

БЕСКОНФЛИКТНАЯ САМОМАРШРУТИЗАЦИЯ ДЛЯ ТРЕХМЕРНОГО ПОЛНОГО МУЛЬТИКОЛЬЦА

В.С. Подлазов

Предложена системная сеть в виде неблокируемого трехмерного полного мультикольца. Разработана структура мультикольца и предложен алгоритм бесконфликтной прокладки прямых путей между ее узлами посредством динамической локальной самомаршрутизации в них.

Ключевые слова: системная сеть, обобщенный гиперкуб, полное мультикольцо, коммутационные свойства, неблокируемая сеть, прямые каналы, бесконфликтная самомаршрутизация, локальная динамическая самомаршрутизация.

ВВЕДЕНИЕ

Данная статья продолжает серию работ автора по созданию самомаршрутизируемых неблокируемых системных сетей для многопроцессорных вычислительных систем [1–3]. Эти сети обладают наибольшим быстродействием, так как передача данных в них ведется по прямым каналам без промежуточной буферизации.

Исходно эти сети имели топологию квазиполного графа или квазиполного орграфа [1, 2] и обладали квадратичной зависимостью числа узлов от их степени. Самомаршрутизация в этих сетях была статичной, при которой любой источник прокладывал весь бесконфликтный путь к приемнику. Это всегда можно было сделать для произвольной перестановки пакетов данных между узлами. Главный недостаток таких сетей — недостаточно большое число узлов в них.

Топологию квазиполного орграфа имели сети в виде двумерного обобщенного гиперкуба и двумерного полного мультикольца [2].

Обобщенный r -мерный p -ичный гиперкуб [4] со степенью узлов $m = rp$ и числом узлов $N = p^r$ используется как системная сеть в некоторых современных многопроцессорных вычислительных системах [5]. В работе [3] автором был построен неблокируемый трехмерный p -ичный гиперкуб, для которого был предложен алгоритм динамической локальной самомаршрутизации. Он позволяет параллельно прокладывать бесконфликтные пути при произвольной перестановке пакетов данных между узлами на основе только локальной инфор-

мации в промежуточных узлах без взаимодействия между ними.

В настоящей работе строится неблокируемое трехмерное p -ичное мультикольцо и предлагается алгоритм динамической локальной самомаршрутизации в нем для произвольной перестановки пакетов данных. Она ориентирована на создание сетей для однокристалльных процессоров-ускорителей с кольцевыми каналами, в которых необходимо иметь сотни и тысяч ядер.

1. НЕБЛОКИРУЕМОЕ ДВУМЕРНОЕ ПОЛНОЕ МУЛЬТИКОЛЬЦО

Примером одной из сетей, которая как неблокируемая, так и самомаршрутизируемая, служит двумерное p -ичное мультикольцо. Оно состоит из $2(p - 1)$ разных симплексных колец с шагами $\{1, 2, \dots, p - 1\}$, составляющих измерение X , и с шагами $\{p, 2p, \dots, p(p - 1)\}$, составляющих измерение Y , и имеет $N = p^2$ узлов. Каждое кольцо состоит из одинаковых дуг, длина которых задается разностью по $\text{mod } N$ номеров инцидентных узлов. На рис. 1 представлено двумерное троичное мультикольцо как симметричный орграф. В нем дуги с длиной 3 и 6 являются встречными дугами и обозначены пунктиром.

Однако двумерное мультикольцо можно представить и как двудольный орграф, если учесть, что каждый узел содержит абонента и коммутатор $p \times p$ и что абоненты связаны дугами только с коммутаторами своего или других узлов (рис. 2). Одну долю этого орграфа составляют коммутаторы, а другую — абоненты A_i (процессоры). Такой орграф мы называем квазиполным орграфом. Схема меж-



соединений в нем задается таблицей инцидентий (табл. 1), в которой в ячейках находятся номера инцидентных узлов.

Самомаршрутизация по таблице инцидентий осуществляется по номерам абонента-источника и абонента-приемника. Пусть для примера это будут узлы 2 и 8 соответственно, подчеркнутые в табл. 1. По правой части таблицы находятся номера коммутаторов, из которых есть дуги к приемнику. В примере это коммутаторы 2, 5 и 8, обозначенные двойным подчеркиванием. В левой части таблицы из этих коммутаторов находится тот коммутатор, к которому есть дуга от источника. В примере это коммутатор 2. По свойствам квазиполных орграфов [1, 2] такой коммутатор является единственным при любом p .

С другой стороны, любой путь длины L_2 в двумерном мультикольце представляет собой последовательность не более двух дуг, длины которых задаются как значения разрядов в p -ичной системе счисления $L_2 = i + jp$ ($0 \leq i, j \leq p - 1$). Здесь i задает длину дуги X , а jp — дуги Y .

2. ДВУМЕРНЫЕ МУЛЬТИКОЛЬЦА В ПОЛНОМ ТРЕХМЕРНОМ МУЛЬТИКОЛЬЦЕ

Рассмотрим мультикольцо, содержащие $N = p^3$ узлов, из каждого узла которого выходят три вида дуг с длинами $\{1, 2, \dots, p - 1\}$, $\{p, 2p, \dots, p(p - 1)\}$ и $\{p^2, 2p^2, \dots, p^2(p - 1)\}$ соответственно. Такое мультикольцо мы называем трехмерным полным p -ичным мультикольцом. Оно состоит из симплексных колец с разными шагами, каждое из которых состоит из дуг одной длины. Длины составляющих дуг задают длины шагов колец. Кольца с длинами шагов $\{1, 2, \dots, p - 1\}$ задают измерение X (мультикольцо X), кольца с длинами $\{p, 2p, \dots, p(p - 1)\}$ — измерение Y (мультикольцо Y) и кольца с длинами $\{p^2, 2p^2, \dots, p^2(p - 1)\}$ — измерение Z (мультикольцо Z).

На рис. 3 показан пример трехмерного трюичного мультикольца. В нем кольца измерения X

Таблица 1

Инцидентии в квазиполном орграфе при $p = 3$

Коммутаторы	Дуги X от абонентов			Дуги Y к абонентам		
1	1	<u>2</u>	3	1	4	7
<u>2</u>	2	<u>3</u>	4	2	5	8
<u>3</u>	3	4	5	3	6	9
4	4	5	6	4	7	1
<u>5</u>	5	6	7	5	8	2
<u>6</u>	6	7	8	6	9	3
7	7	8	9	7	1	4
<u>8</u>	8	9	1	<u>8</u>	2	5
<u>9</u>	9	1	2	9	3	6

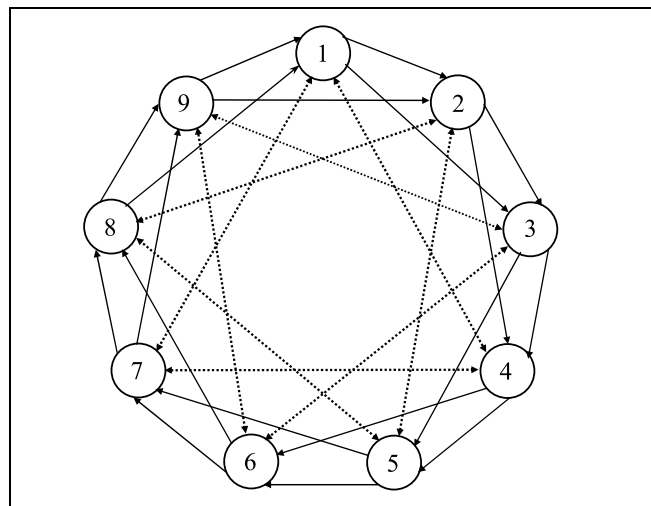


Рис. 1. Двумерное трюичное мультикольцо с шагами $\{1, 2\}$ и $\{3, 6\}$

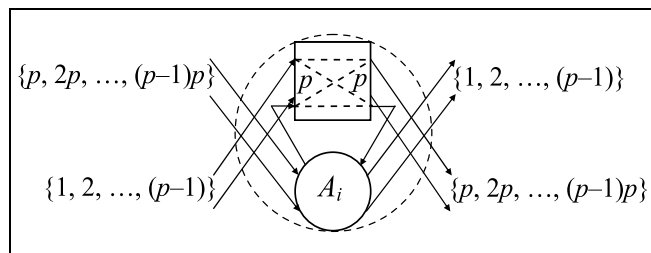


Рис. 2. Схема узла двумерного мультикольца

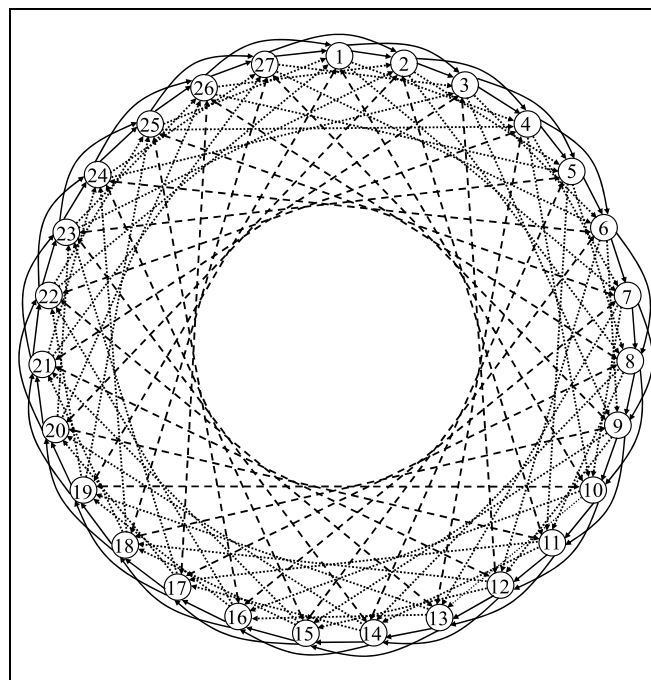


Рис. 3. Трехмерное трюичное мультикольцо

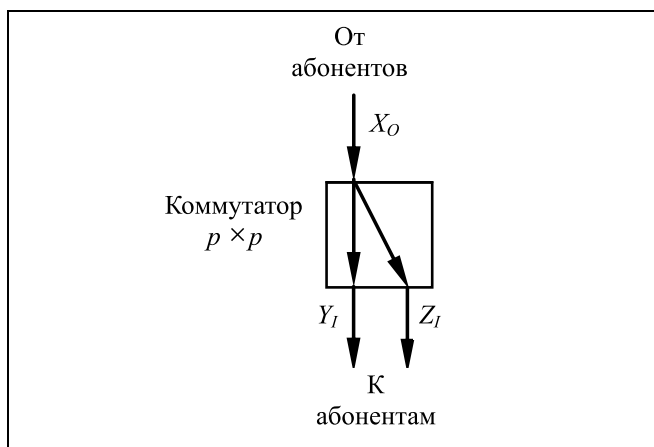


Рис. 4. Коммутатор для двухэтапных прямых путей

обозначены сплошными дугами, измерения Y — пунктирными дугами и измерения Z — штриховыми дугами.

Будем представлять любой кратчайший путь как последовательность дуг X , Y , Z , которые будем называть этапами пути. Примем, что любой узел имеет выходные дуги X_0 от абонентов к коммутаторам и входные дуги Y_i и Z_i от коммутаторов к абонентам — $3p$ дуг. Из них $3(p-1)$ дуг являются межузловыми и три дуги — внутриузловыми.

Перечисленные дуги делают пары измерений X , Y и X , Z неблокируемыми двумерными мультикольцами или квазиполными орграфами XU и XZ соответственно. Это означает, что в них любой прямой путь, состоящий не более чем из двух дуг, прокладывается посредством самомаршрутизации только через один коммутатор, представленный на рис. 4. Он имеет схему $p \times 2p$ со сложностью $2p^2$ точек коммутации.

Схемы межсоединений в квазиполных орграфах XU и XZ задаются таблицами их инцидентий (табл. 2).

Рассмотренные выше дуги не позволяют рассматривать пару измерений Y , Z как неблокируемое двумерное мультикольцо, так как узлы не имеют дуг Y или дуг Z от абонентов к коммутаторам. Поэтому двухэтапные (двухдуговые) пути в измерениях Y и Z будем представлять как частный случай трехэтапных (трехдуговых) путей с локальными дугами на первом или на последнем этапах.

Для прокладки трехэтапных путей дополнительно потребуется иметь в каждом узле $p-1$ дуг мультикольца Y_M , проложенных только между коммутаторами узлов. Вообще кратчайший путь между любыми двумя абонентами (источником и приемником) можно представить как состоящий из дуги X_0 от источника к коммутатору, дуги Y_M меж-

ду коммутаторами и дуги Z_i от коммутатора к приемнику. При этом двухэтапные и трехэтапные пути вообще не могут иметь конфликтов, так как дуги от источников и к приемникам при перестановке задаются единственным образом, а в середине трехэтапных путей используются дуги, которые отсутствуют в двухэтапных путях.

Рассмотрим кратчайший трехэтапный путь (рис. 5) от узла-источника s (горизонтальная штриховка) к узлу-приемнику d (квадратная штриховка) через промежуточные узлы t и i . Первый этап от источника в узле s в промежуточный узел t (левая косая штриховка) проходит по дуге X_0 . Через узел t могут проходить пути от разных источников, которые на втором этапе используют разные дуги Y_M . Если каждая дуга проходит только один путь через узел i (правая косая штриховка), то он является бесконфликтным, и бесконфликтным же он останется на последнем этапе по разным дугам Z_i к приемникам d (клетчатая штриховка).

Ситуация, при которой на одну дугу Y_M претендуют несколько путей, считается конфликтом

Таблица 2

 Инцидентии в квазиполных орграфах XU и XZ при $p = 3$

Коммутаторы	Дуги X от абонентов			Дуги Y к абонентам			Дуги Z к абонентам		
	1	2	3	1	2	3	1	2	3
1	1	2	26	1	4	7	1	10	19
2	2	3	27	2	5	8	2	11	20
3	3	4	1	3	6	9	3	12	21
4	4	5	2	4	7	10	4	13	22
5	5	6	3	5	8	11	5	14	23
6	6	7	4	6	9	12	6	15	24
7	7	8	5	7	10	13	7	16	25
8	8	9	6	8	11	14	8	17	26
9	9	10	7	9	12	15	9	18	27
10	10	11	8	10	13	16	10	19	1
11	11	12	9	11	14	17	11	20	2
12	12	13	10	12	15	18	12	21	3
13	13	14	11	13	16	19	13	22	4
14	14	15	12	14	17	20	14	23	5
15	15	16	13	15	18	21	15	24	6
16	16	17	14	16	19	22	16	25	7
17	17	18	15	17	20	23	17	26	8
18	18	19	16	18	21	24	18	27	9
19	19	20	17	19	22	25	19	1	10
20	20	21	18	20	23	26	20	2	11
21	21	22	19	21	24	27	21	3	12
22	22	23	20	22	25	1	22	4	13
23	23	24	21	23	26	2	23	5	14
24	24	25	22	24	27	3	24	6	15
25	25	26	23	25	1	4	25	7	16
26	26	27	24	26	2	5	26	8	17
27	27	1	25	27	3	6	27	9	18

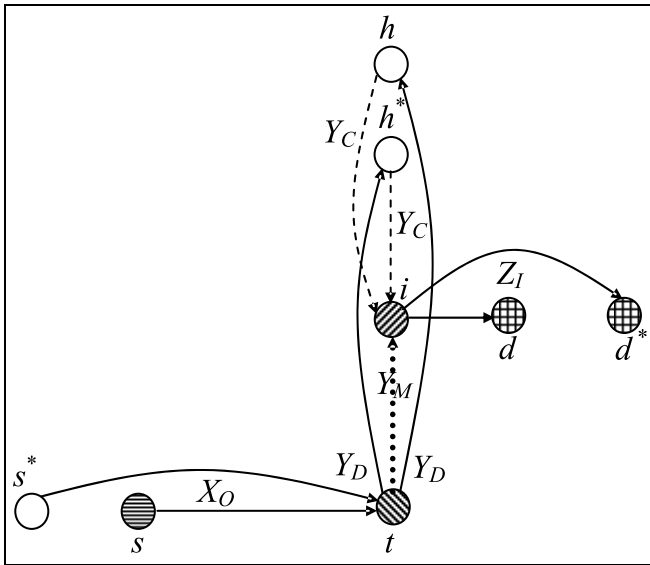


Рис. 5. Конфликт первого типа и его разрешение

первого типа на этой дуге. При этом один из этих путей имеет приоритет и проходит на выходную дугу Y_M коммутатора, а остальные остаются конфликтными в узле. Конфликт первого типа возникает, если на прохождение через узел t претендуют несколько путей (рис. 5) из разных узлов-источников s и s^* . Здесь и далее для краткости мы обозначаем только два таких узла, которых на самом деле может быть любое количество от двух до $p - 1$. Пусть эти пути через узел t претендуют на прохождение одной и той же дуги Y_M , ведущей в узел i . На рис. 5 конфликтная дуга обозначена жирным пунктиром, и она при разрешении конфликта не используется.

Для разрешения конфликта используется еще одно мультикольцо Y_D с дугами, проложенными только между коммутаторами узлов. Мультикольца Y_M и Y_D имеют одинаковые дуги, и последние обозначены на рис. 5 сплошными линиями. Использование дуг Y_D позволяет избежать повторных конфликтов на дугах измерения Y . Разрешение конфликта осуществляется следующим образом: из узла t прокладываются пути в разные вспомогательные узлы h и h^* (без штриховки на рис. 5) по заведомо разным дугам Y_D . Такими дугами Y_D являются аналоги разных дуг X_O в узел t из узлов s и s^* . Иначе говоря, если в узел t ведет дуга X_O с длиной k , то из узла t должна выходить дуга Y_D с длиной kp .

Затем осуществляется возврат в узел i по дугам еще одного мультикольца Y_R с шагами $\{-p, -2p, \dots, -p(p - 1)\}$. Дуги Y_R проложены только между ком-

мутаторами узлов. Если на дугах Y_R нет конфликтов, то проложенные пути бесконфликтные. Они останутся бесконфликтными и на дугах Z_I от коммутаторов узла i к приемникам в узлах d и d^* , так как они прокладываются по разным дугам.

При каких условиях возможен возврат в узел i (рис. 5 и 6)? Если дуга Y_M имеет длину jp , то возвратная дуга Y_R должна иметь длину $(k - j)p$. Такая дуга принадлежит к множеству дуг Y_R только при $k < j$. В противном случае придется использовать дугу Y_R с длиной $(k - j)p - p^2$ (на рис. 6 она обозначена как \underline{Y}_R) и уменьшать на p^2 длину дуги Z_I , чтобы сохранить неизменной длину маршрута. Последняя дуга обозначается как \underline{Z}_I (рис. 6).

Однако и на дугах Y_R могут возникать конфликты второго типа. Каждый из них происходит в том случае, если на проход через узел i на втором этапе претендуют несколько путей из разных узлов t и t^* после первого этапа (рис. 7). Для его разрешения потребуется еще одно мультикольцо Z_M с дугами, проложенными только между коммутаторами узлов. Мультикольца Z_M и Z_I имеют одинаковые дуги.

Конфликт второго типа разрешается следующим образом. Из промежуточного узла h пути прокладываются по тем дугам Z_M , которые равны дугам Z_I . Все эти дуги Z_I различны, поэтому различны и соответствующие дуги Z_M . Поэтому пути бесконфликтно прокладываются в разные вспомогательные узлы e и e^* . Из них они завершаются бесконфликтно по дугам Y_I из узлов e и e^* .

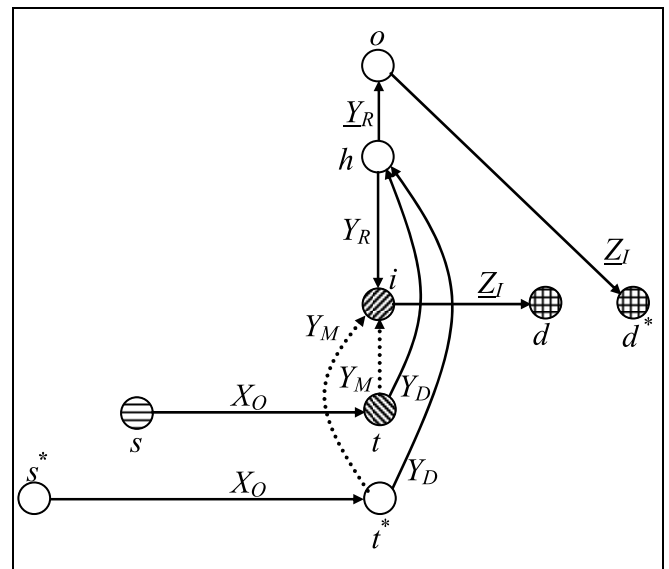


Рис. 6. Варианты разрешения конфликта первого типа

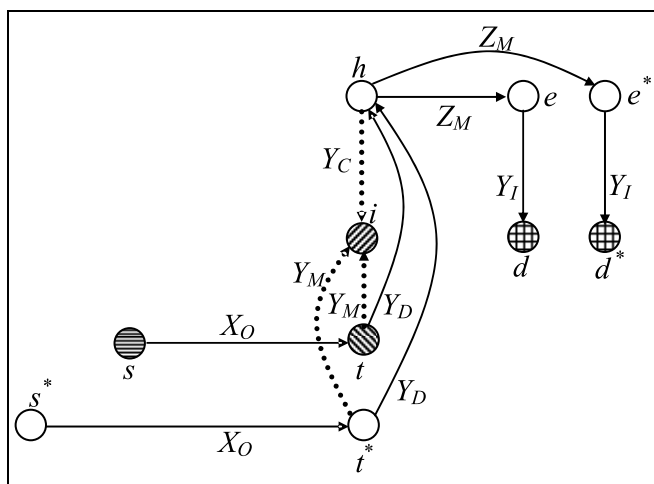


Рис. 7. Конфликт второго типа и его разрешение

Конфликты разных типов возникают при разных вариантах размещения узлов-источников в кольцах второго измерения — на одном или на разных кольцах. Других вариантов их размещения нет. Поэтому нет и других типов конфликтов.

Рассмотренная процедура задает общую схему прокладки бесконфликтных прямых путей посредством динамической самомаршрутизации, которая осуществляется только на основе локальной информации о конфликтах внутри каждого узла. Наличие такой процедуры позволяет сформулировать

Утверждение. Построенное трехмерное p -ичное мультикольцо с $M = 7N(p - 1)$ межузловыми дугами является неблокируемой сетью, для которой предложена процедура бесконфликтной локальной самомаршрутизации. Это мультикольцо в каждом узле имеет выходные дуги X_O от абонентов, входные дуги Y_I, Z_I к абонентам и дуги Y_M, Y_D, Y_C и Z_M между коммутаторами.

3. ПРОТОКОЛ САМОМАРШРУТИЗАЦИИ В ТРЕХМЕРНОМ МУЛЬТИКОЛЬЦЕ

Сначала представим алгоритм в терминах дуг измерений X, Y и Z , считая, что исходный маршрут имеет вид $X_O Y_M Z_I$, а длины составляющих дуг U обозначают как $|U|$. Обозначения узлов и дуг даются по рис. 5–7.

Алгоритм динамической локальной самомаршрутизации (общая схема)

1. Если X_O отсутствует ($|X_O| = 0$), то путь прокладывается по локальной дуге в узле s от источника к коммутатору. Переход к п. 3.

Если X_O присутствует ($|X_O| \neq 0$), то путь прокладывается от источника в узле s по дуге X_O к коммутатору узла t . Переход к п. 2.

2. Если Y_M отсутствует ($|Y_M| = 0$) и Z_I отсутствует ($|Z_I| = 0$), то путь прокладывается по локальной дуге в узле t от коммутатора к источнику. Конец алгоритма.

3. Если Y_M отсутствует ($|Y_M| = 0$), а Z_I присутствует ($|Z_I| \neq 0$), то путь прокладывается по дуге Z_I от коммутатора узла t к приемнику в узле d . Конец алгоритма.

Если Y_M присутствует ($|Y_M| \neq 0$), а Z_I отсутствует ($|Z_I| = 0$), то путь прокладывается по дуге Y_I от коммутатора узла t к приемнику в узле d . Конец алгоритма.

Если Y_M присутствует ($|Y_M| \neq 0$) и Z_I присутствует ($|Z_I| \neq 0$), то проверяется наличие конфликта на дуге Y_M .

Если конфликта нет, то путь прокладывается по дуге Y_M от коммутатора узла t к коммутатору узла i . Переход к п. 4.

Если на дуге Y_M конфликт имеет место, то путь прокладывается по уникальной для узла t дуге Y_D (разной для разных путей) от коммутатора узла t к коммутатору узла h . Переход к п. 5.

4. Путь прокладывается по дуге Z_I от коммутатора узла i к абоненту в узле-приемнике d . Конец алгоритма.

5. Проверяется наличие конфликта на дуге Y_R .

Если конфликта нет, то путь прокладывается по дуге Y_R от коммутатора узла h к коммутатору узла i или по дуге \underline{Y}_R к промежуточному узлу o . Переход к п. 6.

Если же конфликт имеет место, то переход к п. 7.

6. Путь прокладывается по дуге Z_I или дуге \underline{Z}_I от коммутатора узла i или узла o к абоненту в узле-приемнике d . Конец алгоритма.

7. Путь прокладывается по дуге Z_M от коммутатора узла h к коммутатору узла e . Переход к п. 8.

8. Путь прокладывается по дуге Y_I противоположной дуге Y_R от коммутатора узла e к приемнику в узле d . Конец алгоритма.

А теперь представим алгоритм в терминах путевой информации, которая содержится в пилотном пакете для реализации динамической локальной самомаршрутизации. Здесь также используются обозначения дуг и узлов на рис. 5–7.

Путевую информацию будем представлять номерами выходных дуг коммутаторов в каждом узле, которые должны составлять прямой путь. Дуги нумеруются для каждого измерения в порядке воз-



растания их длин числами от 0 до $p - 1$. Номер 0 задает либо внутриузловую дугу в узле-источнике и в узле-приемнике, либо отсутствие дуги между коммутаторами разных узлов. Таким образом, дуги с длиной m_1 измерения X задаются как числа m_1 ($0 \leq m_1 \leq p - 1$), дуги с длиной $m_2 p$ измерения Y задаются как числа m_2 ($0 \leq m_2 \leq p - 1$) и дуги с длиной $m_3 p^2$ измерения Z задаются как числа m_3 ($0 \leq m_3 \leq p - 1$).

Любой кратчайший путь задается тремя числами m_1, m_2, m_3 . Число m_1 задает дугу $X_O(m_1)$ от узла-источника s в промежуточный узел t . При $m_1 = 0$ узлы s и t совпадают. Число m_2 задает дугу $Y_M(m_2)$ от узла t к промежуточному узлу i . При $m_3 = 0$ узлы t и i совпадают. Число m_3 задает дугу $Z_I(m_3)$ от коммутатора узла i к узлу-приемнику d .

Для прокладки прямого пути пакет должен содержать пять чисел m_1, m_3, m_2 и m_2^*, m_3^* . Если $m_1 \leq m_2$, то $m_2^* = m_2 - m_1$ и $m_3^* = m_3$, в противном случае, $m_2^* = p - m_1 + m_2$ и $m_3^* = m_3 - 1$. Эти числа для каждого кратчайшего пути вычисляются каждым источником заранее. Числа m_2^* и m_3^* задают дуги $Y_R(m_2^*)$ или $\underline{Y}_R(m_2^*)$ и $Z_I(m_3^*)$ или $\underline{Z}_I(m_3^*)$.

Прокладка прямого пути осуществляется по следующему алгоритму.

Алгоритм динамической локальной самомаршрутизации (конкретная реализация)

1. Если $m_1 = 0$, то путь прокладывается по локальной дуге в узле s от источника к коммутатору. Переход к п. 3.

Если $m_1 > 0$, то путь прокладывается от источника в узле s по дуге $X_O(m_1)$ к коммутатору узла t . Переход к п. 2.

2. Если $m_3 = 0$ и $m_2 = 0$, то путь прокладывается по локальной дуге в узле t от коммутатора к источнику. Конец алгоритма.

3. Если $m_2 = 0$ и $m_3 \neq 0$, то путь прокладывается по дуге $Z_I(m_3)$ от коммутатора узла t к приемнику в узле d . Конец алгоритма.

Если $m_2 \neq 0$ и $m_3 = 0$, то путь прокладывается по дуге $Y_I(m_2)$ от коммутатора узла t к приемнику в узле d . Конец алгоритма.

Если $m_3 > 0$ и $m_2 > 0$, то проверяется наличие конфликта на дуге $Y_M(m_2)$.

Если конфликта нет или имеет место приоритет при конфликте, то путь прокладывается по дуге $Y_M(m_2)$ от коммутатора узла t к коммутатору узла i . Переход к п. 4.

Если на дуге Y_M конфликт имеет место, то путь прокладывается по уникальной для узла дуге $Y_D(m_1)$ от коммутатора узла t к коммутатору узла h . Переход к п. 5.

4. Путь прокладывается по дуге $Z_I(m_3)$ от коммутатора узла i к абоненту в узле-приемнике d . Конец алгоритма.

5. Проверяется конфликтность пути по дуге $Y_R(m_2^*)$.

Если конфликта нет или имеет место приоритет при конфликте, то путь прокладывается по дуге $Y_R(m_2^*)$ к коммутатору узла i или узла o . Переход к п. 6.

Если же конфликт на дуге Y_D имеет место, то переход к п. 7.

6. Путь прокладывается по $Z_I(m_3^*)$ от коммутатора узла i или узла o к абоненту в узле-приемнике d . Конец алгоритма.

7. Путь прокладывается по дуге $Z_M(m_3)$ от коммутатора узла t к коммутатору узла e . Переход к п. 8.

8. Путь прокладывается по дуге $Y_I(m_2)$ от коммутатора узла e к приемнику в узле d . Конец алгоритма.

4. ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНАЯ ПРОВЕРКА ПРОТОКОЛА БЕСКОНФЛИКТНОЙ ЛОКАЛЬНОЙ САМОМАРШРУТИЗАЦИИ

Была проведена экспериментальная проверка неблокируемости предложенного трехмерного p -ичного мультикольца. Была создана его имитационная модель, и в ней реализован алгоритм локальной самомаршрутизации. Была проведена частотная проверка конфликтности алгоритма на произвольных перестановках пакетов. Измерялись частоты f_1 и f_2 возникновения перестановок с хотя бы одним конфликтом первого типа и второго типа (после разрешения первого) соответственно. На рис. 8 приведены их значения для разных значений p .

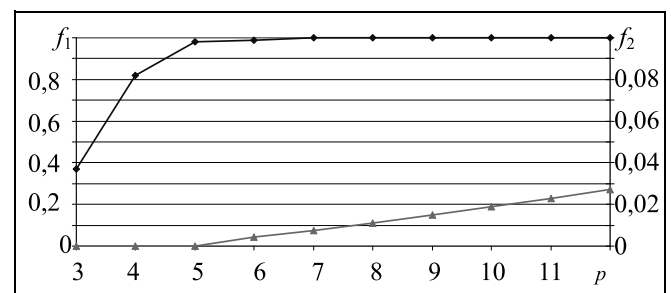


Рис. 8. Частоты конфликтных перестановок для алгоритма самомаршрутизации: —◆— f_1 ; —▲— f_2

Конечно, основной целью экспериментов было измерение частоты f_3 возникновения каких-либо конфликтов после разрешения конфликтов первого и второго типов. Эксперименты проводились при каждом p для нескольких миллионов (до десяти) случайных перестановок. Во всех случаях было зафиксировано значение $f_3 = 0$ (!). Последнее значение подтверждает с высокой степени достоверности незаблокируемость рассмотренного мультикольца. Естественно, что полную достоверность дал бы перебор всех перестановок. Однако он практически нереализуем при $p > 5$ и на суперкомпьютерах. Поэтому он и не проводился даже при $p < 5$ из-за неполноты достигаемого результата.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Предложена новая структура трехмерного полного мультикольца на базе двумерных незаблокируемых мультиколец с минимальным числом дуг. Целью ее разработки было обеспечение возможности прокладки бесконфликтных путей посредством их локальной динамической самомаршрутизации в узлах мультикольца. Предложенная структура позволила исключить конфликты двухэтапных и трехэтапных путей и разработать алгоритм самомаршрутизации последних.

Предложенная структура и разработанные алгоритмы обеспечивают незаблокируемость мультикольца, т. е. возможность передачи пакетов данных по прямым путям без задержки на их буферизацию в промежуточных узлах. Построенное мультикольцо имеет семерной набор из $(p - 1)$ -й дуг, которые неравномерно распределены по его измерениям — одинарный набор в измерении X , четверной набор в измерении Y и двойной набор в измерении Z .

Рассмотренное в работе двумерное полное мультикольцо имеет топологию квазиполного орграфа. Однако подобные незаблокируемые сети могут иметь

и топологию квазиполного графа, которая позволяет разменивать число узлов на число разных прямых путей между узлами. Последнее свойство обеспечивает структурную отказоустойчивость сети.

Конечной целью автора было использование сетей с топологией квазиполного графа в качестве составных частей некоторой незаблокируемой трехмерной сети со свойством структурной отказоустойчивости. Однако графовая топология не имеет явного деления дуг и узлов по измерениям. Поэтому их надо ввести как-то «технически», и на этой основе построить указанную «трехмерную» сеть с кубической зависимостью числа узлов от их степени. Решение этой задачи и составит ближайшую цель автора.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Каравай М.Ф., Подлазов В.С.* Метод инвариантного расширения системных сетей многопроцессорных вычислительных систем. Идеальная системная сеть // Автоматика и телемеханика. — 2010. — № 12. — С. 166–176.
2. *Каравай М.Ф., Подлазов В.С.* Распределенный полный коммутатор как «идеальная» системная сеть для многопроцессорных вычислительных систем // Управление большими системами. — 2011. — Вып. 34. — С. 92–116.
3. *Подлазов В.С.* Бесконфликтная самомаршрутизация для трехмерного обобщенного гиперкуба // Проблемы управления. — 2018. — № 3. — С. 26–32.
4. *Bhuyan L.N. and Agrawal D.P.* Generalized Hypercube and Hyperbus Structures for a Computer Network // IEEE Trans. on Computers. — 1984. — Vol. C-33. — N 4. — P. 323–333.
5. *Alverson R., Roweth D., Kaplan L., and Roweth D.* Cray[®] XCTM Series Network. — URL: <https://www.cray.com/sites/default/files/resources/CrayXCNetwork.pdf> (дата обращения 2.10.2017).

Статья представлена к публикации членом редсовета чл.-корр. РАН П.П. Пархоменко.

Подлазов Виктор Сергеевич — д-р техн. наук, гл. науч. сотрудник,

Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, г. Москва, ✉ podlazov@ipu.ru.

Читайте в следующем номере

- ✓ **Бауэр В.П., Зацаринный А.А., Ильин Н.И.** и др. Прорывное ситуационное управление
- ✓ **Белов М.В., Новиков Д.А.** Основы теории комплексной деятельности. Ч. 2. Жизненные циклы комплексной деятельности. Организация и управление как комплексная деятельность
- ✓ **Васильев Г.А., Казаков В.Г., Тараканов А.Ф.** Теоретико-игровое моделирование противостояния сторон на основе рефлексивного управления
- ✓ **Вересников Г.С., Егоров Н.А., Кулида Е.Л., Лебедев В.Г.** Методы построения оптимальных очередей воздушных судов на посадку. Ч. 2. Методы приближенного решения
- ✓ **Иванов Н.Н.** Обобщенные стохастические сетевые графики с нестандартными дисциплинами свершения событий
- ✓ **Муранов А.А.** Анализ работы бортовых терминальных систем моноблочных жидкостных ракет-носителей при нештатном расходовании компонентов топлива
- ✓ **Постнов С.С.** Задачи оптимального управления для некоторых линейных систем дробного порядка, заданных уравнениями с производной Хильфера
- ✓ **Стецюра Г.Г.** Сетевая информационно-вычислительная поддержка взаимодействия подвижных роботов

