

# АЛГОРИТМ АДАПТИВНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ ИНФОРМАЦИОННОГО ПОТОКА СЕТЕЙ ИНТЕГРАЛЬНОГО ОБСЛУЖИВАНИЯ

Калимолдаев М.Н., Тулемисова Г.Е.

*Институт проблем информатики и управления МОН РК,*

*Казахстан, E-mail: [office@ipic.kz](mailto:office@ipic.kz)*

## *Резюме*

*В статье рассматривается вопрос адаптивной маршрутизации с ее способностью быстро реагировать на изменения топологии сети. Зная, что адаптивная маршрутизация - это основной вид алгоритмов маршрутизации, был предложен формальный метод выделения зон маршрутизации по принципу иерархической зонной адресации и маршрутизации. Это возможно является решением проблемы маршрутизации и управления объемом потоков в сети интегрального обслуживания. С целью уменьшения количества служебной информации предлагается рационально применить в дополнение к зонной адресации и зонную 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, зонная адресация, зонная рассылка.*

*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 have been proposed formal method for isolating zones on the principle of hierarchical routing zonal addressing and routing. It is possible to solve the problem of routing and flow control in integrated services networks. To reduce the amount of overhead is proposed to apply a rational, in addition to addressing the zonal and zonal newsletter service information. This will reduce the service traffic and increase the performance of SPI due to some elongation the tract of routing.*

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

*Мақалада бейімдеу бағдарының топология желісінің өзгерістеріне шапшаң назар аударушылық қабілеті мәселелері қарастырылады. Бейімдеу бағдарының - бағдарлау алгоритмінің негізгі түрікөніні біле отырып, бағдарлау мен иерархиялық аймақтық дербестендіру қағидасы бойынша бағдарлау аймағын бөлудің формальді әдісі ұсынылды. Бұл интегралды қызмет көрсету желісіндегі ағын көлемін басқару мен бағдарлаудың мәселелерін шешу болып табылады. Қызметтік ақпараттар санын азайту мақсатымен аймақтық дербестік пен аймақтық қызметтік ақпарат жіберуді тиімді пайдалану ұсынылады. Бұл қызметтік трафикті азайтуға және қолданушылардың сұранысын өңдеудің сапасын нашарлатудың және кейбір жолдарын ұзартудың есебінен СИО-ның өндірісін арттыруға мүмкіндік береді.*

**Кілт сөздері:** *интегралдық желілердерінің қызмет көрсету, бейімделген маршрутизациясы, зоналарды дербестендіру, зоналарға жіберу.*

Адаптивные протоколы работают по распределенному принципу, который выражается в том, что в сети отсутствуют какие-либо выделенные маршрутизаторы, которые бы собирали и обобщали топологическую информацию. 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 иногда рассматривается как нечто, присущее самому понятию сети коммутации пакетов.

Несмотря на очевидную привлекательность возможности приспособливаться к быстрым изменениям нагрузки, адаптивная маршрутизация имеет ряд 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 получат 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 правомерен 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 может 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 СИО. 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 СИО является применение принципа иерархической зонной адресации и маршрутизации [1].

До настоящего времени не решены вопросы выделения зон маршрутизации, поэтому рассмотрим возможность решения этой задачи применительно к СИО. 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 зонавой адресации адрес любого узла СИО может быть представлен в виде вектора

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

Где  $I$  — число уровней иерархической адресации;  $A_{ik}^j$  — адрес узла в зоне  $j$ -го уровня.

При разработке алгоритмов иерархической маршрутизации были 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 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, подробный анализ таких методов маршрутизации по критерию размера маршрутной таблицы. Следует отметить, что эта экономия окупается 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 зонной адресации и зонную 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

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

где  $l_1$  — число кусков, на которые разбивается граф (число зон 1-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 не пустым, 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 кусками  $G_i^1$  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:

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

где величина  $S^2$  определяется требованиями к связности сети. (При  $S^2 = 1$  существует единственный путь из УК зоны  $G_i^1$  в УК других зон 1-го уровня, при  $S^2 = 2$  — два пути и т. д.) Далее образуем граф подсети 2-го уровня:

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

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

Выделение множеств  $X_{i,u}^1, \dots, X_{i,u}^i$  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:

$$\{(X_1^1, Y_1^1), \dots, (X_{l_1}^1, Y_{l_1}^1), (X_1^2, Y_1^2), \dots, (X^m, Y^m)\}. \quad (7)$$

Обозначим

$$K_{ij}^s = \sum r_{pq}^s, \quad \forall (p, q) \in Y_{ij}^s. \quad (8)$$

Таким образом,  $K_{ij}^s$  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

$$K^s = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^{l_s} \sum_{j=1}^{l_s} k_{ij} \quad (9)$$

Общая длина всех соединительных ребер многоуровневого разбиения

$$K = \sum_{s=1}^m K^s \quad (10)$$

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  $G_1^s, \dots, G_{l_s}^s$ . В соответствии с этим разбиением множество ребер  $Y^s$  графа  $G^s$  можно представить в виде

$$Y^s = \bigcup_{i=1}^{l_s} Y_i^s \quad (11)$$

Тогда каждое подмножество  $Y_i^s$  представим следующим образом

$$Y_i^s = Y_{i1}^s \cup Y_{i2}^s \cup \dots \cup Y_{ii}^s \cup Y_{il_s}^s, \quad (12)$$

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  $\Delta(G^s)$  графа  $G^s$ :

$$\Delta(G^s) = \sum_{i=1}^{l_s} r_{ii}^s / K^s \quad (13)$$

Коэффициент многоуровневого разбиения определим как

$$\Delta(G^s) = \sum_{s=1}^m \sum_{i=1}^{l_s} r_{ii}^s / K^s \quad (14)$$

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

Поставленная задача относится к задачам комбинаторно-логического типа, получение оптимального решения в которых 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 кусков  $G_1, \dots, G_l$  одинаковой размерности  $n_1 = \dots = n_l = p$  число вариантов

$$N = \frac{1}{l!} C_n^p C_{n-p}^p \dots C_p^p = \frac{n!}{l!(p!)^l} \quad (15)$$

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 вопрос определения размера зоны, выбора метрики для определения длины ребра графа и выбора центральных узлов зон СИО. При этом, рассматривается задача

выделения зон управления СИО на одном топологическом уровне, и при этом 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 определяться выбранным методом адаптивной маршрутизации. Среднее время задержки передачи пакета в режиме КП можно представить в виде суммы

$$T_a = T_0 + T_c \quad (16)$$

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  $\delta$  и определять размер зоны  $N_z$  исходя из соотношений:

$$\begin{aligned} N_z &\rightarrow \infty, \\ T_c &\leq \delta \end{aligned} \quad (17)$$

Причем, поскольку  $\delta$  зависит от выбора метода управления, величина  $N_z$  будет зависеть от  $k_u$ :

$$N_z = \begin{cases} N_u & k_u \leq k_u^{(2)}; \\ N_\delta & k_u > k_u^{(2)}, \end{cases} \quad (18)$$

где  $k_u^{(2)}$  — граничное значение коэффициента централизации, определяемое для заданных параметров сети и  $\delta$ .

### Список использованной литературы

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.-300с.

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

Тулемисова Г.Е.