УДК 681.324

П.Е. ПУСТОВОЙТОВ, Н.И. ЯЩУК

Национальный технический университет
«Харьковский политехнический институт», Украина

ГАРАНТОСПОСОБНАЯ ТЕХНОЛОГИЯ МАРШРУТИЗАЦИИ В КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЯХ, УСТОЙЧИВАЯ К НЕСТАБИЛЬНОСТИ ЗАГРУЗКИ КАНАЛОВ

Рассмотрена задача маршрутизации в компьютерных сетях в условиях нестабильной нестационарной загрузки элементов сети. Неопределенность условий функционирования сети описана в терминах нечеткой математики. Задача отыскания рационального маршрута решается с использованием технологии динамического программирования.

компьютерная сеть, маршрутизация, нестабильная загрузка, нечеткая математика

Постановка проблемы. Обзор публикаций

Маршрутизация представляет собой одну из наиболее сложных и важных задач на этапах разработки и организации функционирования компьютерных сетей. В настоящее время вполне определилась тенденция увеличения объема и усложнения структуры трафика, который должен поддерживаться компьютерной сетью. Даже традиционные приложения передачи данных, такие как электронная почта, новости USENET, приложения передачи файлов и удаленной регистрации создают серьезные проблемы. Но главными факторами, влияющими на ситуацию в сети, является всемирная Паутина, которой требуется предоставление отклика в реальном времени, а также все увеличивающиеся объемы передаваемых изображений, аудио и видеоданных.

Ключом к эффективному управлению производительностью в сети является маршрутизация. Протоколы маршрутизации представляют собой существенную составную часть механизма обеспечения деятельности сети. Решение о выборе маршрута принимаются с использованием некоторого критерия стоимости, вычисляемого для каждого ретрансляционного участка сети в соответствии с выбранной метрикой. Современные сетевые протоколы предоставляют гибкую систему метрик маршрутизации, в число которых обычно входят следующие.

А. Метрика маршрутизации по умолчанию. Простейший вариант состоит в назначении каждому ретрансляционному участку постоянной величины, равной единице. При использовании этой метрики при выборе маршрута минимизируется число промежуточных узлов.

Б. Минимизация финансовой стоимости. Метрика используется в случаях заметных различий в оплате стоимости функционирования различных участков или узлов сети.

В. Максимизация надежности. Метрика рассчитывается на основании данных об отказах различных элементов сети.

Г. Максимизация пропускной способности. Метрика учитывает различия в скорости передачи данных на разных участках сети.

Д. Минимизация задержки, представляющей собой сумму задержек при распространении сигнала по линии передачи данных и продолжительности ожидания в очереди в очередном узле.

Независимо от того, какая именно метрика используется для выбора маршрута, цель маршрутизации состоит в отыскании наилучшего из них с точки зрения выбранной метрики.

Традиционная технология решения этой задачи основана на известных методах отыскания оптимального маршрута на графе, отображающем топологию сети.

Используемые для этих целей алгоритмы Дейкстры [1], Беллмана [2], Литтла [3], Форда-Фалкерсона [4] и др. исходят из допущения, что численные значения выбранной метрики для разных элементов сети не меняются во времени. Это предположение, допустимое для простых, локальных сетей, в современных условиях может привести к серьезным ошибкам в выборе маршрута.

В [5] была предпринята попытка решить задачу маршрутизации с учетом нестационарности величины задержки в узлах сети. Однако и здесь использовано серьезное упрощение: отыскивался маршрут, оптимальный в среднем, то есть не учитывались дисперсии случайных значений задержки на различных промежуточных узлах маршрута. В связи с этим поставим задачу отыскания надежностно-ориентированного маршрута, для которого вероятность доставки пакетов в течение требуемого времени была максимальной.

Постановка задачи исследования

Будем считать, что с использованием методики, изложенной в [5], для каждого узла i сети получено описание нестационарной интенсивности потока сообщений в виде плотности распределения

$$\varphi_i(t) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_i(t)} \exp\left\{ -\frac{\left(\lambda_i - \overline{\lambda_i}(t)\right)^2}{2\sigma_i^2(t)} \right\}, \qquad (1)$$

где $\overline{\lambda_i}(t)$ – закон изменения во времени средней интенсивности потока сообщений для i-го узла, $i = 1, 2, \ldots, N$; $\sigma_i^2(t)$ – закон изменения во времени дисперсии интенсивности потока для i-го узла, $i = 1, 2, \ldots, N$; N – число вершин сети.

Как известно [6], среднее время ожидания в очереди начала обслуживания равно отношению средней длины очереди к интенсивности входящего потока. При этом, если входящий поток – пуассоновский с интенсивностью λ, а время обслуживания экспоненциально с параметром μ, то [7]

$$\overline{T}_{ож} = \frac{\lambda}{\mu^2 - \lambda\mu}.$$

Поэтому в малой окрестности относительно произвольной точки $\overline{T}$ можно приближенно считать, что для случайной интенсивности входящего потока в момент $\overline{T}$ случайное значение времени ожидания равно

$$T_{ож}(\overline{T}) = \frac{\lambda(\overline{T})}{\mu^2 - \overline{\lambda}(\overline{T})\mu},$$

где $\overline{\lambda}(\overline{T})$ – среднее значение случайной величины $\lambda(\overline{T})$ в окрестности $\overline{\mathrm{T}}$.

При этом плотность распределения случайной величины $T_{ож}(\overline{T})$ будет иметь вид:

$$\varphi(T_{ож}(\overline{T})) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_T(\overline{T})} \exp\left\{ -\frac{\left(T_{ож}(\overline{T}) - \overline{T}_{ож}(\overline{T})\right)^2}{2\sigma_T^2(\overline{T})} \right\},$$

где

$$\overline{T}_{ож}(T) = \frac{\overline{\lambda}(\overline{T})}{\mu^2 - \overline{\lambda}(\overline{T})\mu};$$

$$\sigma_T^2(\overline{T}) = \frac{\sigma^2(\overline{T})}{\left(\mu^2 - \overline{\lambda}(\overline{T})\mu\right)^2};$$

$\overline{\lambda}(\overline{T})$, $\sigma_T^2(\overline{T})$ – соответственно математическое ожидание и дисперсия случайной величины $\lambda(t)$ в момент $\overline{T}$.

Перенумеруем вершины сети так, чтобы вершина отправитель имела номер 1, а вершина – получатель – номер N.

Введем какой-либо маршрут $\{1, S_2, S_3, \ldots, S_k, \ldots, N\}$, связывающий вершины 1 и N. Здесь S_k – номер вершины сети, являющейся k-й по порядку в выбранном маршруте. Пусть сообщение отправлено из первого узла в момент T_1. Тогда случайный момент T_2 прохождения второго узла на маршруте определяется плотностью распределения

$$\varphi_2(T_2)=\frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_2(T_1)}\exp\left\{-\frac{\left(T_2-\overline{T}_2(T_1)\right)^2}{2\sigma_2^2(T_1)}\right\}.$$

Здесь

$$\overline{T}_2(T_1)=T_1+\overline{T}_{ож,2}=T_1+\frac{\lambda_2(T_1)}{\mu^2-\overline{\lambda}_2(T_1)\mu};$$

$$\sigma_{2,T}^2=\frac{\sigma_2^2(T_1)}{\left(\mu^2-\overline{\lambda}_2(T_1)\mu\right)^2}.$$

При этом временем распространения сигнала на ретрансляционном участке сети между узлами 1 и S_2 пренебрегаем. Рассуждая аналогично, запишем плотность распределения случайного момента T_{S_k} прохождения через S_k-й узел сети в виде

$$\varphi_{S_k}(T_{S_k})=\frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_{S_k}(T_1+T_2+...+T_{S_{k-1}})}\times$$
$$\times\exp\left\{-\frac{\left(T_{S_k}-\overline{T}_{S_k}(T_1+T_2+...+T_{S_{k-1}})\right)}{2\sigma_{S_{K,T}}^2(T_1+T_2+...+T_{S_{k-1}})}\right\}.$$

Наконец, случайная продолжительность T_N прохождения всего маршрута имеет плотность распределения

$$\varphi_N(T_N)=\frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_N\left(\sum_{k=1}^{N}T_{S_k}\right)}\times$$
$$\times\exp\left\{-\frac{\left(T_N-\overline{T}_N\left(\sum_{k=1}^{N}T_{S_k}\right)\right)^2}{2\sigma_{N,T}^2\left(\sum_{k=1}^{N}T_{S_k}\right)}\right\}, \qquad (2)$$

а вероятность того, что эта продолжительность не превзойдет заданную $T_з$, определяется выражением

$$P(T_N\le T_з)=\int_0^{T_з}\varphi_N(T_N)dT_N. \qquad (3)$$

Поставим теперь задачу отыскания маршрута, связывающего вершины 1 и N, для которого вероятность (3) максимальна.

Основные результаты

Сформулированная задача очень трудна, поскольку является дважды стохастической. Дело в том, что случайное значение момента прохождения сообщения через произвольную, например, S_k-ю вершину определяется плотностью распределения $\varphi_{s_k}(T_{S_k})$, параметры которой сами являются случайными величинами с плотностями распределения, зависящими от маршрута между вершиной 1 и вершиной S_k.

Несколько упростим задачу, введя кусочно-постоянное описание поведения $\lambda_i(t)$ и $\sigma_i^2(t)$ для каждого из узлов в виде:

$$\lambda_i(t)=\begin{cases}\lambda_{i1}, & t\in[T_0,\ T_0+\Delta];\\ \lambda_{iS}, & t\in[T_0+(S-1)\Delta,\ T_0+S\Delta];\\ \lambda_{in}, & t\in[T_0+(n-1)\Delta,\ T_0+n\Delta];\end{cases}$$

$$\sigma_i^2(t)=\begin{cases}\sigma_{i1}^2, & t\in[T_0,\ T_0+\Delta];\\ \sigma_{iS}^2, & t\in[T_0+(S-1)\Delta,\ T_0+S\Delta];\\ \sigma_{in}^2, & t\in[T_0+(n-1)\Delta,\ T_0+n\Delta];\end{cases}$$

$$\lambda_{iS}=\frac{1}{\Delta}\int_{T_0+(S-1)\Delta}^{T_0+S\Delta}\lambda_i(t)dt;$$

$$\sigma_{is}^2=\frac{1}{\Delta}\int_{T_0+(S-1)\Delta}^{T_0+S\Delta}\sigma_i^2(t)dt.$$

При этом длина подинтервала $\Delta=\frac{T_з-T_0}{n}$ выбирается таким образом, чтобы выполнялось условие

$$\max_t\left\{\frac{\left|\lambda_i(t)-\frac{1}{\Delta}\int_{T_0+(S-1)\Delta}^{T_0+S\Delta}\lambda_i(t)dt\right|}{\max_t\lambda_i(t)},\ \frac{\left|\sigma_i^2(t)-\frac{1}{\Delta}\int_{T_0+(S-1)\Delta}^{T_0+S\Delta}\sigma_i^2(t)dt\right|}{\max_t\sigma_i^2(t)}\right\}<\varepsilon,$$

$$t\in[T_0+(S-1)\Delta,\ T_0+S\Delta],\ S=1,2,...,n.$$

Теперь для решения задачи используем технологию динамического программирования. В соответствии с этой технологией рассмотрим подмножество вершин Ω_{N-1}, из которых можно перейти в вершину N за один шаг. Далее для каждой вершины $j_1 \in \Omega_{N-1}$ и для каждого временного подынтервала $\left[T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta\right]$, $S = 1, 2, \dots, n$, зафиксируем плотность распределения продолжительности перехода из вершины j_1 в вершину N

$$\varphi_{j_1}(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta) = = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_{j_1 S}} \exp\left\{ -\frac{\left(T - \overline{T}_{j_1 S}\right)^2}{2\sigma^2_{j_1 S,T}} \right\}; \tag{4}$$

$$\overline{T}_{j_1 S} = \frac{\lambda_{j_1 S}}{\mu^2_{j_1} - \lambda_{j_1 S}\mu_{j_1}};$$

$$\sigma^2_{j_1 S,T} = \frac{\sigma^2_{j_1 S}}{\left(\mu^2_{j_1} - \lambda_{j_1 S}\mu_{j_1}\right)^2};$$

$$j_1 \in \Omega_{N-1},\ S = 1, 2, \dots, n.$$

Выделим теперь подмножество вершин Ω_{N-2}, из которых можно перейти в вершины подмножества Ω_{N-1} за один шаг.

Далее для каждой вершины $j_2 \in \Omega_{N-2}$ и для каждого временного интервала

$$\left[T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta\right],\ S = 1, 2, \dots, n,$$

зафиксируем плотность распределения задержки в узле j_2

$$\varphi_{j_2}(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta) = = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_{j_2 S}} \exp\left\{ -\frac{\left(T - \overline{T}_{j_2 S}\right)^2}{2\sigma^2_{j_2 S,T}} \right\}; \tag{5}$$

$$\overline{T}_{j_2 S} = \frac{\lambda_{j_2 S}}{\mu^2_{j_2} - \lambda_{j_2 S}\mu_{j_2}};$$

$$\sigma^2_{j_2 S,T} = \frac{\sigma^2_{j_2 S}}{\left(\mu^2_{j_2} - \lambda_{j_2 S}\mu_{j_2}\right)^2};$$

$$j_2 \in \Omega_{N-1},\ S = 1, 2, \dots, n.$$

Используя (5), рассчитаем распределение вероятностей задержек в узле j_2:

$$P_\ell\left(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta\right) = = \int_{(\ell-1)\Delta}^{\ell\Delta} \varphi_{j_2}\left(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta\right) dT, \tag{6}$$

$$\ell = 0,1,\dots,n.$$

Далее для каждой пары $j_2 \in \Omega_{N-2}$, $j_1 \in \Omega_{N-1}$ определим композиционную плотность распределения продолжительности перехода из j_2 в N через j_1 в виде

$$\varphi_{j_2 j_1}\left(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta\right) = = \sum_{\ell=0}^{n} P_\ell\left(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta\right) \times \times \varphi_{j_1}\left(T_0 + (S+\ell-1)\Delta,\ T_0 + (S+\ell)\Delta\right). \tag{7}$$

Понятно, что если вершина j_2 недостижима из вершины j_1, то плотность (7) не вычисляется. Теперь осуществим выбор наилучшего продолжения маршрута из вершины j_2 следующим образом. Выберем произвольную вершину $j_1 \in \Omega_{N-1}$, достижимую из j_2, и рассчитаем среднюю продолжительность $\overline{T}_{j_2 j_1}$ перехода из j_2 в j_1 при условии, что переход начат в подинтервале

$$[T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta].$$

Она равна

$$\overline{T}_{j_2 j_1}(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta) = = \int_0^\infty T\varphi_{j_2 j_1}(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta)\, dT.$$

Теперь для всех вершин $j_1 \in \Omega_{N-1}$, достижимых из j_2, выберем ту, для которой вероятность перехода из j_2 в j_1 быстрее, чем за $\overline{T}_{j_2 j_1}(T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta)$ будет наибольшей. Проделаем эту процедуру для всех $j_2 \in \Omega_{N-2}$.

В результате для всех вершин, из которых конечная величина N может быть достигнута за два шага, и для любого подинтервала

$$\left[T_0 + (S-1)\Delta,\ T_0 + S\Delta\right]$$

будет зафиксировано наилучшее продолжение.

Понятно, что описанная процедура теперь может быть применена по отношению ко всем вершинам подмножества Ω_{N-3}, из которых можно перейти в вершины подмножества Ω_{N-2} за один шаг. При этом для каждого $j_3 \in \Omega_{N-3}$ процедура реализуется путем перебора по вершинам j_2 с учетом уже известного продолжения для каждой из них. Далее эта процедура продолжается до тех пор, пока на очередном шаге не будет получено оптимальное продолжение из начальной вершины.

Точность предложенной методики отыскания кратчайшего пути с учетом вероятностного описания случайных задержек в каждом из узлов сети существенно зависит от точности аналитических представлений плотностей распределения (1) нестационарных интенсивностей потоков сообщений. Вместе с тем современные протоколы управления каналами в сетях поддерживают постоянный обмен данными о загрузке каналов с достаточно высокой частотой, обеспечивающей надлежащую точность описания законов изменения интенсивности сообщений.

Выводы

Таким образом, предложена вычислительная процедура отыскания надежностно-ориентированного маршрута, соединяющего пару произвольных узлов компьютерной сети.

Процедура учитывает случайный характер задержки в каждом из узлов на маршруте, соединяющем отправителя и получателя. Критерий оптимальности маршрута – вероятность доставки сообщения за требуемое время, который максимизируется.

Литература

1. Линник Ю.В. Метод наименьших квадратов и основы теории обработки наблюдений. – М.: Физматгиз, 1962. – 352 с.

2. Мудров В.И., Кушко В.Л. Методы обработки измерений. – М.: Радио и связь, 1983. – 304 с.

3. Крамер Г. Математические методы статистики: Пер. с англ. – М.: Мир, 1975. – 648 с.

4. Вентцель Е.С. Теория вероятностей. – М.: Наука, 1964. – 564 с.

5. Леман Э. Проверка статистических гипотез: Пер. с англ. – М.: Наука, 1964. – 534 с.

6. Гнеденко Б.В., Коваленко И.Н. Введение в теорию массового обслуживания. – М.: Наука, 1987. – 336 с.

7. Раскин Л.Г. Анализ сложных систем и элементы теории оптимального управления. – М.: Сов. радио, 1976. – 344 с.

Поступила в редакцию 5.02.2007

Рецензент: д-р техн. наук, проф. Л.Г. Раскин, Национальный технический университет «Харьковский политехнический институт», Харьков.