яка характеризує взаємозв'язок між точним параметром об'єкта, довжиною вибірки, планом експерименту та дисперсією (рівнем) шуму.

Висновки

Метод критичних дисперсій є ефективним апаратом теорії структурної ідентифікації моделей складних об'єктів в умовах неповноти інформації, причому як за обмеженої вибірки, так і в асимптотиці.

Список джерел

1. Современные методы идентификации систем. - М.: Мир, 1983. - 421 с.
2. Ивахненко А.Г., Степашко В.С. Помехоустойчивость моделирования. – Киев: Наук. думка, 1985. – 216 с.
3. Mallows C.L. Some comments on C_p // Technometrics. - 1973. - V.15. - P.661-667.
4. Степашко В.С. Структурная идентификация прогнозирующих моделей в условиях планируемого эксперимента // Автоматика. – 1992.– №1. – С.26-35.
5. Степашко В.С. Анализ эффективности критериев структурной идентификации прогнозирующих моделей // Проблемы управления и информатики. – 1994. – № 3-4. – С.13-22.

ЗАДАЧА О НАХОЖДЕНИИ МАКСИМАЛЬНОГО ПОТОКА В СЕТЯХ АТМ И МЕТОД ЕЕ РЕШЕНИЯ

Зайченко Е.Ю., Зайченко Ю.П.
Институт прикладного системного анализа
Национальный технический университет Украины "КПИ"

Одной из наиболее перспективных телекоммуникационных технологий, используемых в компьютерных сетях является технология ATM (Asynchronous Transfer Mode). Она предназначена для передачи в сети разнотипной информации, аудио и видео данных с высокими и сверхвысокими скоростями 155 Мбит/с и 622 Мбит/с.

Особенностями этих сетей является наличие разнотипных категорий сервиса: передача с постоянной скоростью – CBR (constant bit rate), передача с переменной скоростью – VBR (variable bit rate) и передача с доступной скоростью – ABR (available bit rate), а также введение определенных показателей качества (Quality of Service = QoS), а именно CTD (cell transfer delay), CDV (cell delay variance) и CLR (cell loss ratio), установленных для данных категорий [1]. Математические модели оценки указанных QoS CTD и CLR для категорий трафика CBR, VBR и ABR были предложены в [2].

Сеть ATM состоит из большого числа единиц оборудования: конечные устройства (рабочие станции, хосты, коммутаторы, маршрутизаторы и др.), которые являются ненадежными и могут отказывать. В связи с этим важной задачей, которую приходится решать проектировщикам сетей, является задача оценки показателей ее живучести, рассмотренная в [3].

В работе [3] вводится ряд показателей живучести для сетей ATM и предложен метод оценки и анализа этих показателей при отказах различных элементов сети: каналов связи и узлов. При расчете показателей живучести сети ATM приходится многократно решать задачу о максимальном потоке (ЗМП) в случае отказа элементов сети. Целью настоящей статьи является постановка задачи ЗМП, разработка метода нахождения максимального потока в сети ATM.

Постановка задачи о максимальном потоке

Заданы: структура сети $G=(X,E)$, матрица требований для трафика CBR $H_1=\left\|h_{ij}^{CBR}(0)\right\|$, пропускные способности всех каналов связи (КС) $\mu_{rs}=n_{rs}\cdot\mu$, где μ – пропускная способность базового цифрового КС – 64 Кбит/с или 1,536 Мбит/с; n_{rs} – число базовых каналов в линии связи (r,s). Допустим, что отказал КС (r_k,s_k), и это состояние сети обозначим через z_k.

Требуется найти такое распределение потоков в сети $F_1=\left\lfloor f_{rs}^{CBR}\right\rfloor_{(r,s)\in E}$ для трафика CBR, при котором максимизируется величина внешнего потока, передаваемого через сеть $H_{CBR\,\Sigma}$ при ограничениях на вероятность потери ячеек $CLR_{CBR\,зад}$ и среднюю задержку $CTD_{CBR\,зад}$, т.е.

$$H_{\Sigma\ CBR}(z_k)=\sum_i\sum_j h_{ij}^{(k)}\to\max_F \qquad (1)$$

при условиях, что

$$CLR_{CBR}(F_{CBR})\le CLR_{CBR\,зад}; \qquad (2)$$

$$\overline{T}_{CBR}(F_{CBR})\le T_{CBR\,зад}; \qquad (3)$$

$$h_{ij}^{(k)} \le h_{ij}^{(0)}; \tag{4}$$

где показатели качества CLR и T для трафика CBR описываются следующими выражениями, полученными в [2]:

$$CLR_{CBR}(\mu_{rs}) = P_k = P_0\left(\frac{f_{rs}^{CBR}}{\mu_{rs}}\right)^{n_{rs}} \cdot \frac{1}{n_{rs}!}\left(\frac{f_{rs}^{CBR}}{n_{rs}\mu}\right)^N; \tag{5}$$

$$\overline{T}_{CBR} = CTD_{CBR}(\{\mu_{rs}\}) = \frac{1}{H_{\sum CBR}^{(0)}} \cdot \sum_{(r,s)\in E} \frac{f_{rs}^{CBR}}{n_{rs}\mu - f_{rs}^{CBR}}; \tag{6}$$

где μ_{rs} – ПС канала связи, выделенного под трафик CBR; n_{rs} – число базовых каналов (64 Кбит/с); f_{rs}^{CBR} – поток трафика CBR в КС (r,s); N – размер буфера коммутатора АТМ для ячеек трафика CBR; P_0 – нормирующий множитель.

Данная задача НМП существенно отличается от традиционных моделей, рассмотренных в [4], следующими особенностями:

1. Здесь имеются нелинейные ограничения (2) и (3), зависящие от величин потоков в каналах $[f_{rs}]$;

2. Рассматривается многополюсная многопродуктовая сеть, где каждый узел является как источником, так и стоком (в отличие от классической постановки, например, Форда-Фалкерсона, в которой есть только один источник (исток) и один сток).

Указанные особенности существенно усложняют задачу НМП и не позволяют применить известные методы ее решения (например, алгоритм Ху [4] и Форда-Фалкерсона). Поэтому потребовалась разработка специального метода, учитывающего специфику ограничений (2) и (3).

Исследование свойств оптимального решения

Обозначим через $F^* = [\ f_{rs}^*\ ]$ максимальный поток (или оптимальное решение задачи (1)-(4)). Рассмотрим следующие возможные случаи:

а) жестким является ограничение (2), а ограничение (3) – нежесткое, т.е.

$$CLR_{CBR}\left(F^*\right)= CLR_{зад} \text{ и } \overline{T}_{CBR}\left(F^*\right)< T_{CBR\ зад};$$

б) наоборот (2) – нежесткое, а (3) – жесткое ограничение при максимальном потоке F^* $\left(T_{CBR}\left(F^*\right)= T_{CBR\ зад}\right)$;

в) оба ограничения (2) и (3) являются одновременно жесткими (т.е. выполняется знак равенства).

Имеют место следующие утверждения (теоремы).

Теорема 1

Пусть $F^* = F^*_{CBR}$ – максимальный поток, при котором жестким является ограничение (2). Тогда это поток по кратчайшим путям в условной метрике вида

$$l_{rs} = \left.\frac{\partial CLR(F)}{\partial f_{rs}}\right|_{F=F^*}. \tag{7}$$

В случае, если жестким является ограничение (3), то условная метрика выбирается так:

$$l^{(1)}_{rs} = \left.\frac{\partial \overline{T}_{CBR}(F)}{\partial f_{rs}}\right|_{F=F^*}. \tag{8}$$

Наконец, если жесткими являются одновременно оба ограничения (2) и (3), то в качестве условной метрики выбирается метрика вида

$$l^{(2)}_{rs} = \lambda \frac{\partial \overline{T}_{CBR}(F)}{\partial f_{rs}} + (1-\lambda)\frac{\partial CLR(F)}{\partial f_{rs}}; \quad \lambda \in [0,1], \tag{9}$$

т.е. используется выпуклая комбинация обеих метрик.

Теорема 2

Требование $h_{i_1 j_1}$ доминирует при передаче требования $h_{i_2 j_2}$ (т.е. передается в первую очередь) в оптимальном решении тогда и только тогда, когда

$$l\left(\pi^{min}_{i_1 j_1}\right) < l\left(\pi^{min}_{i_2 j_2}\right), \tag{10}$$

где $l\left(\pi^{min}_{i_1 j_1}\right)$ – длина пути $\pi^{min}_{i_1 j_1}$ в одной из метрик (7), (8), (9).

Данные свойства используются в предлагаемом ниже алгоритме.

Алгоритм НМП

Полагаем $F_1(0)=0;\ H_\Sigma(0)=0$.

1-я итерация

1. Находим условную метрику $l_{rs}(1)=\frac{\partial T}{\partial f_{rs}}\Big|_{f_{rs}=0}=\frac{1}{\mu_{rs}}$.

2. Находим кратчайшие пути в метрике $l_{rs}(1)$ – $\pi_{ij}^{min}(1)$.

3. Пусть для требования $h_{i_1 j_1}$ $l\left(\pi_{i_1 j_1}^{min}\right)=\min\limits_{i,j} l\left(\pi_{ij}^{min}\right)$.

4. Рассчитываем поток $F(1)$ после распределения требования $h_{o_1 j_1}$:

$$f_{rs}(1)=\begin{cases} f_{rs}(0)+h_{i_1 j_1}, & \text{если } (r,s)\in\pi_{i_1 j_1}^{min}; \\ f_{rs}(0), & \text{в противном случае.}\end{cases}$$

5. Вычисляем $H_\Sigma(1)=H_\Sigma(0)+h_{i_1 j_1}$.

k-ая итерация

Допустим, что проведена (k–1) итерация, распределен поток от (k–1) требования и найдено распределение потоков $F(k-1)=[f_{rs}(k-1)]$, $(r,s)\in E$ и величина внешнего потока через сеть $H_\Sigma(k-1)$.

1. Рассматриваем требования, которые остались еще не распределенными $H_{\text{ост}}=H\setminus H(k-1)$.

2. Вычисляем условную метрику

$$l_{rs}(k)=\lambda\cdot\frac{\partial T_{CBR}}{\partial f_{rs}}(F)\Big|_{F_{rs}=F_{rs}(k-1)}+(1-\lambda)\cdot\frac{\partial CLR(F)}{\partial f_{rs}}\Big|_{F=F(k-1)}.$$

3. Ищем кратчайшие пути для всех требований $h_{ij}\in H_{\text{ост}}(k-1)$, т. е. $\pi_{ij}^{min}(k)$ и находим $\pi_{i_k j_k}: l\left(\pi_{i_k j_k}^{min}\right)=\min\left(l\left(\pi_{ij}^{min}\right)\right)$.

4. Находим резерв по пропускной способности пути $\pi_{i_k j_k}^{min}$:

$$\theta_{\text{рез}}\left(\pi_{i_k j_k}^{min}\right) = \min_{(r,s)\in\pi_{i_k j_k}} \left(\mu_{rs} - f_{rs}(k-1) - \varepsilon\right). \quad (11)$$

5. Проверяем условие полного распределения требований $h_{i_k j_k}$: если $h_{i_k j_k} < \theta_{\text{рез}}\left(\pi_{i_k j_k}^{min}\right)$, то полагаем $h_{i_k j_k}^a = h_{i_k j_k}$ и переходим на шаг 6, иначе $h_{i_k j_k}^a = \theta_{\text{рез}}\left(\pi_{i_k j_k}^{\min}\right)$, где $h_{i_k j_k}$ – величина потока требования $h_{i_k j_k}$, которая будет передаваться по маршруту $\pi_{i_k j_k}^{min}$.

6. Распределяем поток от требования $h_{i_k j_k}^a$ и находим новое распределение потоков $f_{rs}(k) = \begin{cases} f_{rs}(k-1) + h_{i_k j_k}^a, & \text{если } (r,s) \in \pi_{i_k j_k}^{min}; \\ f_{rs}(k-1), & \text{в противном случае.} \end{cases}$

7. Проверяем выполнение условий на показатели качества Q_0S:

$$\overline{T}_{CBR}(F(k)) < T_{CBR,\text{зад}}, \quad (12)$$

$$\overline{CLR}(F(k)) \le CLR_{CBR,\text{зад}}. \quad (13)$$

Если оба условия (12), (13) выполняются, то $H_\Sigma(k) = H_\Sigma(k-1) + h_{i_k j_k}^a$, $H_{\text{ост}}(k) = H_{\text{ост}}(k-1) \setminus h_{i_k j_k}$. Далее полагаем $k = k+1$ и переходим к следующей итерации, иначе – на шаг 8.

8. Если $\overline{T}_{CBR}(F(k)) = \overline{T}_{CBR,\text{зад}}$ или / и $CLR_{CBR}(F(k)) = CLR_{CBR,\text{зад}}$, то конец работы алгоритма.

9. Если $\overline{T}_{CBR}(F(k)) > \overline{T}_{CBR,\text{зад}}$ или $CLR_{CBR}(F(k)) > CLR_{CBR,\text{зад}}$, то переход к шагу 10.

10. Используя алгоритм распределения потоков (РП) из [5], пробуем минимизировать распределение текущего потока $F(k)$ по критерию

$$\min CLR_{CBR}(F) \quad (14)$$

при условии $\overline{T}_{CBR}(F(k)) \le \overline{T}_{CBR,\text{зад}}$. (15)

Обозначим оптимальное решение задачи (14), (15) через $F^*(k)$.

11. Если $CLR\left(F^{*}(k)\right) \leq CLR_{CBR,\text{зад}}$, то стоп.

Конец работы алгоритма.

В противном случае уменьшаем величину потока последнего требования $h^{a}_{i_k j_k}$ до такого значения $h'_{i_k j_k}$, при котором будут выполняться оба ограничения (12) и (13). Тогда $H_{\sum}(k) = H_{\sum}(k-1) + h'_{i_k j_k}(k)$ и конец работы алгоритма.

Найденный поток $F(k) = F^{*}$ – искомый максимальный поток с величиной $H_{\sum}(k)$.

Выводы

1. В работе сформулирована новая задача нахождения максимального потока в компьютерной сети АТМ при ограничениях на показатели качества обслуживания.

2. Исследованы свойства оптимального решения и предложен алгоритм НМП, который основан на доказанных свойствах.

Список источников

1. Максим Кульгин. Технологии корпоративных сетей. Энциклопедия. – СПб. «Питер». – 704 с.

2. Зайченко О.Ю. Оптимальний вибір пропускних здатностей каналів зв'язку в мережах АТМ. Наукові вісті НТУУ "КПІ". – 2000, № 6 с. 48-53.

3. Зайченко Ю.П., Зайченко Е.Ю. Нахождение максимального потока и анализ показателей живучести сети при отказах. Автоматика и телемеханика. – 1996, № 6 с. 102-113.

4. Т.Ху. Целочисленное программирование и потоки в сетях. Пер. с англ. / Под ред. А.А.Фридмана. – М.: Мир, 1974. – 516 с.

5. Зайченко О.Ю. Вибір маршрутів передачі й оптимальний розподіл потоків у мережах з технологією АТМ. – Наукові вісті НТУУ "КПІ". – 2001, № 4 с.16-24.