Дифференцируя $Q(z,\tau)$ по τ, беря $z=\tau$ и воспользовавшись уравнением для $Q_0'(t)$ из (7) получаем граничные условия

$$\left.\frac{\partial Q(z,t)}{\partial t}\right|_{z=t} = Q(t,t). \qquad (9)$$

Из условия начального состояния системы находим, что $Q(z,0)=\frac{z^i}{i!}$, и пусть $f(t)=\frac{\partial Q(0,t)}{\partial t}$.

Решение задачи Коши для уравнения гиперболического типа находим методом Римана.

$$Q(z,t)=A_i(0,t,z)+\int_0^t A_0(s,t,z)f_i(s)ds\ . \qquad (10)$$

Где:

$$A_n(s,t,z)=z^{\frac{n}{2}}\left[R(t)t-R(s)s\right]^{-\frac{n}{2}}I_0\cdot$$
$$\cdot\left(2\{[R(t)t-R(s)s]z\}^{\frac{1}{2}}\right),$$
$$n=0,\pm1,\ldots;$$
$$\frac{\partial A_n(s,t,z)}{\partial z}=A_{n-1}(s,t,z),$$
$$\frac{\partial A_n(s,t,z)}{\partial t}=r(t)A_{n+1}(s,t,z);$$
$$A_n(0,0,0,)=d_{0n},\ A_{-n}(t,t,t)=\begin{cases}0, n>0,\\ 1, n=0.\end{cases}$$
$$B_n(s,t)=A_n(s,t,t)-r(t)A_{n+1}(s,t,t),$$
$$f_i(t)=B_i(0,t)+\int_0^t B_0(s,t)f_i(s)ds\ .$$

Используя эти выражения, переходим от производящей функции $Q(z,\tau)$ к искомой:

$$P_n(t)=\exp\{-t[1+R(t)]\}[A_{i-n}(0,t,t)+$$
$$+\int_0^t \mathrm{A}_{-n}(s,t,t)f_i(s)ds\ ]\ . \qquad (11)$$

Зная условные вероятности того, что в момент времени τ в канале находится n пакетов (при условии, что в момент времени $\tau=0$ было i пакетов) и плотность распределения длительности ожидания (n+1)-го пакета, несложно получить среднее время ожидания пакета в очереди.

Задача, выбора критерия оптимального мониторинга сетей передачи данных, сводится к максимизации частоты мониторинга f_{mon} (для одной контролирующей станции). При этом должны выполняться следующие условия: условие «минимальных помех» (поток, создаваемый системой мониторинга, увеличивает среднее время ожидания не более чем на ζ) и условие «равномерности» (дисперсия среднего времени ожидания должна увеличиваться не более чем на η).

$$(1+V)Lq_{ij}\le L\overset{mon}{q_{ij}},$$
$$(1+h)Dq_{ij}\le D\overset{mon}{q_{ij}},\ i=\overline{1,n},\ j=\overline{1,n}.$$

Надо заметить, что среднее время обслуживания Lq находится при условии отсутствия потока мониторинга, т.е. учитываем только $\lambda^{(0)}$, в то время, как Lq^{mon} с учетом полного потока $\lambda=\lambda^{(0)}+\lambda^{(1)}+\lambda^{(2)}$. Аналогично для дисперсий Dq, Dq^{mon} .

АНАЛИТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СИСТЕМАХ

Кремер А.И., Алгазинов Э.К.

Процесс доставки пакета получателю по одиночному маршруту в сети представляет собой конечную цепь Маркова. Матрица переходных вероятностей P совместно с априорным распределением узлов определяет Марковский процесс, описывающий процедуру доставки пакета конкретному узлу-адресату. Для конкретной сети можно построить матрицу переходных вероятностей P, которая описывает дискретный процесс Маркова с двумя поглощающими состояниями, одно из которых - искомый узел l, а другое - потеря поиска. Остальные узлы образуют множество невозвратных состояний, вероятности переходов в котором представлены матрицей S. Для замкнутого задания потоков в сети вводится нулевое состояние конечной цепи Маркова, из которого нагрузка поступает в узлы сети. Исходными данными при задании начального распределения потоков является матрица интенсивностей $l^{`}=\|\, l^{`}_{ij}\,\|_{n,n}$, где $l^{`}_{ij}$ - интенсивность потока заявок (пакетов/с), исходящих из узла i в направлении узла j. Вероятности переходов в узлы сети из нулевого состояния определяются на основании матрицы интенсивностей

$$P_{0i}^{l}=\frac{l^{`}_{il}}{\sum_{j=1}^{n} l^{`}_{il}}. \qquad (1)$$

При этом сама матрица P имеет следующий вид:

$$P^{(l)}=\left[\frac{E}{S}\frac{O}{Q}\right]_{n+2,n+2}, \qquad (2)$$

где E - единичная матрица, размерности $2x2$,

O - нулевая матрица, размерности $2xn$,

S – матрица, размерности $nx2$, отображает переходы из невозвратных состояний в эргодические (поглощающие),

Q - матрица, размерности nxn, отражает поведение процесса до выхода их множества невозвратных состояний,

l -индекс, означающий, что матрица построена для l-го искомого узла.

При анализе функционирования всей сети в целом, когда возникновение требований на передачу пакетов носит массовый характер, необходимо рассмотрение совокупности конечный цепей Маркова, где каждому узлу- адресату соответствует одна вложенная конечная цепь Маркова. Состояния цепи отождествляются с узлами сети, и все процессы, как правило, определены на одних и тех же состояниях. Полное описание процессов маршрутизации в сети с n узлами предполагает наличие n переходных матриц вида *(2)*. При этом система уравнений *(3)*, описывающая массовые процессы маршрутизации в сети, является нелинейной.

$$p_{jk} = (l_{jk} - C_{jk}) \cdot m / l_{jk}$$

для $r_{jk} \geq 1$,

$$p_{jk} = (1 - r_{jk}) r_{jk}^{m_{jk}} / (1 - r_{jk}^{m_{jk}+1})$$ для

$r_{jk} < 1$, (3)

$$P^{(l)} = \| p_{ik}^{(l)} \|_{n-1,n-1}$$

$$p_{ik}^{(l)} = \sum_{s=1}^{2^r} \Omega_i^{(s)} x_{ik} .$$

где $1/m$ - средняя длина пакетов,

l_{ij} - интенсивность потока в ребре jk,

C_{jk} - пропускная способность ребра jk,

$W_i^{(s)}$- вероятность возникновения ситуации (X_{iW}),

p_{ik} - вероятность блокировки канала ik,

ρ_{jk} - коэффициент использования канала,

$P_{ik}^{(l)}$ - вероятность отправки пакета из узла i в узел k для искомого узла l.

Численное решение системы нелинейных уравнений *(3)* для заданной сети, трафика и условий функционирования позволяет осуществить определение вероятностно-временных характеристик сети, провести оценку используемых алгоритмов маршрутизации, способов управления потоками и т.п. Как видно из *(4)*, поиск решения системы численным методом носит итерационный характер.

$$p^{(b)}{}_{jk} = (l^{(b-1)}{}_{jk} - C_{jk}) \cdot m / l^{(b-1)}{}_{jk}$$ для

$r^{(b-1)}{}_{jk} \geq 1$,

$$p^{(b)}{}_{jk} = (1 - r_{jk}) r_{jk}^{m_{jk}} / (1 - r_{jk}^{m_{jk}+1})$$ для

$r^{(b-1)}{}_{jk} < 1$,

$$P_l^{(b)} = \| p_{ik}^{(b)} \|_{n-1,n-1},$$

$$p_{ik}^{(b)} = \sum_{s=1}^{2^r} \Omega_i^{(s)(b)} x^{(b)}{}_{ik} , \quad (4)$$

$$l^{(b)}{}_{jk} = (\sum_{l}^{n} \sum_{i \neq l}^{n} l_{il}^{(b)} \cdot f_{ij}^{(b)} \cdot q_{jk}^{(b)}) / \\ /(1 - s_{jk}^{(b)}) + l_s^{(b)} .$$

где b – номер шага,

$f^{(b)}{}_{ij}$ - соответствующая строка фундаментальной матрицы F на шаге b,

$q^{(b)}{}_{jk}$ - соответствующая строка фундаментальной матрицы Q на шаге b,

$s^{(b)}{}_{jk}$ - среднеквадратичное отклонение интенсивности потока на шаге b,

$\lambda^{(b)}{}_s$ - служебный поток на шаге b.

Идентификация параметров модели процесса маршрутизации, близких к оптимальным значениям, возможна в ходе итерационного процесса поиска решения системы нелинейных уравнений *(4)*. После введения в итерационный процесс поиска решения системы потоковых уравнений пошаговой процедуры коррекции конфигурационных параметров алгоритма маршрутизации становится возможным нахождение их оптимальных значений для заданной сети и трафика.

МОДИФИКАЦИЯ ДЕРЕВЬЕВ РАЗБОРА ДЛЯ ПАРАЛЛЕЛЬНОГО ИСПОЛНЕНИЯ ЗАПРОСА В СУБД

Локшин М.В.

Основным средством для работы с таблицами, содержащими миллионы строк, является использование какой-либо формы разделения данных и применение алгоритмов для параллельной обработки данных с целью обеспечения приемлемой скорости ответа на пользовательский запрос.

Рассмотрим систему, обеспечивающую работу распределенной СУБД и состоящей из N серверов. Предположим, что пользователь может отправить запрос на языке SQL к любому из N серверов и получить один и тот же ответ от всех серверов (на момент начала исполнения запроса). Такую работу системы можно организовать, к примеру, с использованием одного из методов репликации данных (всей базы, или только части таблиц). В этих условиях возможно создание системы обеспечивающей параллельную обработку SQL запросов, принцип работы которой описан в [1].

Из [2] известно, что схема начальной стадии компиляции запроса состоит из четырех этапов: запрос (текстовое представление) – синтаксический анализатор – препроцессор – генератор логического плана запроса – переписчик логического плана запроса. Дополним эту схему двумя этапами – синтаксический анализатор параллельного запроса и препроцессор параллельного запроса, которые будут предшествовать четырем классическим этапам компиляции. Препроцессор параллельного запроса, в отличие от классической схемы (где он предназначен для замены обозначений деревьями разбора и семантического контроля), в предлагаемой новой схеме модифицирует дерево запроса с целью выделения поддеревьев запроса пригодных для параллельного исполнения. В результате его работы формируется набор новых запросов, обработка которых, в дальнейшем, строится по классической схеме. Преобразования деревьев разбора запроса проводятся препроцессором с использованием заранее известного набора правил, с целью получения эквивалентного запроса. В некоторых случаях после проведения преобразований могут потребоваться дополнительные операции над наборами отношений, возвращаемых запросами.

Под эквивалентностью двух запросов здесь и далее мы будем понимать такие запросы, в результате исполнения которых формируются одинаковые во