

М. Н. Калимолдаев, д.ф.-м.н., Г. Е. Тулемисова

Институт проблем информатики и управления

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ АДАПТИВНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ ИНФОРМАЦИОННОГО ПОТОКА СЕТЕЙ ИНТЕГРАЛЬНОГО ОБСЛУЖИВАНИЯ

Рассматривается вопрос адаптивной маршрутизации с ее способностью быстро реагировать на изменения топологии сети. Поскольку адаптивная маршрутизация - это основной вид алгоритмов маршрутизации, предложен формальный метод выделения зон маршрутизации по принципу иерархической зоновой адресации и маршрутизации. Считаем это решением проблемы маршрутизации и управления объемом потоков в сети интегрального обслуживания. С целью уменьшения количества служебной информации предлагается рационально применить в добавление к зоновой адресации и зоновую рассылку служебной информации. Это позволит уменьшить служебный трафик и увеличить производительность СИО за счет некоторого удлинения пути.

Ключевые слова: сети интегрального обслуживания (СИО), адаптивная маршрутизация, зоновая адресация, зоновая рассылка.



Мақалада топология желісінің өзгерістеріне шапшаң назар аудару қабілеті бар бейімдеу бағдарының мәселелері қарастырылады. Бейімдеу бағдары - бағдарлау алгоритмінің негізгі түрі екенін біле отырып, бағдарлау мен иерархиялық аймақтық дербестендіру қағидасы бойынша бағдарлау аймағын белудің формальды әдісі ұсынылды. Бұл интегралды қызмет көрсету желісіндегі ағын көлемін басқару мен бағдарлаудың мәселелерін шешудің жолы болуы мүмкін. Қызметтік ақпараттар санын азайту мақсатымен аймақтық дербестік пен аймақтық қызметтік ақпарат жіберуді тиімді пайдалану ұсынылады. Бұл қызметтік трафикті азайтуға және кейбір жолдарды ұзартудың есебінен ИҚЖ-ның өндірісін арттыруға мүмкіндік береді.

Кілт сөздер: интегралды қызмет көрсету желілері (ИҚЖ), бейімдеу бағдары, аймақтарды дербестендіру, аймақтық тарату.



The paper addresses the issue of adaptive routing with its ability to react quickly to changes in network topology. Knowing that the adaptive routing is the main

form of routing algorithms we proposes formal method for isolating zones on the principle of hierarchical routing zonal addressing and routing. Possibly, this is a solution of the routing problem and flow control in integrated services networks. To reduce the amount of overhead information we propose to rationally apply, in addition to addressing the zonal, zonal newsletter service information. This will reduce the service traffic and increase the performance of SPI due to some elongation of the tract routing.

Key words: Network Integrated Services (NIS), adaptive routing, zone addressing, zonal distribution.

Как известно, в информационных сетях выделяют 2 метода управления: централизованный и децентрализованный. При централизованном управлении необходимая служебная информация о состоянии сети собирается в центральном управляющем узле (ЦУУ) от всех УК, а обратно, т.е. к УК, рассылаются соответствующие команды. Децентрализованное (распределенное) управление является локальным, т.е. реализуется непосредственно на каждом УК.

Использование децентрализованного метода управления канальной границей ISDN связано с тем, что централизованный метод в адаптивном управлении имеет ряд недостатков. К ним в первую очередь относятся такие, как необходимость в обмене каждым УК с ЦУУ дополнительной информацией о состоянии загруженности подсетей КК и КП, что приводит к значительным перегрузкам ISDN и ЦУУ. А блокировка ЦУУ или же выход его из строя связан с потерей координации управления и т.д. Поэтому в данной задаче значительно эффективнее метод децентрализованного управления, который исключает все вышеуказанные недостатки централизованного метода управления. Кроме того, распределенный алгоритм способен быстро реагировать на локальные нарушения оптимальных характеристик и параметров сети, что является важным при реализации адаптивного управления. Эффективная настройка этих характеристик и параметров к оптимуму осуществляется посредством обмена корректирующей информации только между соседними УК, что значительно снижает потребности в дополнительной перегрузке сети.

В связи с этим особенно актуальна разработка некоторого метода эффективного определения статистических параметров с использованием децентрализованного (распределенного) метода управления, который в конечном итоге определяет оптимальное решение для всей сети в целом.

Методология решения общей задачи включает два основных этапа:

1. Разработка аналитической модели вычисления оптимальных значений вероятностно-временных характеристик качества обслуживания ISDN.

2. Построение квазистатического распределенного алгоритма решения исходной задачи.

Для осуществления первого этапа предусматриваются:

- анализ подсети КК с обходными направлениями;
- анализ подсети КК с ожиданием;
- математическая постановка исходной задачи;
- получение аналитического решения задачи;
- анализ полученного решения.

Второй этап разработки метода решения общей задачи требует:

- разработки алгоритма решения;
- исследования сходимости алгоритма;
- реализации алгоритма.

Ранее мы рассматривали вопросы разработки аналитической модели вычисления оптимальных значений вероятностно-временных характеристик качества обслуживания ISDN[my].

Данная статья посвящена построению квазистатического распределенного алгоритма решения вышеназванной задачи. Проблемами совершенствования адаптивных алгоритмов маршрутизации в вычислительных сетях занимались многие (Д. Бертсекас, Д. Гарсиа-Диас, П. Гупта, А.Б. Гольдштейн, Б.С. Гольдштейн, Д. Кантор, О.Я.Кравец, Д.В. Куракин, И.П. Норенков, А. Филипс, С. Флloyd, Р. Форд, Д. Фулкерсон, Л. Беллман, Г. Габов, С. Гудман, Е. Дейкстра, В.А. Евстигнеев, В.Н. Касьянов, Р. Сэдживик, Р. Тарьян, С. Флloyd, Р. Форд, Д. Фулкерсон и др.). Зарубеж-

ные вендоры производства современных маршрутизаторов и коммутаторов не используют алгоритмов маршрутизации, которые дополнительно рассчитывают информацию о возможных частичных изменениях структуры корпоративной сети. Сегодня основное оборудование сетей - это известные всем вендоры Cisco и др. Тема и проблема действительно актуальны.

Метод адаптивной маршрутизации строится на распределенной основе, когда в узлах сети анализируется адрес назначения каждого принимаемого пакета и определяется соответствующая исходящая линия связи. Исходящая линия выбирается путем обработки информации, локально хранимой в памяти с целью определения пути, обеспечивающего минимальную задержку доставки в пункт назначения.

Под алгоритмом маршрутизации пакетов на подсети коммутации пакетов (КП) в составе сети интегрального обслуживания (СИО) понимается правило, согласно которому в узле выбирается выходящий интегральный тракт для передачи поступившего в узел пакета. Независимо от каждого отдельного пакета это правило касается отдельных узлов подсети и может учитывать:

- достижимость,
- частоту ошибок при передаче данных очередями пакетов к входящим каналам,
- оценки задержек пакетов на различных маршрутах.

Методы маршрутизации на подсети КП допускают определенный уровень адаптации или поиска обходных путей для того, чтобы миновать поврежденные линию или узел. Критерий маршрутизации постоянно обновляется с учетом как работоспособности сети, так и длин очередей на соседних узлах. Решения по выбору маршрута корректируются достаточно быстро, так что в результате отдельные пакеты одного сообщения могут следовать по сети по различным путям. Адаптивная маршрутизация с ее способностью быстро реагировать на изменения топологии сети или нагрузки является характерной особенностью коммутации пакетов. Фактически адаптивная маршрутизация иног-

да рассматривается как нечто, присущее самому понятию сети коммутации пакетов.

Несмотря на очевидную привлекательность возможности приспособляться к быстрым изменениям нагрузки, адаптивная маршрутизация имеет несколько существенных недостатков. Одним из последствий того, что пакеты, расположенные рядом в одном сообщении, могут следовать на сети различными путями, является то, что в пункт назначения они могут прибыть не в той последовательности, в какой передавались. Хотя для соответствующего размещения пакетов могут использоваться последовательные номера, процесс сборки является сложным, в частности, из-за того, что пункт назначения не знает, задерживается или полностью потерян недостающий пакет.

Другой недостаток адаптивной маршрутизации состоит в том, что могут возникнуть колебания при принятии решения о выборе маршрута. Если доля пропускной способности, отведенная для обновления алгоритмов управления выбором маршрута, оказывается слишком малой, то на мало загруженный узел будет поступать нагрузка, большая, чем он может обслужить, до того момента, когда соседние с ним узлы получают информацию об изменении потока нагрузки. В этом случае возможен даже случай возврата пакета к тому узлу, с которого он был ранее отправлен. Адаптивная маршрутизация, как и полностью распределенное управление, связаны с определенными трудностями в организации управления потоками на сети коммутации пакетов. Установление соединений по обходным направлениям в коммутируемой телефонной сети прекращается, как только вся сеть, как целое, оказывается сильно перегруженной (обходные пути требуют больших ресурсов). Очевидно, тот же подход правилен и в отношении сети коммутации пакетов.

С увеличением размерности сети интегрального обслуживания реализация алгоритмов маршрутизации и управления интенсивностью потоков наталкивается на ряд трудностей, обусловленных следующими причинами. При увеличении размерности сети увеличивается доля служебного трафика в общем объеме сетевого трафика и, следовательно, уменьшается производительность СИО, так как часть запросов пользователей не мо-

жет быть обслужена из-за наличия служебной информации. Маршрутные таблицы, если они содержат полную информацию о том, как достичь любого адресата сети, могут оказаться очень большими, вследствие чего значительно усложняется реализация узлов коммутации СНО. Увеличивается время доставки служебной информации и, следовательно, при выборе маршрутов используется информация, которая может в значительной степени не соответствовать реальной ситуации, имеющей место в сети в данный момент времени.

Возможным решением проблемы маршрутизации и управления объемом потоков в СНО является применение принципа иерархической зоновой адресации и маршрутизации [1].

До настоящего времени не выделены зоны маршрутизации, поэтому рассмотрим возможность решения этой задачи применительно к СНО. Иерархическая адресация заключается в m -уровневом разбиении множества узлов коммутации (УК), базирующемся на определении расстояния между узлами в некоторой метрике. Разбиение состоит в группировании узлов коммутации сети (зон 0-го уровня) в зоны первого уровня, в которых выбираются "центральные" УК (узлы, через которые будет производиться обмен информацией с вышестоящими уровнями). Центральные УК вместе с каналами связи, их соединяющими, образуют подсеть 2-го уровня. Затем подсеть 2-го уровня делится на зоны 2-го уровня и так далее до тех пор, пока не будет образована подсеть (зона) m -го уровня. Назначение УК зонам на различных уровнях может быть выполнено при использовании различных методов разбиения графов [2].

При использовании иерархической зоновой адресации адрес любого узла СНО может быть представлен в виде вектора:

$$A_i = (A_{i1}^1, \dots, A_{iI-1}^1, A_{iI}^1), \quad (1)$$

где I – число уровней иерархической адресации;

A_{ik}^j – адрес узла в зоне j -го уровня.

При разработке алгоритмов иерархической маршрутизации приняты следующие допущения:

1) трафик между УК одного уровня внутри одной зоны на любом уровне использует только внутренние пути данной зоны;

2) трафик между УК различных зон k -го уровня ($k = 1, \dots, m - 1$), но принадлежащих одной и той же зоне $(k + 1)$ -го уровня, направляется к центральному УК зоны k -го уровня, затем по путям зоны $(k + 1)$ -го уровня до УК, являющегося центральным в зоне k -го уровня, в которой находится узел-получатель, и далее по путям зоны k -го уровня до узла-получателя;

3) может допускаться прямая связь между смежными УК соседних зон любого уровня СИО.

При иерархической адресации экономия в размерах маршрутной таблицы по сравнению с обычной одноуровневой маршрутизацией оказывается весьма значительной. Необходим подробный анализ таких методов маршрутизации по критерию размера маршрутной таблицы. Следует отметить, что эта экономия покупается ценой неопределенности маршрута для передачи информации к конкретному УК до тех пор, пока запрос на соединение (в режимах коммутации каналов и виртуальных соединений, сообщение (в режиме коммутации сообщений или датаграмма (в датаграммном режиме) не поступит в центральный УК соответствующей зоны. Независимо от положения узла-получателя в зоне все информационные потоки входят в нее через одну и ту же точку входа. Следствием этого может быть некоторое удлинение пути по сравнению с маршрутом в той же сети, но с одноуровневой адресной системой, поскольку в такой сети каждый маршрут оптимизируется отдельно в зависимости от взаимного расположения в СИО узла-источника и узла-получателя.

При построении УК на микропроцессорной базе МТ могут быть реализованы в отдельных блоках памяти и их размер может быть достаточно большим без ущерба для функций УК. В этом случае наиболее критичным фактором является увеличение объема служебной информации при увеличении размерности СИО. С целью уменьшения количества служебной информации рационально применить в дополнение к зоновой адресации и зоновую рассылку служебной информации. Это позволит уменьшить служебный трафик и увеличить производительность

СИО за счет некоторого удлинения пути и ухудшения качества обработки запросов пользователей. Следует отметить, что число уровней иерархической адресации и маршрутизации может не совпадать с числом уровней топологической структуры СИО.

Ниже приводится формальная постановка задачи выделения зон маршрутизации. Пусть задан граф СИО в виде:

$$G^1 = (X^1, Y^1),$$

где X^1 – множество вершин графа, каждая вершина соответствует узлу коммутации;

Y^1 – множество ребер графа, каждое ребро соответствует каналу связи сети.

Этому графу соответствует матрица смежности $\| R \| = [r_{ij}]$, где r_{ij} – расстояние между вершинами x_i и x_j в некоторой метрике (длина дуги y_{ij}).

Задача разбиения СИО на зоны ставится как задача разбиения графа

$$G^1 = (X_i^1, Y_i^1), \quad X_i^1 \subseteq X^1, \quad Y_i^1 \subseteq Y^1, \quad i \in I^1 = \{1, 2, \dots, l_1\}, \quad (2)$$

где l_1 – число кусков, на которые разбивается граф (число зон l -го уровня).

Совокупность кусков $P(G^1) = \{G_i^1, \dots, G_{l_1}^1\}$ является разбиением графа G^1 , если любой кусок из этой совокупности не пустой, если для любых двух кусков из $P(G^1)$ пересечение множества вершин пусто, а пересечение множества ребер может быть непустым, а также, если объединение всех кусков в точности равно графу G^1 .

В выражении (1) множество Y_{ij} определяет подмножество ребер $Y_{ij} \subseteq Y^1$, попадающих в разрез (сечение) между кускам G_i^1 и G_j^1 графа G^1 , или в терминах иерархической адресации, множество Y_{ij} определяет множество прямых межзоновых связей между зонами G_i^1 и G_j^1 .

В каждом из кусков $G_i^1, \dots, G_{l_1}^1$, необходимо выделить множество вершин, соответствующих центральным узлам зон 1-го уровня:

$$X_i^{1\#} \subseteq X_i^1; X_i^{1\#} \subseteq S^2, \quad (3)$$

где величина S^2 определяется требованиями к связности сети.

(При $S^2 = 1$ существует единственный путь из УК зон G_i^1 в УК других зон 1-го уровня, при $S^2 = 2$ - два пути и т. д.) Далее образуем граф подсети 2-го уровня:

$$G_{1\#}^2 = (X^2, Y^2), \quad (4)$$

где
$$X^2 = \bigcup_i X_i^{1\#}, Y^2 = \subseteq Y_{i,\#}^1. \quad (5)$$

Выделение множеств $X_{i,\#}^1, \dots, X_{i,\#}^i$ должно производиться с учетом требований связности подсети 2-го уровня. Граф G^2 необходимо разбить на куски $G_i^2 = (X_i^2, Y_i^2)$, $i \in I^2 = \{1, 2, \dots, l_2\}$ и так далее до тех пор, пока для очередного разбиения $|I_k| = 1$.

Таким образом, в результате m разбиений получим следующее соотношение, задающее принадлежность узлов и ребер СИО зонам различных уровней:

$$\{(X_1^1, Y_1^1), \dots, (X_i^1, Y_i^1), (X_1^2, Y_1^2), \dots, (X^m, Y^m)\}. \quad (6)$$

Обозначим

$$K_{ij}^s = \sum r_{ij}^s, \quad \forall (p, q) \in Y_{ij}^s. \quad (7)$$

Следовательно, K_{ij}^s равно суммарной длине всех соединительных ребер кусков G_i^s и G_j^s графа G^s . Длина соединительных ребер всех кусков графа СИО на s -м уровне

$$K^s = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^{l_s} \sum_{j=1}^{l_s} k_{ij}^s \quad (8)$$

Общая длина всех соединительных ребер многоуровневого разбиения

$$K = \sum_{s=1}^m K^s \quad (9)$$

Задачей m -уровневого разбиения графа $G^l = (X^l, Y^l)$ является нахождение такой совокупности кусков, чтобы общая длина соединительных ребер на всех уровнях удовлетворяла заданному критерию $K \rightarrow \min$.

Пусть на уровне s граф G_s разбит на куски G_1^s, \dots, G_k^s . В соответствии с этим разбиением множество ребер Y^s графа G^s можно представить в виде

$$Y^s = \bigcup_{i=1}^{k_s} Y_i^s \quad (10)$$

Тогда каждое подмножество Y_i^s представим следующим образом:

$$Y_i^s = Y_{ii}^s \cup Y_{i2}^s \cup \dots \cup Y_{ii}^s \cup Y_{ik_i}^s, \quad (11)$$

где Y_i^s – подмножество всех ребер, инцидентных вершинам X_i^s куска G_i^s ;

Y_{ii}^s – подмножество ребер, соединяющих подмножество вершин X_i^s куска G_i^s между собой;

Y_{ij}^s – подмножество ребер, соединяющих куски G_i и G_j .

Назовем отношение суммарной длины внутренних ребер (ребер подмножеств Y_{ii}^s) к суммарной длине соединительных ребер (ребер подмножеств Y_{ij}^s) коэффициентом разбиения Δ (G^s) графа G^s :

$$\Delta(G^s) = \sum_{i=1}^{k_s} r_{ii}^s / K^s \quad (12)$$

Коэффициент многоуровневого разбиения определим, как

$$\Delta(G_s) = \sum_{j=1}^m \sum_{i=1}^{l_j} n_{ij}^s / K^s \quad (13)$$

Этот коэффициент, так же как и величина K , может служить критерием оценки многоуровневого разбиения графа СИО.

Поставленная задача относится к задачам комбинаторно-логического типа, в которых получение оптимального решения связано с большим перебором различных вариантов разбиения.

При использовании упрощенного алгоритма на каждом из $(m-1)$ этапов необходимо решить задачу разбиения графа в традиционной постановке. Однако и в этом случае число вариантов разбиения на каждом уровне остается достаточно большим. Так, для графа $G = (X, Y)$, $|X| = n$ при разбиении на куски G_1, \dots, G_l одинаковой размерности $n_1 = \dots = n_l = p$ число вариантов

$$N = \frac{1}{l!} C_n^p C_{n-p}^p \dots C_p^p = \frac{n!}{l(p!)^l} \quad (14)$$

Даже для $n=9$, $l=3$, $p=3$, получаем $N=1680$.

Решить такую задачу методом перебора вариантов не представляется возможным, поэтому необходимо применять эвристические алгоритмы.

Далее обращаем внимание на возможность определения размера зоны, выбор метрики для определения длины ребра графа и выбор центральных узлов зон СИО. При этом рассматривается задача выделения зон управления СИО на одном топологическом уровне. Для этого воспользуемся результатами, полученными для симметричных сетей и симметричных сетей с централизацией [3]. Выбор алгоритма адаптивного управления маршрутизацией внутри зоны должен проводиться с учетом коэффициента централизации зоны $k_u = N_c / (N - 1)$,

где N_c – число УК, смежных центральному узлу;

N – общее число узлов СИО.

Максимально допустимый размер зоны должен определять-

ся выбранным методом адаптивной маршрутизации. Среднее время задержки передачи пакета в режиме КП можно представить в виде суммы:

$$T_a = T_0 + T_c \quad (15)$$

где T_0 – время задержки пакета при фиксированной маршрутизации;

T_c – дополнительное время задержки пакета, зависящее от служебного трафика.

Учитывая, что T_c растет с увеличением размера зоны, целесообразно задаться некоторой пороговой величиной δ и определять размер зоны Nz исходя из соотношений:

$$\begin{aligned} Nz &\rightarrow \infty, \\ T_c &\leq \delta \end{aligned} \quad (16)$$

Причем, поскольку δ зависит от выбора метода управления, величина Nz будет зависеть от k_y :

$$Nz = \begin{cases} N_y & k_y \leq k_y^{(2)}, \\ N_\delta & k_y > k_y^{(2)}, \end{cases} \quad (17)$$

где $k_y^{(2)}$ – граничное значение коэффициента централизации, определяемое для заданных параметров сети и δ .

Литература

1 *Воронкин Е. А., Советов Б. Я., Яковлев С. А.* Оценка эффективности информационно-управляющей системы интегральной сети связи // Применение теории информации для повышения эффективности и качества сложных радиоэлектронных систем: Тез. докл. Всес. науч.-техн. конф. - М.: Радио и связь, 1984. - С. 44-45.

2 *Харари Ф.* Теория графов. - М.: Мир, 1973. - 300 с.

3 *Воронкин Е.А., Яковлев С.А.* Решение задачи маршрутизации в интегральных сетях обмена информацией // Вычислительные сети коммутации пакетов: Тез. докл. 3-й Всесоюз. конф. - Рига: ИЭ и ВТ АН Латв. ССР, 1983. - С.15-16.

4 *Кулябов Д. С., Королькова А. В.* Архитектура и принципы построения современных сетей и систем телекоммуникаций: Учеб. пособие. - М.: РУДН, 2008. - 281 с.

5 *Басов В. И., Загарий Г. И., Самсонкин В. Н., Терещенко Ю.Н.* Цифровые интегральные сети связи / Под ред. Ю.Н.Терещенко. - Харьков, КФИ "Транспорт Украины". - 2000. - 168 с.

6 *Замятин Н. В.* Цифровые сети интегрального обслуживания: Учеб. пособие. - Томск: ЦДО, 2002. - 60 с.

7 *Лазарев В. Г., Паршенков Н. Я., Кошелев В. Н.* Методы адаптивного управления потоками на интегральных сетях связи // Распределенные системы передачи и обработки информации. - М., 1985. - С. 52-61.