

УДК 621.372

К.М. Руккас, К.А. Овчинников

Харьковский национальный университет радиоэлектроники, Украина

ПОТОВОКАЯ МОДЕЛЬ СЕТИ MPLS

В статье рассмотрены основные недостатки современных математических моделей ТКС. Предложена рекурсивная потоковая модель для сетей MPLS, основанная на дискретизации поступающего на обслуживание трафика. Модифицированы и добавлены ограничения, позволяющие учитывать потери пакетов при передаче трафика через сеть. В качестве целевой функции предложено использовать скорость передачи ценной информации, что позволяет учитывать приоритезацию трафика не только по классу обслуживания, но и по источнику и получателю трафика.

Ключевые слова: потоковая модель, качество обслуживания, ценность информации, потери пакетов.

Введение

В основе большинства существующих протоколов управления ресурсами ТКС лежат статические, иногда даже эвристические модели и методы поиска оптимального решения. Большинство протоколов маршрутизации основаны на алгоритмах поиска кратчайшего пути на графе (Дийкстры либо Беллмана-Форда) и отличаются лишь метриками (вес дуги на графе), используемыми при поиске пути.

Среди современных подходов к математическому описанию задачи управления, а также в основе некоторых прикладных решений широко используется статическая потоковая модель ТКС [1], обладающая невысокой вычислительной сложностью и удовлетворительным качеством получаемых решений. Ключевым недостатком данного подхода является отсутствие в статических моделях реакции на изменение текущего состояния ТКС (изменение характеристик трафика, загруженности канальных и буферных ресурсов), что приводит к принятию неоптимальных решений и снижению эффективности функционирования системы. Для устранения данно-

го недостатка необходимо обеспечить периодический либо аperiodический перерасчет управляющих воздействий (маршрутных таблиц, объема выделяемого буферного пространства, коэффициентов распределения полосы пропускания между потоками различных приоритетов и т.д.) на основе данных мониторинга состояния сети, результатов прогнозирования либо оценки эффективности управляющего воздействия.

В качестве целевой функции математических моделей решения задачи управления могут выступать как отдельные параметры сети (показатели качества обслуживания, загруженность сетевых ресурсов, количество переданной информации и т.д.), так и их комбинации. Особенный интерес представляет использование в качестве целевой функции скорости передачи ценной информации (под ценной информацией понимается полезная нагрузка сети, служебная информация, обеспечивающая функционирование сети, не учитывается), что позволяет учитывать различную важность трафика, принадлежащего одному классу обслуживания, но генерируемого различными источниками.

Основная часть

Особенности технологии MPLS, в первую очередь иерархическая структура самой сети, использование однонаправленных каналов и фиксированное множество пар источник-получатель, накладывают дополнительные ограничения на математическую модель управления сетью. Существующие математические модели [2] сети MPLS реализованы с использованием потокового подхода и зачастую являются статичными. Главным недостатком таких моделей является отсутствие потерь при передаче данных и задержек пакетов в очередях маршрутизаторов, что обусловлено невозможностью выражения этих понятий в рамках терминологии потоковых моделей. Устранение этих недостатков возможно при переходе к квазипотоковым моделям, оперирующим не требованиями к пропускной способности, а блоками пакетов некоторой длины, характерными для определенного вида трафика.

В качестве целевой функции будем использовать суммарную скорость передачи ценной информации ($V_{IЦ}$) [3]. В этом случае эффективность системы управления будет описываться как:

$$V_{IЦ}(\bar{r}) \rightarrow \max_{\bar{R}}, \quad (1)$$

где \bar{R} – вектор сетевых ресурсов.

Решением оптимизационной задачи будет выступать вектор распределения канальных и буферных ресурсов \bar{r} , максимизирующий значение целевой функции.

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

$$\begin{cases} V^+ \cup V^- = V, \\ V^+ \cap V^- = \emptyset. \end{cases} \quad (2)$$

В свою очередь, каждый элемент множества V^+ может являться источником (s , source) и получателем (d , destination) трафика. 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 соприкосно-

вения со смежными сетями. В дальнейшем будем считать, что каждый граничный маршрутизатор LER является одновременно источником и получателем трафика. Общее количество пар (s, d) определяется как $n_{LER} * (n_{LER} - 1)$.

Обозначим через C вектор пропускных способностей каналов передачи, а через W – объем буферного пространства на каждом маршрутизаторе. Также учтем, что некоторая доля (обычно считают, что достаточно 10%) пропускной способности будет использоваться для передачи служебной информации. Тогда доступная для передачи пользовательского трафика полоса пропускания C_d составит $0.9C$. При этом будем считать, что для обеспечения качества передачи для каждого класса обслуживания $q \in Q$ административно заданы доли пропускной способности α_q и объема БЗУ β_q , такие, что:

$$\sum_{q=1}^Q \alpha_q = 1$$

и

$$\sum_{q=1}^Q \beta_q = 1.$$

Предположим, что в каждый момент $t \in T$ на один из граничных маршрутизаторов поступает трафик интенсивностью $\lambda(t)$, 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 p_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. Таким образом, через $\lambda_{(s,d)}^q(t)$ обозначим, что в момент времени t 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_{\max}^q и потерь p_{\max}^q .

Также отметим, что каждому трафику, поступающему на обслуживание, ставится в соответствие некоторое относительное значение его ценности v на основании значений полей адреса отправителя и получателя.

Требования к полосе пропускания можно представить в виде поступления на вход граничного маршрутизатора в течение некоторого малого промежутка времени Δt m пакетов длиной $l \pm \Delta l$. Тогда, зная требования поступившего на обслуживание трафика к полосе пропускания λ , можно утверждать, что $m = \lambda / (l \pm \Delta l)$.

Будем предполагать, что каждому приложению, которое генерирует пользовательский трафик, можно с большой долей вероятности поставить в соответствие среднее значение длины пакета l_{app} и некоторое среднее отклонение длины пакета от среднего значения Δl , причем $\Delta l_{app} \ll l_{app}$. Приложение-источник трафика может быть идентифицировано на граничном маршрутизаторе по размеру пакета. При передаче речи/видео размер пакета определяется кодеком и размером заголовков соответствующих протоколов. Обозначим через $t_{(s,d)}^{q,app}(t)$ поступление в момент времени t на вход граничного маршрутизатора s m пакетов размером $l_{app} \pm \Delta l_{app}$, имеющих ценность $v_{(s,d)}^{app}$ и относящихся к классу обслуживания q , которые необходимо передать на узел d с параметрами передачи не выше, чем τ_{max}^q и p_{max}^q .

Ограничения согласно физическому смыслу маршрутных переменных в общем виде можно записать как:

$$A \cdot \overline{r_{(s,d)}^q}(t) \leq R_q(t), \quad (3)$$

где A – диагональная матрица; $\overline{r_{(s,d)}^q}(t)$ – вектор распределения канальных и буферных ресурсов в момент времени t ; $R_q(t)$ – вектор доступных классу обслуживания q канальных и буферных ресурсов в момент времени t .

Топологические ограничения запишем в следующем виде:

$$\begin{bmatrix} A_{eq} \\ \dots \\ A_{eq} \end{bmatrix} \cdot \overline{r_{(s,d)}^q}(t) = \begin{bmatrix} \alpha_q C_{d_1} \\ \alpha_q C_{d_2} \\ \dots \\ \alpha_q C_{d_n} \\ \beta_q W_1 \\ \beta_q W_2 \\ \dots \\ \beta_q W_k \end{bmatrix}, \quad (4)$$

где A_{eq} – матрица смежности, n – количество каналов, k – количество узлов.

После нахождения оптимального решения значения элементов вектора $R_q(t)$ уменьшаются на величину задействованных ресурсов $\overline{r_{(s,d)}^q}(t)$.

Также необходимо выполнить условие сохранения потока на каждом узле с учетом возможных потерь:

$$\begin{cases} \sum_{j:(i,j) \in E} r_{(s,d)ij}^q(t) + P_i^{q,(s,d)}(t) = t_{(s,d)}^{q,app}(t), & i = V_s^+; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} r_{(s,d)ij}^q(t) - \sum_{j:(j,i) \in E} r_{(s,d)ij}^q(t) + P_i^{q,(s,d)}(t) = 0, \\ i \neq V_s^+, i \neq V_d^+; \\ \sum_{j:(j,i) \in E} r_{(s,d)ij}^q(t) + \sum_j P_j^{q,(s,d)}(t) = t_{(s,d)}^{q,app}(t), & i = V_d^+, \end{cases} \quad (5)$$

где

$P_i^{q,(s,d)}(t) = \left(p_i^{q,(s,d)}(t) \cdot m_{(s,d)}^q(t) \right) \cdot \left(l_{app}^{(s,d)}(t) + \Delta l_{app} \right)$ – потери пакетов, передаваемых между парой (s,d) , на i -м узле при решении задачи распределения ресурсов в момент времени t , переведенные в единицы пропускной способности. Здесь $p_i^{q,(s,d)}(t)$ означает количество отброшенных пакетов класса обслуживания q на узле i при решении задачи распределения ресурсов в момент времени t для пары (s,d) .

Вектор $P_i^{q,(s,d)}(t)$ имеет ту же размерность, что и $\overline{r_{(s,d)}^q}(t)$, и содержит нулевые значения в элементах, соответствующих значениям выделяемого объема буферного пространства.

На величину потерь накладывается ограничение согласно требованиям, выдвигаемым к передаче трафика, принадлежащего q -му классу обслуживания:

$$\sum_{i=1}^n p_i^{q,(s,d)}(t) * m_{(s,d)}^q(t) \leq p_{max}^q. \quad (6)$$

Аналогично накладываются ограничения на максимально допустимую задержку передачи τ_{max}^q :

$$\left(\sum_{i=1}^n \tau_{обр_i} + \sum_{i=1}^k \tau_{расп_i} + \sum_{i=1}^n \tau_{отпр_i} \right) m_{(s,d)}^q(t) + \tau_{ожmax}^q \leq \tau_{max}^q, \quad (7)$$

где $\tau_{обр}$ – время обработки и постановки в очередь пакета, поступившего на вход маршрутизатора, $\tau_{расп}$ – время распространения (длительность передачи по каналу), $\tau_{отпр}$ – время, необходимое на изъятие пакета из очереди и отправку в канал, $\tau_{ожmax}^q$ –

максимальное время ожидания пакета из группы $m_{(s,d)}^q(t)$ в очереди.

Таким образом, поскольку момент времени t , используемый в модели, отражает появление на входе сети некоторого запроса на передачу трафика, задача маршрутизации и выделения БЗУ будет выполняться от запроса к запросу с учетом доступных на предыдущем шаге сетевых ресурсов. Важной подзадачей является описание механизма высвобождения занятых трафиком сетевых ресурсов по окончании передачи. Для этого необходимо хранить результаты решения задачи распределения ресурсов с момента t_0 для каждого трафика, принятого к передаче и для каждой пары источник-получатель. Возможным вариантом реализации является поток событий на вход каждого узла-источника. В событии должна быть заключена информация о моменте поступления трафика, узле-получателе и требуемых параметрах передачи для однозначной идентификации занятых ресурсов. Это накладывает дополнительные ограничения на модель используемую модель трафика.

В реальных сетях используемые ресурсы либо не учитываются вовсе, либо вычисляются периодически с помощью протокола маршрутизации, поддерживающего сообщения о доступной полосе пропускания (например, CSPF).

Согласно вышесказанному, целевую функцию можно описать как:

$$\max_{\bar{r}_{TKC}(i)} V_{IЦ} = F(v_{(s,d)}(i), \bar{r}_{(s,d)}^q(i), \bar{x}(i+1)),$$

$$i = \overline{1..(T-1)}, \quad (8)$$

где $\bar{x}(i+1) = f(\bar{x}(i), \bar{r}(i), \bar{\xi}(i))$ – состояние системы на i -м шаге, $\bar{\xi}(i)$ – случайное воздействие.

Поиском оптимального решения является перебор всех значений емкости буферного ЗУ и всех

возможных значений пропускной способности каналов связи для всех возможных маршрутов. Число возможных вариантов альтернатив можно уменьшить, используя целенаправленный перебор. Число исследованных альтернатив N ограничивается производительностью центра управления и допустимым временем управления ($T_{упр}$), которое является суммой времени сбора информации ($T_{сбор}$), принятия решения ($T_{пр}$) и доведения управляющей информации до соответствующих сетевых устройств ($T_{дов}$).

Заключение

Предложенная модель позволяет вычислять оптимальные маршруты передачи трафика с учетом требований к качеству обслуживания. Тем не менее, требуются дополнительные исследования характеристик передаваемого трафика для анализа взаимосвязи между размером пакета на сетевом уровне и пользовательским приложением.

Список литературы

1. Lemeshko A.V. *Mathematical model of MPLS-network supporting traffic engineering DiffServ* / A.V. Lemeshko, A.H. Hailan, Z.A. Sabeeh // *International Journal of Wisdom Based Computing*. – Vol. 1 (3). – 2011. – P.119-122.
2. Поповский В.В. *Динамическое управление ресурсами ТКС: математические модели в пространстве состояний* / В.В. Поповский, А.В. Лемешко, О.Ю. Евсеева // *Наукові записки УНДІЗ*. – 2009. – №1(9). – С. 3-26.
3. Лосев Ю.И. *Математическая модель процесса информационного обмена при многопутевой передаче* / Ю.И. Лосев, С.И. Шматков, К.М. Руккас, В.С. Щебенюк // *Системи управління, навігації та зв'язку*. – 2010. – №1(13). – С. 205-209.

Поступила в редколлегию 5.03.2012

Рецензент: д-р техн. наук, проф. Ю.И. Лосев, Харьковский национальный университет им. В.Н. Каразина, Харьков.

ПОТОВОКА МОДЕЛЬ МЕРЕЖИ MPLS

К.М. Руккас, К.А. Овчинников

У статті розглянуті основні недоліки сучасних математичних моделей ТКС. Запропонована рекурсивна поточкова модель для мереж MPLS, заснована на дискретизації трафіка, що поступає на обслуговування. Модифіковані та додані обмеження, що дозволяють враховувати втрати пакетів, що виникають під час передачі трафіка через мережу. В якості цільової функції запропоновано використовувати швидкість передачі цінної інформації, що дозволяє враховувати пріоритетизацію трафіка не тільки за класом обслуговування, а й за джерелом та одержувачем трафіка.

Ключові слова: поточкова модель, якість обслуговування, цінність інформації, втрати пакетів.

MPLS FLOW MODEL

K.M. Rukkas, K.A. Ovchinnikov

The article describes the main disadvantages of modern mathematical models of TCS. A recursive flow model for MPLS networks, based on a sampling of incoming traffic is adjusted. Restrictions that allow to take into account packet loss when sending traffic over the network are modified and added. As the objective function is proposed to use the valuable information transfer rate, which allows to take into account not only prioritize traffic by class of service, but also on traffic source and destination points.

Keywords: flow model, quality of service, valuable information transfer rate, packet losses.