

Оптимизация информационных потоков и определение оптимальных маршрутов в корпоративных сетях передачи данных

Одесский национальный политехнический университет

Предложена модель оптимального распределения информационных потоков в корпоративных сетях передачи данных, которая позволяет минимизировать время задержки передаваемых сообщений, что становится важным с ростом объемов обмена информацией. Данная модель реализована с помощью критерия средней задержки. Описан алгоритм определения оптимального маршрута информационных потоков для ведения бизнес-процессов в корпоративных структурах, объединяющий шаги построения начального допустимого потока и задачи минимизации средней задержки.

Ключевые слова: информационный поток, бизнес-процесс, оптимальный маршрут, сеть передачи данных, время задержки сообщений.

Введение

Анализ тенденций развития рынка корпоративных коммуникаций показывает, что сегодня компании все больше стремятся к интеграции бизнес-процессов. Быстрые темпы роста объемов обмена информацией требуют разработки новых методов, алгоритмов и средств для более эффективного распределения передаваемых данных с учетом ограничений на пропускную способность каналов связи и выбора алгоритмов протоколов маршрутизации [1].

Необходимость и целесообразность такой эволюции обусловлены стремлением компании минимизировать издержки на предоставление телекоммуникационных услуг путем реструктуризации трафика и балансировки загрузки каналов связи.

Поэтому разработка эффективных методов распределения информационных потоков в магистральных корпоративных системах в рамках оптимальных информационных технологий является актуальной.

1. Постановка задачи

Рассмотрим следующую модель трансляции информационных потоков в сети передачи данных (СПД). Пусть сеть состоит из N узлов коммутации и M линий связи. Построим модель оптимального распределения информационных потоков в СПД таким образом, чтобы обеспечить минимальное время задержки T передаваемых сообщений. Предполагаем следующее:

- 1) все линии связи абсолютно надежны;
- 2) все линии связи помехоустойчивы;
- 3) узлы коммутации имеют бесконечную память;
- 4) время обработки в узлах коммутации отсутствует;
- 5) длины всех сообщений независимы и распределены по показательному

закону со средним значением $\frac{1}{\mu}$, байт;

6) трафик, поступающий в сеть, состоит из сообщений, имеющих одинаковый приоритет, и образует пуассоновский поток со средним значением γ_{ij} , сообщений/с, для сообщений, возникающих в узле i и предназначенных узлу j ; обозначим

$$\gamma = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij}, \quad (1)$$

где γ_{ij} — полный внешний трафик;

7) каждая линия связи состоит из единственного дуплексного канала связи с пропускной способностью, равной d_{kl} , байт/с, — линия связи между узлами k и l ; если линия связи между узлами k и l отсутствует, то $d_{kl}=0$.

Обозначим через $x_{kl}^{(i,j)}$ долю потока γ_{ij} , проходящую по линии (k,l) :

$$0 \leq x_{kl}^{(i,j)} \leq 1. \quad (2)$$

Тогда

$$\lambda_{kl} = \gamma \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}, \quad (3)$$

где λ_{kl} — величина потока в линии (k,l) , сообщений/с, обусловленная потоком γ_{ij} .

Для переменных $x_{kl}^{(i,j)}$ должно выполняться условие сохранения потока в сети, которое записывается следующим образом:

$$\sum_{i=1}^N x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{j=1}^N x_{kl}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i, \\ 0, & l \neq i, j, \\ 1, & l = j. \end{cases} \quad (4)$$

Определим через Z_{ij} среднее время, затрачиваемое на передачу сообщения, которое возникло в узле i и предназначается узлу j (межконцевая задержка сообщения). Важной характеристикой качества функционирования сети передачи данных является средняя задержка сообщения в сети T , определяемая как взвешенная сумма межконцевых задержек Z_{ij} [2]:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot Z_{ij}. \quad (5)$$

Последнюю формулу можно преобразовать к более простому виду, используя формулы (1) и (3):

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \lambda_{kl} \cdot t_{kl}, \quad (6)$$

где t_{kl} — среднее время пребывания сообщений в линии (k,l) .

Для получения аналитического вида величины средней задержки сообщения T можно воспользоваться формулой (1) либо использовать следующие простые соображения.

Среднее время пребывания сообщений в линии (k,l) , состоящее из времени передачи сообщения $\frac{1}{\mu d_{kl}}$ и времени ожидания в очереди W_{kl} , определяют по формуле

$$t = \frac{1}{\mu d_{kl}} + W_{kl}, \quad (7)$$

где $W_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl}} \cdot \frac{\lambda_{kl}}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}$,
или

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}. \quad (8)$$

Обозначим $f_{kl} = \lambda_{kl} / \mu$ – величина потока в линии (k,l) , байт/с. Тогда

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu} \cdot \frac{1}{d_{kl} - f_{kl}}. \quad (9)$$

При подстановке t_{kl} в выражение (6) получается выражение для средней задержки сообщений по сети:

$$T = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}. \quad (10)$$

Сделанные предположения и обозначения позволяют сформулировать задачу поиска таких значений переменных $x_{kl}^{(i,j)}$, которые обеспечат оптимальное (наименьшее) значение величины T .

Пусть нам известны следующие данные по сети:

- 1) топологическая структура СПД;
- 2) матрица входных потоков $\|\gamma_{ij}\|$;
- 3) пропускные способности линий связи $\|d_{kl}\|$;
- 4) средняя длина сообщения $1/\mu$.

Тогда можем найти переменные $x_{kl}^{(i,j)}$ и, следовательно, потоки в линиях связи f_{kl} , такие, что

$$T = \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}} \rightarrow \min \quad (11)$$

при выполнении ограничений

$$f_{kl} = \frac{1}{\mu} \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^N \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N, \quad (12)$$

$$f_{kl} < d_{kl}; \quad k, l = 1, 2, \dots, N, \quad (13)$$

$$\sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i \\ 0, & l \neq i, j \\ 1, & l = j. \end{cases} \quad (14)$$

$$0 \leq x_{kl}^{(i,j)} \leq 1; \quad i, j, k, l = 1, 2, \dots, N. \quad (15)$$

Данная задача называется *задачей выбора оптимальных потоков и определения оптимальных маршрутов в сети передачи данных по критерию средней задержки* [3].

Ограничение (15) предполагает, что для передачи сообщений из узла i в узел j может быть использовано более одного маршрута, т. е. задача (11) – (15) описывает *альтернативную* процедуру выбора маршрутов.

Если условие (15) заменить на условие

$$x_{kl}^{(i,j)} \in \{0, 1\}; \quad i, j, k, l = 1, 2, \dots, N, \quad (15a)$$

то задача (11) – (14) совместно с условием (15a) будет определять *фиксированную* маршрутизацию.

И, наконец, для описания данной задачи для случая K -путевой маршрутизации будем использовать следующие дополнительные ограничения.

Введем переменную

$$v_{kl}^{(i,j)} = \begin{cases} 1, & \text{если } \sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} > 0 \\ 0, & \text{если } \sum_{k=1}^N x_{kl}^{(i,j)} = 0; \end{cases} \quad j, k, l = 1, 2, \dots, N. \quad (16)$$

Иными словами, переменная $v_{kl}^{(j)}$ равна единице, если линия связи (k, l) используется для передачи потока в узел-адресат j хотя бы от одного узла-источника, и равна нулю — в противном случае.

Тогда ограничение на число исходящих линий (K), используемых для передачи данных из каждого узла k узлу-адресату j , можно записать в следующем виде:

$$\sum_{k=1}^N v_{kl}^{(i,j)} \leq K; \quad k, j = 1, 2, \dots, N. \quad (17)$$

Таким образом, задача (11) – (17) описывает K -путевую маршрутизацию. Заметим, что если положить величину K равной единице, то ограничения (16) и (17) превратятся в ограничение (15a), то есть, мы вновь получим постановку задачи для *фиксированной* маршрутизации, что совершенно естественно.

2. Анализ решения

Формальным результатом решения задачи выбора оптимальных потоков в сети является множество переменных $x_{kl}^{(i,j)}$; $i, j, k, l = 1, 2, \dots, N$ [4]. Зная эти переменные, легко определить величины потоков в линиях связи f_{kl} , множество оптимальных маршрутов для всех пар узлов «источник - адресат» и доли от входя-

щих потоков γ_{ij} , которые нужно передавать по оптимальным маршрутам. Сами переменные $x_{kl}^{(i,j)}$ практического смысла не имеют, и многие существующие алгоритмы решения задачи выбора оптимальных потоков, как правило, определяют лишь потоки в линиях связи f_{kl} . Зная значения f_{kl} , по формуле (10) можно вычислить значение минимальной задержки T . Однако в ряде случаев, необходимо знать, какие именно маршруты приводят к оптимальному распределению потоков.

Более строго ставится следующая задача: для каждой пары узлов «источник (i) – адресат (j) » необходимо найти множество оптимальных маршрутов

$\Pi_{ij} = \{\pi_{ij}^{(r)}\}$, $r = 1, 2, R_{ij}$ (R_{ij} – количество оптимальных маршрутов из узла i в

узел j) и доли потоков $\alpha_{ij}^{(r)}$ от входного потока γ_{ij} , в соответствии с которыми ис-

пользуют маршруты $\pi_{ij}^{(r)} \left(\sum_{k=1}^N \alpha_{ij}^{(r)} = 1 \right)$. Очевидно, что для фиксированной мар-

шрутизации $R_{ij} = 1$ и $\alpha_{ij}^{(1)} = 1$, т. е. определяют единственный оптимальный маршрут. Задача выбора оптимальных маршрутов относится к классу задач с выпуклой целевой функцией и выпуклым множеством ограничений. Следовательно, существует единственной локальный минимум данной задачи, являющийся глобальным минимумом [5].

3. Алгоритм решения поставленной задачи

Предлагается следующий алгоритм определения оптимального маршрута информационных потоков для ведения бизнес-процессов в корпорации.

Шаг 1. Определить «веса» линий связи ω_{kl} и инициализировать потоки в линиях связи f_{kl} :

$$\omega_{kl} := \begin{cases} \left[\frac{\partial T}{\partial f_{kl}} \right] f_{kl} = 0 = \frac{1}{d_{kl}}; & k, l = 1, 2, \dots, N : d_{kl} > 0 \\ \infty, & k, l = 1, 2, \dots, N : d_{kl} = 0; \end{cases}$$

$$f_{kl} := 0; \quad k, l = 1, 2, \dots, N.$$

Шаг 2. Используя «веса» линий связи ω_{kl} , определить кратчайшие пути π_{ij} между всеми парами узлов «источник - адресат». Для нахождения кратчайших путей в данном случае наиболее подходящим является алгоритм Флойда [2].

Шаг 3. Распределить потоки по кратчайшим путям

$$\forall i, j = 1, 2, \dots, N : \forall (k, l) \in \pi_{ij} : f_{kl} := f_{kl} + \frac{\gamma_{ij}}{\mu}.$$

Шаг 4. Вычислить

$$T_{old} = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}.$$

Шаг 5. Положить $\gamma^{(1)} := \gamma$.

Шаг 6. Положить

$$\gamma^{(2)} := \min \left\{ \gamma, \frac{\gamma^{(1)}}{\rho_{\max}} \right\}, \quad \text{где:} \quad \rho_{\max} = \max \left\{ \frac{f_{kl}}{d_{kl}} \right\}; \quad \forall (k,l): d_{kl} > 0.$$

Шаг 7. Пересчитать потоки в линиях связи

$$f_{kl} := f_{kl} \cdot \frac{\gamma^{(2)}}{\gamma^{(1)}}, \quad k, l = 1, 2, \dots, N.$$

Шаг 8. Определить «веса» линий связи ω_{kl} и инициализировать потоки по кратчайшим путям φ_{kl} :

$$\omega_{kl} := \begin{cases} \left[\frac{\partial T}{\partial f_{kl}} \right] = \frac{d_{kl}}{(d_{kl} - f_{kl})^2}; & f_{kl} = 0 = \frac{1}{d_{kl}}; \\ \infty; & \\ \varphi_{kl} := 0; & \end{cases}$$

$$k, l = 1, 2, \dots, N: d_{kl} > 0 \text{ и } f_{kl} < d_{kl}$$

$$k, l = 1, 2, \dots, N: d_{kl} = 0 \text{ или } f_{kl} \geq d_{kl};$$

$$k, l = 1, 2, \dots, N.$$

Шаг 9. Используя «веса» линий связи ω_{kl} , определить кратчайшие пути π_{ij} между всеми парами узлов «источник - адресат».

Шаг 10. Распределить потоки по кратчайшим путям:

$$\forall i, j = 1, 2, \dots, N;$$

$$\forall (k, l) \in \pi_{ij};$$

$$\varphi_{kl} := \varphi_{kl} + \gamma_{ij} \cdot \frac{\gamma^{(2)}}{\mu \cdot \gamma}.$$

Шаг 11. Найти величину $\beta \in [0, 1]$, минимизирующую функцию

$$T(\beta) = \frac{1}{\gamma^{(2)}} \sum_{l=1}^N \sum_{k=1}^N \frac{\beta \cdot \varphi_{kl} + (1 - \beta) \cdot f_{kl}}{d_{kl} - \beta \cdot \varphi_{kl} - (1 - \beta) \cdot f_{kl}}$$

при условии выполнения ограничения (13).

Поиск величины β можно осуществить любым из известных методов одномерного поиска, например, методом Фибоначчи. Ограничение (13) легко добавить в реализацию метода одномерного поиска: если для некоторого значения $\beta: \varphi_{kl} + (1 - \beta) \cdot f_{kl} \geq d_{kl}$, то достаточно положить $T(\beta) = \infty$.

Шаг 12. Выполнить отклонение (девиацию) потока на величину β

$$f_{kl} = \beta \cdot \varphi_{kl} + (1 - \beta) \cdot f_{kl}^l; \quad k, l = 1, 2, \dots, N.$$

$$\text{Шаг 13. Вычислить } T_{new} := \frac{1}{\gamma^{(2)}} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}.$$

Шаг 14. Если $|T_{old} - T_{new}| \leq \varepsilon$, то STOP:

если $\gamma^{(2)} < \gamma$, то допустимых решений нет;

если $\gamma^{(2)} = \gamma$, получено оптимальное решение с заданной точностью ε .

Иначе:

1) положить: $T_{old} := T_{new}$ $\gamma^{(1)} := \gamma^{(2)}$;

2) если $\gamma^{(1)} < \gamma$, перейти к шагу 6; иначе перейти к шагу 8.

По сравнению с исходным описанием алгоритм объединяет в себе шаги построения начального допустимого потока (шаги 1 - 14) и собственно задачи минимизации средней задержки (шаги 8 - 14).

Для определения множества оптимальных маршрутов $\Pi_{ij} = \left\{ \Pi_{ij}^{(r)}, r = 1, 2 \right\}, R_{ij}$ и долей потоков $\alpha_{ij}^{(r)}$ от входного потока γ_{ij} можно использовать модификацию алгоритма, предложенную в работе [3].

Заключение

Теоретическая трудоемкость алгоритма определяется шагами 2 и 9, на которых проводится поиск кратчайших путей между всеми парами узлов.

Построена модель выбора оптимального маршрута информационных потоков для ведения бизнес-процессов в корпоративных структурах и алгоритм ее реализации.

Список литературы

1. Ландэ Д.В. Основы интеграции информационных потоков / Д.В. Ландэ. – К: Инжиниринг, 2006. - 240 с.
2. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями: пер. с англ. / Л. Клейнрок. - М.: Мир, 1979. - 600 с.
3. Кульчин М. Технологии корпоративных сетей / М. Кульчин. – СПб.: Питер, 2000. - 704 с.
4. Усов А.В. Введение в методы оптимизации и теорию технических систем // А.В. Усов, Г.А. Оборский, Ю.А. Морозов, К.А. Дубров. – Одесса: Астропринт, 2005. – 496 с.
5. Олифер В.Г. Компьютерные сети / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер. - 3-е изд.- СПб.: Питер, 2006. - 958 с.

Рецензент: д-р техн. наук, проф., зав. каф. Вартамян В.М., Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», Харьков.

Поступила в редакцию 02.03.10

Оптимізація інформаційних потоків і визначення оптимальних маршрутів у корпоративних мережах передачі даних

Запропоновано модель оптимального розподілу інформаційних потоків у корпоративних мережах передачі даних, яка дозволяє мінімізувати час затримки повідомлень, що передаються. Це стає важливим з ростом обсягів обміну інформацією. Подану модель реалізовано за допомогою критерію середньої затримки. Описано алгоритм визначення оптимального маршруту інформаційних потоків для ведення бізнес-процесів у корпоративних структурах, який об'єднує кроки побудови початкового допустимого потоку та завдання мінімізації середньої затримки.

Ключові слова: інформаційний потік, бізнес-процес, оптимальний маршрут, мережа передачі даних, час затримки повідомлень.

Optimization of information flows and determination of optimal routes in corporate data transmission networks

The model of the optimal allocation of information flows is offered in corporate data transmission networks, which allows to minimize the time of delay of transmitted messages. This model is implemented using the criterion of average delay. The algorithm for determining the optimal route of information flow for the conduct of business processes in corporate structures is offered, combining the steps of definition of the initial allowable flow and the problem of minimizing the average delay.

Keywords: informative stream, business process, optimal route, data transmission network, the time of delay of messages.