronous Transport Mode), Frame Relay. Второй, не менее важной и актуальной задачей, которая ставится перед современными ТКС, является передача трафика с обеспечением заданных параметров QoS (Quality of Service, качество обслуживания), в первую очередь, времени доставки и вероятности потери пакета, обусловленных особенностями мультимедийного трафика. Важно понимать, что гарантии качества могут предоставляться только в случае сквозной маршрутизации с резервированием ресурсов вдоль пути, в остальных случаях речь идет лишь о некотором вероятностном показателе. Из вышесказанного следует, что наиболее распространенная технология IP с маршрутизацией hop-by-hop (от узла к узлу) не способна обеспечивать требования QoS в полной мере, что обуславливается, в первую очередь, отсутствием необходимых механизмов в самом протоколе. Возникновение технологии MPLS совпало с кризисом поиска методов обеспечения QoS в IP, что послужило причиной расширения возможностей MPLS как транспортной сети в сторону механизмов гарантирования качества обслуживания и TE (Traffic Engineering, управление трафиком). Таким образом, технология MPLS представляется перспективным направлением развития современных ТКС.

Разработка методов обеспечения QoS и TE неразрывно связана с моделированием поведения ТКС, что позволяет провести апробацию алгоритмов управления с помощью машинного эксперимента, предшествующего этапу разработки оборудования и ПО (программного обеспечения). На сегодняшний день можно выделить два основных направления развития моделей ТКС: потоковые модели, имитирующие поступление потока трафика с заданными требованиями на узел ТКС, и пакетные модели, рассматривающие потоки информации как совокупность пакетов данных различного размера и с различными требованиями к передаче. Ни один из данных подходов не позволяет в полной мере отразить особенности поведения ТКС: исходя из особенностей подхода, потоковые модели чаще всего используются для моделирования поведения сети, а пакетные – для моделирования узлов связи. В данной работе предлагается адаптация потоковой модели для технологии MPLS, а разработка модели отдельного узла является направлением дальнейших исследований.

Постановка задачи потоковой модели и ее формализация приведены в [1]. Для существующих потоковых моделей характерны следующие недостатки:

- статичность (решение задачи в фиксированный момент времени);
- отсутствие потерь (предполагается, что размер БЗУ на узлах неограничен);
- отсутствие задержки пакетов в очереди (следует из предыдущего).

Данные недостатки были учтены при разработке потоковой модели для MPLS.

Пусть сеть задана графом $G = (V, E)$, где V – множество узлов сети (vertices, вершины), E – множество каналов между ними (edges, дуги). Исходя из особенностей MPLS, все множество узлов разбивается на два подмножества: $V^+ = \{V_i^+, i = \overline{1, n_{LER}}\}$, множество граничных маршрутизаторов (LER, Label Edge Router), составляющих периферию сети и реализующих основной интеллект сети, и $V^- = \{V_i^-, i = \overline{1, n_{LSR}}\}$, множество коммутаторов меток (LSR, Label Switching Router), составляющих ядро сети и выполняющих исключительно задачу коммутации по меткам. При разбиении на подмножество должно выполняться условие:

$$\begin{cases} V^+ \cup V^- = V \\ V^+ \cap V^- = \emptyset \end{cases} \quad (1)$$

В свою очередь, каждый элемент множества V^+ может являться и источником трафика s (source), и получателем d (destination). Под источником трафика понимается, что на данный маршрутизатор поступает трафик от смежной сети (IP, MPLS, ATM или др.) и он должен быть доставлен на узел-получатель, также являющийся точкой соприкосновения со смежными сетями. Будем рассматривать случай, когда каждый граничный маршрутизатор LER является одновременно источником и получателем. LER не может являться получателем трафика, поступившего на него из смежной сети.

Предположим, что в каждый момент $k \in K$ (K – множество событий) на один из граничных маршрутизаторов поступает трафик интенсивностью $\lambda(k)$, относящийся к одному из классов обслуживания $q \in Q$ (в MPLS на маркировку класса обслуживания отводится 3 бита, т.о. возможно всего 8 классов). Каждому классу обслуживания соответствуют значения максимально допустимой задержки τ_q (delay) и максимально допустимого процента потерь l_q (losses). Если количество классов обслуживания трафика, поддерживаемых смежной сетью, не равно 8, то необходимо дополнительно указать правила преобразования классов. Каждому трафику ставится в соответствие пара (s, d) , указывающая, на какой узел поступает трафик и через какой узел трафик покидает сеть. Вероятность того, что в один и тот же момент k на два и более граничных маршрутизаторов поступит новый поток трафика, принимается равной 0. Таким образом, через $\lambda_{(s,d)}^q(k)$ обозначим, что на k -м шаге на граничный маршрутизатор s поступает трафик интенсивностью λ , относящийся к q -му классу обслуживания, который необходимо доставить на узел d не превышая заданных максимально допустимых значений задержки τ_q и потерь l_q .

Важной подзадачей данной модели является описание механизма высвобождения занятых трафиком сетевых ресурсов при окончании передачи данного трафика. В реальных сетях это происходит на основе данных, поступающих от протокола маршрутизации, поддерживающего сообщения о доступной полосе пропускания (например, CSPF), либо на основе заголовков пакетов, указывающих на окончание сессии передачи. Для моделирования этого процесса введем дополнительную переменную $\varepsilon_{(s,d)}^{q,k_0}(k) = \{0,1\}$, указывающую, что на k -м шаге на граничный маршрутизатор s перестал поступать трафик класса q ($\varepsilon = 1$), который был принят на обслуживание в момент k_0 и должен был передаваться на узел d . Таким образом, данная переменная содержит все необходимые данные для определения сетевых ресурсов, подлежащих высвобождению.

Каждый узел сети на k -м шаге характеризуется:

- производительностью μ ;
- коэффициентом потерь $P_j^{q,(s,d)}(k) \in P$;

- средним временем ожидания пакета в очереди $T_j^{q,(s,d)}(k) \in T$.

Переменная $P_j^{q,(s,d)}(k)$, $j = \overline{1, |V|}$, равна % потерь на узле трафика с классом обслуживания q , маршрутизируемого между узлами (s, d) на шаге k , $|V|$ – мощность множества V или же количество узлов (маршрутизаторов). Предполагается, что вероятностью искажения пакета в тракте передачи можно пренебречь и потери происходят исключительно на узлах сети из-за переполнения запоминающего устройства (ЗУ). На величину потерь накладывается следующее ограничение:

$$0 \leq P_j^{q,(s,d)}(k), \quad \sum_j^{|V|} P_j^{q,(s,d)}(k) \leq l_q \quad \text{для всех узлов сети } j = \overline{1, |V|}. \quad (2)$$

Таким образом, из ограничения (2) следует, что суммарные потери для трафика $\lambda_{(s,d)}^q(k)$, маршрутизируемого на k -м шаге, не должны превышать максимально допустимого значения для данного класса обслуживания l_q . В реальных сетях потери определяются как отношение количества отброшенных пакетов к количеству поступивших на обслуживание, пакеты имеют различный размер (в зависимости от технологии), вероятность потери является функцией от размера буфера, размера пакета и длины очереди, а требования к обеспечению вероятности потери пакета определяются собственно вероятностью. Поскольку в терминах потоковой модели невозможно задать указанные параметры (т.к. она оперирует потоками, а не пакетами), данные параметры могут быть отражены лишь косвенно через перманентные потери в объеме передаваемого трафика на узлах сети. Значение $P_j^{q,(s,d)}(k)$ подлежит минимизации.

Ограничения, накладываемые на время задержки, аналогичны:

$$0 \leq T_j^{q,(s,d)}(k), \quad \sum_j^{|V|} T_j^{q,(s,d)}(k) \leq \tau_q \quad \text{для всех узлов сети } j = \overline{1, |V|}, \quad (3)$$

где $T_j^{q,(s,d)}(k)$ – среднее время ожидания пакета класса обслуживания q в очереди на узле j , следующего из узла s в узел d . Выполнение данного ограничения способствует тому, что время доставки пакетов не превысит максимально допустимого значения для заданного класса обслуживания τ_q . Определение времени доставки пакета в общем виде является нетривиальной задачей и детально рассмотрено в [2].

Каждый тракт передачи между узлами сети на k -м шаге характеризуется:

- доступной пропускной способностью $\varphi_{ij}^q(k)$;
- стоимостью использования $\omega_{ij} \in \Omega$.

Предполагается, что вся доступная пропускная способность разделена между классами обслуживания, деление задано административно, и на протяжении всего времени модели остается неизменным. Доля пропускной способности Φ_{ij} , выделяемой для q -го класса обслуживания в канале (i, j) задана в виде β_{ij}^q и удовлетворяет условиям:

$$0 \leq \beta_{ij}^q, \quad \sum_q \beta_{ij}^q \leq 1 \quad \text{для всех каналов сети } i, j = \overline{1, |V|}. \quad (4)$$

В рамках подхода, используемого потоковыми моделями, необходимо для каждого вновь поступившего трафика определить один либо множество маршрутов до узла-получателя. В качестве переменных в потоковых моделях выступают маршрутные переменные $x_{ij}^{q,(s,d)}(k)$, которые характеризуют интенсивность трафика $\lambda_{(s,d)}^q(k)$ между узлами i и j на шаге k , $(i, j) \in E$. На основании результатов решения оптимизационной задачи в рамках потоковой модели по маршрутным переменным определяется множество

путей коммутации меток (LSP, Label Switching Path) между узлами (s, d) , а также доля трафика $x_{ij}^{q,(s,d)}(k)$, которая будет передана по каждому из каналов пути. Возможен и альтернативный подход, в котором считается, что множество путей между граничными маршрутизаторами известно заранее и задача оптимизации сводится к выбору таких LSP для передачи трафика, которые минимизируют некоторую целевую функцию α . В общем случае $\alpha = f(P, T, Q, \Omega)$.

Поскольку задача распределения потоков по сети будет решаться во времени, значение свободной полосы будет варьироваться, и для каждого нового потока их необходимо рассчитывать заново, на основании результатов, полученных на предыдущем шаге, а доля трафика в канале, в свою очередь, не должна превышать доступную пропускную способность:

$$x_{ij}^{q,(s,d)}(k) \leq \varphi_{ij}^q(k) \text{ для всех } i, j = \overline{1, |V|}, \quad (5)$$

где $\varphi_{ij}^q(k) = \varphi_{ij}^q(k-1) - x_{ij}^{q,(s,d)}(k-1) + \varepsilon_{(s,d)}^{q,k_0} * x_{ij}^{q,(s,d)}(k_0)$ рассчитывается для всех $q = \overline{1, Q}$.

В начальный момент значение $\varphi_{ij}^q(0) = \beta_{ij}^q * \Phi_{ij}$, $q = \overline{1, Q}$, $i, j = \overline{1, |V|}$.

Для корректной работы модели необходимо указать ограничения, которые обеспечивают поиск решений исключительно в допустимой области значений. Рассмотрим ограничение, обеспечивающее выполнение условия сохранения потока:

$$\begin{cases} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{ij}^{q,(s,d)}(k) + P_i^{q,(s,d)}(k) = \lambda_{(s,d)}^q(k) & i = V_s^+; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{ij}^{q,(s,d)}(k) - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{ji}^{q,(s,d)}(k) + P_i^{q,(s,d)}(k) = 0 & i \neq V_s^+, i \neq V_d^+; \\ \sum_{j:(j,i) \in E} x_{ji}^{q,(s,d)}(k) + \sum_j P_j^{q,(s,d)}(k) = \lambda_{(s,d)}^q(k) & i = V_d^+. \end{cases} \quad (6)$$

Физический смысл маршрутной переменной накладывает ограничение вида:

$$0 \leq x_{ij}^{q,(s,d)}(k) \leq \lambda_{(s,d)}^q(k). \quad (7)$$

В то же время для обеспечения универсальности условия (5) необходимо, чтобы на каждом шаге маршрутные переменные, не участвующие в вычислении, определялись как:

$$x_{ij}^{m,(s,d)}(k) = 0, \quad \text{для всех } m \neq q, m = \overline{1, Q}, i, j = \overline{1, |V|} \quad (8)$$

Результатом решения оптимизационной задачи на каждом шаге выступают вектор распределения трафика $\vec{x}(k)$, вектор потерь $\vec{P}(k)$ и вектор задержек $\vec{T}(k)$. Чтобы уйти от многокритериальности, все переменные можно включить в один искомый вектор $\vec{X}(k)$.

В данной работе предложена рекурсивная потоковая модель MPLS, описывающая поведение ТКС во времени. При составлении модели были максимально учтены такие параметры, как потеря пакетов и среднее время ожидания пакета в очереди, роль которых в предыдущих потоковых моделях не рассматривалась. Направлением развития данной работы служит разработка рекурсивной модели узла MPLS, а также обоснование выбора целевой функции.

Литература: 1. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайнлайн Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS-DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий, Проблемы Телекоммуникаций №1(1) 2010, стр. 35-44; 2. Лосев Ю.И., Шматков С.И., Руккас К.М., Щебенюк В.С. Математическая модель процесса информационного обмена при многопутевой передаче, Системи управління, навігації та зв'язку Київ 2010 випуск №1(13) стор. 205-209; 3. Handbook of optimization in telecommunication, Edited by M. G.C. Resende, P. M. Pardalos, Springer Science + Business Media, Inc, 2006, 1134p.