



ОДНОКАСКАДНЫЕ КОММУТАТОРЫ БОЛЬШОЙ РАЗМЕРНОСТИ ДЛЯ МНОГОПРОЦЕССОРНЫХ И МНОГОМАШИННЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

В. С. Подлазов, В. В. Соколов

Институт проблем управления им В. А. Трапезникова РАН, г. Москва

Рассмотрен метод регулярного построения однокаскадных коммутаторов (плоских коммутируемых сетей) большой размерности для современных суперкомпьютеров.

ВВЕДЕНИЕ

Полные однокаскадные коммутаторы обеспечивают прямое соединение любого входа с любым выходом, поэтому они имеют максимальную пропускную способность и минимальные задержки. Долгое время использование однокаскадных коммутаторов большой размерности (тысячи входов/выходов — В/В) считалось неприемлемым из-за их высокой схемной сложности и большого числа В/В контактов. Развитие микроэлектроники снимает проблему схемной сложности. Остается проблема большого числа В/В контактов. Для ее решения можно сделать однокаскадный коммутатор составным, состоящим из однокаскадных коммутаторов малой размерности, но сохраняющим однокаскадную структуру. Последнее означает, что путь между любыми входом и выходом проходит только через один коммутатор малой размерности. Для подсоединения входов/выходов (В/В) к разным коммутаторам применяются мультиплексоры/демультиплексоры.

Подобный подход был предложен в работах [1, 2] для построения дешевых суперкомпьютеров из персональных компьютеров (ПК) с использованием плоских коммутируемых сетей FastEthernet. В качестве однокаскадных коммутаторов малой размерности применяются типовые сетевые коммутаторы, а каждый ПК для подсоединения к коммутаторам использует одинаковое небольшое число (3–6) сетевых карт. Для выбора размера и числа коммутаторов, числа сетевых карт и для построения схемы подсоединения станций к коммутаторам применялся метод стохастической оптимизации в виде генетических алгоритмов [1, 2]. Недостатки этого подхода — неоптимальность получаемых решений и плохая управляемость параметрами получаемых сетей.

Для преодоления указанного недостатка был предложен регулярный способ построения плоских сетей (ПС) [3]. Он основан на построении простейших ПС (ППС) — ПС минимального размера. Они используются как стро-

ительные блоки для построения ПС большого размера. Так удалось построить ППС для случая 3–4-х сетевых карт и не удалось для случая 5–6-ти сетевых карт [3]. Обсуждение этого вопроса с д-ром техн. наук М. Ф. Караваем показало, что ППС аналогичны сетям SUN (single-unit network) многопроцессорных систем, в которых любая пара процессоров соединяется только через один из нескольких блоков памяти [4]. Параметрами таких сетей выступают числа портов у процессоров и блоков памяти, числа процессоров и блоков памяти. Блоки памяти выполняют роль однокаскадных коммутаторов. Многопортовый процессор является аналогом ПК с несколькими сетевыми картами, а многопортовый блок памяти — аналогом полного коммутатора. Имеется математическая теория, описывающая параметры таких сетей. Это теория неполных уравновешенных блок-схем (УБС), рассматривающая возможности равномерного размещения элементов по блокам [5].

Будем трактовать эту теорию в терминах ППС [3]. Так, ПК является аналогом элемента, а сетевой коммутатор — аналогом блока. Число N ПК — это число различных элементов, а число коммутаторов M — это число блоков. Число портов K в каждом коммутаторе — это размер блока (число размещаемых в нем элементов), а число сетевых карт m — это число блоков, в которые входит каждый элемент. Наконец, число соединений любых пар ПК через один коммутатор λ — это число одинаковых пар элементов во всех блоках.

Теория УБС показывает, что возможны не любые сочетания значений числа портов K и числа сетевых карт m и, как следствие, возможны не любые значения числа N ПК. Кроме того, теория УБС развита для случая, когда число ПК не превосходит числа коммутаторов, т. е. для случая $N \leq M$, что ограничивает наращиваемость ПС. Для преодоления этого недостатка и было предложено собирать большие ПС из ППС [3].

В данной статье предлагаются основы теории построения ПС или однокаскадных коммутаторов большой размерности.

1. ОСНОВНЫЕ СВОЙСТВА ПРОСТЕЙШИХ ПЛОСКИХ СЕТЕЙ

В книге [5] дается следующее определение УБС: «Уравновешенной неполной блок-схемой $B(N, M, K, m, \lambda)$ называется такое размещение N различных элементов по M блокам, что каждый блок содержит точно K различных элементов, каждый элемент появляется точно в m различных блоках и каждая пара различных элементов появляется точно в λ блоках».

Теория УБС [5] устанавливает, что необходимым условием их существования является выполнение следующих простейших условий:

$$Nm = KM, \quad (1)$$

$$m(K - 1) = \lambda(N - 1). \quad (2)$$

Эта теория развита для случая, когда соблюдается условие Фишера [5]: $N \leq M$.

Нас в первую очередь интересуют УБС с $\lambda = 1$, так как они имеют естественную интерпретацию в качестве нерезервированных ППС. Будем трактовать вхождение элемента с номером $I \in [0, N - 1]$ в блок с номером $S \in [0, M - 1]$ как подключение ПК с номером I к коммутатору с номером S через одну из m сетевых карт. При такой трактовке любой ПК имеет соединение с любым другим ПК всегда через один коммутатор, используя m разных коммутаторов. Это означает, что все N ПК объединены плоской сетью, которая названа простейшей (ППС) [3]. Будем задавать ее парой K и m , т. е. как ППС (K, m) .

Симметричные УБС с $K = m$ и соответствующие им ППС (m, m) имеют наибольшее значение $N = M$ при минимальном значении M . Для существования любой

ППС (m, m) необходимо и достаточно, чтобы величина $(m - 1)$ была целой положительной степенью простого числа и выполнялись условия (1) и (2) [4, 5].

Возможно существование и несимметричных УБС и ППС с $K < m$ и $N < M$. Различные ППС представлены в табл. 1 [4, 5]. В клетках таблицы дается значение N , а значение M вычисляется по формуле (1). В табл. 1 входят и полные коммутаторы ППС $(N, 1)$ — 1-я строка, и звездные сети ППС $(1, N)$ — 1-й столбец, и симметричные ППС (m, m) — на главной диагонали. Выделим также остаточные ППС $(m - 1, m)$ — под главной диагональю, которые автоматически получаются из ППС (m, m) [5].

Обратим внимание, что все ППС в табл. 1 расположены слева от главной диагонали. Возникает вопрос о существовании ППС, расположенных справа от главной диагонали. В них путем увеличения размера коммутатора K можно было бы увеличить и число N подключенных ПК, т. е. обеспечить наращиваемость ПС.

Очевидно, что аналогом таких ППС могли бы быть блок-схемы, в которых условие Фишера нарушено и которые не являются УБС. Их можно получить из УБС с $\lambda > 1$. Пусть имеется УБС $B_1(N, M, K, m, 1)$. Образует из нее УБС $B_\lambda(N, M, \lambda K, \lambda m, \lambda)$ путем тривиального объединения λ блок-схем B_1 . При таком объединении каждый блок для B_λ получается объединением λ одноименных блоков из B_1 .

Аналогично, можно объединить λ блок-схем B_1 , имеющих *разные* множества элементов, которые совпадают в классе вычетов по $\text{mod } N$. В результате получим некоторую блок-схему с $\tilde{B}_\lambda = (\lambda N, M, \lambda K, m)$. В случае симметричной блок-схемы B_1 , представленной в разностной форме, блок-схемы B_λ и \tilde{B}_λ изоморфны, так как элементы в них представлены вычетами по $\text{mod } N$ [5].

Определим ППС λ -го ранга — ППС (K, m, λ) , ППС $(K, m, 1)$ совпадает с ППС (K, m) . Пусть в ней к коммутатору с произвольным номером $0 \leq S < M$ подключены ПК с номерами $u_{S,1}, u_{S,2}, \dots, u_{S,K}$. Тогда в ППС $(2K, m, 2)$ к коммутатору с тем же номером дополнительно подключены ПК с номерами $u_{S,1} + N, u_{S,2} + N, \dots, u_{S,K} + N$. Вследствие различия номеров всех дополнительных ПК и постоянства числа коммутаторов построенная таким образом сеть наследует простоту и плоскость от ППС (K, m) .

Аналогично, в ППС $(\lambda K, m, \lambda)$ к коммутатору с номером S дополнительно по сравнению с ППС $((\lambda - 1)K, m, \lambda - 1)$ подключены ПК с номерами $u_{S,1} + (\lambda - 1)N, u_{S,2} + (\lambda - 1)N, \dots, u_{S,K} + (\lambda - 1)N$. Аналогично, построенная таким образом сеть любого ранга $\lambda > 1$ наследует простоту и плоскость от ППС $(\lambda - 1)$ -го ранга.

Простейшая ПС λ -го ранга является ПС, что прямо следует из изоморфности B_λ и \tilde{B}_λ . Однако следует сказать, что само это свойство было обнаружено и проверено экспериментально — с помощью компьютерной программы, которая по таблицам соединений подсчитывает число и состав соединенных ПК [3]. С помощью

Таблица 1

Начальные члены различных семейств ППС (K, m)

m	K												
	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	
2	3	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	
3	4	7	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	
4	5	9	13	—	—	—	—	—	—	—	—	—	
5	6	—	16	21	—	—	—	—	—	—	—	—	
6	7	13	—	25	31	—	—	—	—	—	—	—	
7	8	15	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	
8	9	—	25	—	—	—	49	57	—	—	—	—	
9	10	19	28	—	—	—	—	64	73	—	—	—	
10	11	21	—	41	—	—	—	—	81	91	—	—	
11	12	—	—	45	—	—	—	—	—	—	—	—	
12	13	25	37	—	—	—	—	—	—	—	121	133	



Таблица 2

Начальные члены семейств ППС $(\lambda m, m, \lambda)$ и ППС $(\lambda(m-1), m, \lambda)$

m	K															
	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	
3	4	7	8	—	14, 12	—	16	21	20	—	28, 24	—	28	35	32	
4	—	9	13	—	18	—	26	27	—	—	39, 36	—	—	45	52	
5	—	—	16	21	—	—	32	—	42	—	48	—	—	63	64	
6	—	—	—	25	31	—	—	—	50	—	62	—	—	75	—	
7	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	
8	—	—	—	—	—	49	57	—	—	—	—	—	94	—	104	
9	—	—	—	—	—	—	64	73	—	—	—	—	—	—	128	
10	—	—	—	—	—	—	—	81	91	—	—	—	—	—	—	
11	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	
12	—	—	—	—	—	—	—	—	—	121	133	—	—	—	—	

этой программы исследовались и все другие ПС, рассматриваемые в данной статье.

По построению ППС $(\lambda K, m, \lambda)$ объединяет в λ раз больше ПК, чем сеть ППС (K, m) . Именно симметричные ППС $(\lambda m, m, \lambda)$ были предложены для построения ПС большого размера [3].

В результате проведенного построения ППС $(\lambda K, m, \lambda)$ табл. 1 может быть существенно пополнена. Пусть ячейка на пересечении I -й строки и J -го столбца содержит значение X . Тогда в этой строке на пересечении с λJ -м столбцом появится значение λX . В результате образуется многослойная таблица, задающая число ПК в ППС любого ранга $\lambda \geq 1$. Табл. 2 дает пример такого заполнения для симметричных ППС и остаточных ППС, выделенных жирным шрифтом.

2. ОСНОВНЫЕ ПРОСТЕЙШИЕ ПЛОСКИЕ СЕТИ

Тривиальная симметричная ППС $(2, 2)$ представлена в табл. 3. В ней 0-й столбец задает номер коммутатора, а 0-я строка — номер порта в коммутаторе. В остальных ячейках таблицы задаются номера ПК, подсоединенных к соответствующим портам.

Табл. 3 задает ППС в разностной форме [5], в которой i -й столбец представляет собой циклически сдвинутый вниз 0-й столбец, задаваемый последовательностью 0, 1, ..., $N - 1$. Поэтому для описания ППС достаточно задавать положение только 0-го ПК в каждом столбце. В табл. 4 в таком кратком виде представлены симметричные ППС (m, m) с $3 \leq m \leq 6$, содержащие $N = m(m - 1) + 1$ ПК.

При $m > 2$ ППС (m, m) можно представить еще одним удобным способом — на базе m квадратов $(m - 1) \times (m - 1)$ с различными строками (нет строк с одинаковыми парами номеров ПК). Они представлены в табл. 5. Верхние квадраты выделены жирным шрифтом.

3. ПЛОСКИЕ СЕТИ БОЛЬШИХ РАЗМЕРОВ

Построение ПС больших размеров основано на использовании симметричных ППС больших рангов. Однако здесь появляется практическая задача размещения таких ПС в стандартных сетевых коммутаторах FastEthernet с фиксированным числом портов. На рынке имеются сетевые коммутаторы со следующим рядом числа портов: 16, 24, 32, 48, 64 и 96. На их основе можно построить целый спектр многограновых ППС с числом ПК от нескольких десятков до нескольких сотен.

Однако большинство из этих ПС все еще не подходят для создания ПС FastEthernet. Последние не могут функционировать без использования широкополосных

Таблица 3

ППС $(2, 2)$ для 3 ПК

S	P	
	0	1
0	0	2
1	1	0
2	2	1

Таблица 4

Краткий вид ППС (m, m) в разностной форме

m	N	ППС (m, m)					
2	3	—					
3	7	0	1	—			
4	13			3	9	—	
5	21			4	14	16	—
6	31			8	11	13	17

Таблица 5

 ППС (m, m) в форме квадратов для $3 \leq m \leq 5$

m	3			4				5				
S	P			P				P				
	0	1	3	0	1	3	4	0	1	3	4	5
0		5	6		10	11	12		17	18	19	20
1	4	0	1	9	0	1	2	16	0	1	2	3
2		2	3		3	4	5		4	5	6	7
3		0	2		6	7	8		8	9	10	11
4	5	1	3	10	0	3	6	17	12	13	14	15
5		0			1	4	7		0	4	8	12
6	6	1	2	11	2	5	8	18	1	5	9	13
7					0	4			2	6	10	14
8					1	5	6		3	7	11	15
9				12	2	3	7	19	0	5	11	14
10					0	5			1	4	10	15
11				12	1	3	8	20	2	7	9	12
12					2	4	6		3	6	8	13
14									0	7	10	
15							1	6	11	12		
16							2	5	8	15		
17							3	4	9	14		
18							0	6	9	15		
19							1	7	8	14		
20							2	4	11	13		
21							3	5	10	12		

ных кадров. Для передачи последних необходим хотя бы один сетевой коммутатор 2-го уровня, объединяющий все коммутаторы 1-го уровня, составляющие ППС. Это означает, что в каждом коммутаторе 1-го уровня должен быть свободен хотя бы один порт для соединения с коммутаторами 2-го уровня.

Пусть имеется только один коммутатор 2-го уровня. В этом случае нам надо строить ПС, имеющие один свободный порт в каждом коммутаторе 1-го уровня. Такие ПС можно строить путем освобождения портов в коммутаторах в результате рациональной процедуры уменьшения числа ПК. Одна такая процедура была предложена для ППС в разностной форме [3]. Можно предложить и более простую процедуру.

Она основывается на редукции ППС (m, m) в форме квадратов к остаточной ППС ($m - 1, m$), при которой освобождается один порт во всех коммутаторах кроме 0-го, а в нем освобождаются все порты. Эта редукция представлена в табл. 6 для $m = 4$, где удаляемые ПК выделены жирным шрифтом.

Пусть в некоторой ППС λ -го ранга необходимо освободить $1 \leq l < \lambda$ портов в каждом коммутаторе. Тогда достаточно взять ППС ($\lambda - l$)-го ранга и нарастить ее до λ -го ранга, используя при каждом повышении ранга ППС ($m - 1, m$) вместо ППС (m, m). При этом будет накоплено $L = lm$ незадействованных портов в 0-м коммутаторе. Их нельзя развести по разным коммутаторам благодаря циклическим сдвигам добавляемых ППС ($m - 1, m$), так как при этом могут исчезнуть соединения некоторых ПК. Построенная таким образом ПС объединяет $N = M(\lambda - l) + (M - m)l = M\lambda - L$ ПК. Табл. 7 дает параметры ПС, построенных по указанной процедуре.

Таблица 6

ППС (4,4) (слева) и ППС (3,4) (справа)

S	P				S	P		
	0	1	3	4		0	1	3
0		10	11	12	—			
1	9	0	1	2	0	0	1	2
2		3	4	5	1	3	4	5
3		6	7	8	2	6	7	8
4	10	0	3	6	3	0	3	6
5		1	4	7	4	1	4	7
6		2	5	8	5	2	5	8
7	11	0	4	8	6	0	4	
8		1	5	6	7	1	5	6
9		2	3	7	8	2	3	7
10	12	0	5	7	9	0	5	
11		1	3	8	10	1	3	8
12		2	4	6	11	2	4	6

Таблица 7

Реальные плоские сети

m	λ	K	N	M	L	m	λ	K	N	M	L
3	5	15	35		0		3	15	63		0
	8	23	53		3		5	23	95		10
	11	31	71	7	6	5	7	31	127	21	20
	16	47	109		3		10	47	200		10
	21	63	147		0		13	63	283		10
	32	95	221		3		19	95	399		0
4	4	15	48				3	15	75		18
	6	23	74				4	23	118		12
	8	31	100				6	31	156		30
	12	47	152	13	4	6	8	47	242	31	6
	16	63	204				11	63	323		18
	24	95	308				16	95	490		6



Дальнейшее увеличение числа ПК, объединяемых ПС, можно получить путем увеличения числа сетевых карт m и числа портов в коммутаторах K . На этом пути возникают две трудности. Первая трудность является принципиальной — не для всех m существуют ППС (см. табл. 1). Вторая трудность носит технологический характер — в настоящее время отсутствуют ПК и сетевые коммутаторы с большими значениями m и K . Обойти эти трудности можно созданием ПС из нестандартных сетевых коммутаторов и/или благодаря разработке специализированных однокаскадных коммутаторов

4. РАСПРЕДЕЛЕННЫЕ ОДНОКАСКАДНЫЕ КОММУТАТОРЫ

Распределенный однокаскадный коммутатор был предложен в работе [6] как мультикольцевой коммутатор — однокаскадный мультикольцо.

Мультикольцом мы называем набор из $m \geq 2$ колец различной топологии (последовательности соединения узлов), задаваемой следующим образом. Предположим, что узлы перенумерованы целыми числами из $[0, N - 1]$. Пусть номера соседних узлов вдоль направления передачи в кольце задаются периодической последовательностью $X_i \in [0, N - 1]$ ($i = 0, 1, \dots$). Рассматриваются кольца с последовательностями вида $X_{i+1} = (X_i + S) \bmod N$, где S называется шагом кольца и $1 \leq S \leq N - 1, 0 \leq X_0 \leq S - 1$.

Кольцо с положительным шагом $S \geq N/2$ будем также называть встречным кольцом с отрицательным шагом $-(N - S)$. Здесь используется сравнимость по $\bmod N$: $S \equiv -(N - S)$. При $X_0 = 0$ и $S = 1$ получаем традиционное кольцо (с шагом 1), а при $X_0 = 0$ и $S = N - 1$ — встречное кольцо (с шагом -1). В дальнейшем кольцо с шагом S будем называть кольцом S , а его дугу — дугой S .

Различаются два вида колец — обычные и расщепленные. Обычное кольцо имеет взаимно простые N и S , а последовательность X_i имеет период N и содержит по одному разу все номера из $[0, N - 1]$. В расщепленном кольце N и S имеют наибольший общий делитель d , а последовательность X_i разделяется на d непересекающихся последовательностей jX_i с периодом N/d ($0 \leq j \leq d - 1, ^jX_0 = j$), которые в совокупности содержат все номера из $[0, N - 1]$. Физически расщепленное кольцо состоит из d миниколец по N/d узлов в каждом.

Мультикольцом $\{R_n\} = (S_1, S_2, \dots, S_n)$ называется набор из $2 \leq n \leq (N - 1)$ различных колец $S_1 = 1, S_2, \dots, S_n$, где $S_{i+1} > S_i$. Рис. 1 дает пример мультикольца с 9-ю узлами и 4-мя кольцами — два кольца с шагами 1 и $8 \equiv -1 \pmod{9}$ и два расщепленных кольца с шагами 3 и $6 \equiv -3 \pmod{9}$.

Мультикольцо $\{R_n\}$ называется полным p -ичным мультикольцом, если $N = p^k$ и $n = k(p - 1)$, а $S_{jp+i} = ip^j$ ($0 \leq j \leq k - 1, 1 \leq i \leq p - 1$). Набор колец $\{R_n\}$ задается всеми цифрами разрядов в p -ичной системе счисления.

Однокаскадный мультикольцо (ОМ) — это полное p -ичное мультикольцо с $p = \sqrt{N}$. Оно имеет $n = 2(p - 1)$

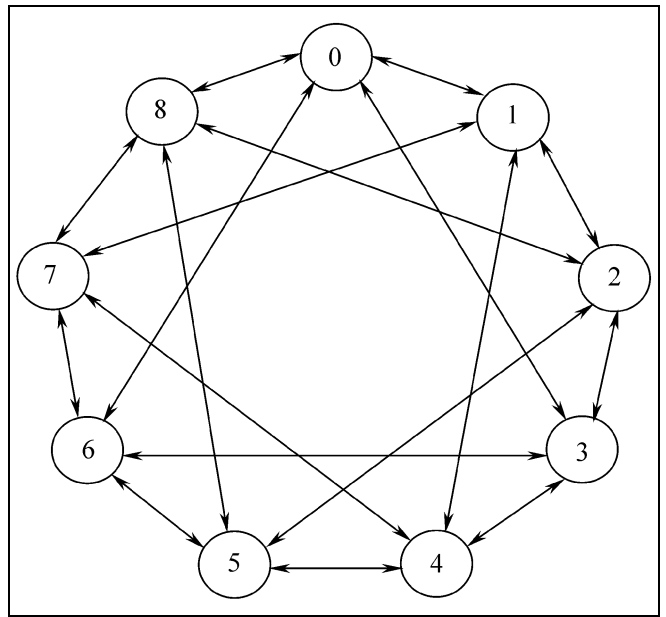


Рис. 1. Мультикольцо с $N = 9$ и $\{R_4\} = (1, 3, 6, 8) \equiv (1, 3, -3, -1) = (\pm 1, \pm 3)$

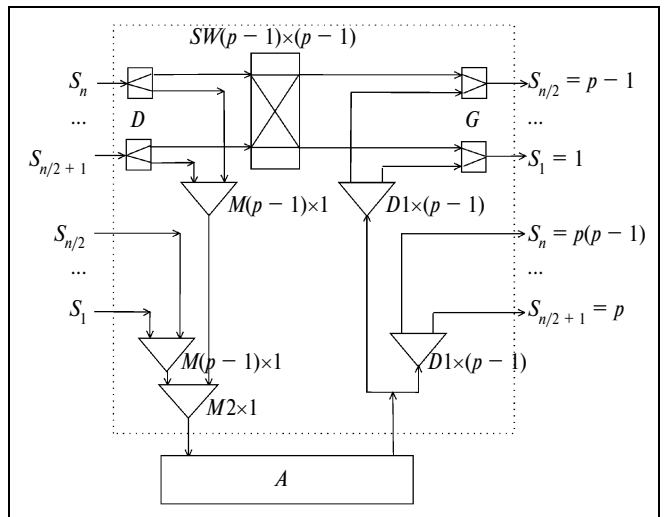


Рис. 2. Функциональная схема узла для канальной коммутации

колец с шагами $\{R_n\} = (1, 2, \dots, p - 1, p, 2p, \dots, (p - 1)p)$. В однокаскадном мультикольце путь между любыми двумя абонентами проходит не более чем через один промежуточный узел. С точки зрения теории коммутации ОМ является распределенным самомаршрутизируемым однокаскадным неблокируемым коммутатором и позволяет реализовать без конфликтов на дугах любую перестановку данных между абонентами.

Рассмотрим структуру узла ОМ. Она представлена на рис. 2. В ней SW означает однокаскадный коммутатор, M — входной мультиплексор, D — выходной демультиплексор и G — выходной клапан, который выполняет функцию разрешения конфликта по передаче между

коммутатором SW и абонентом A . В качестве абонента может выступать ПК, процессор или модуль памяти.

Схема на рис. 2 предназначена для работы в режиме коммутации каналов или по методу «червоточины», которые в данном случае совпадают [10]. Сначала выполняется канальное соединение абонентов отправления и назначения при передаче адресов последних. Адреса передаются в виде двух номеров выходных линий. При этом первыми передаются большие номера. В процессе соединения клапан G отдает приоритет соединению с коммутатором SW . В перестановочной модели передачи, когда каждый пакет адресуется только одному приемнику, конфликтов на клапанах G не возникает. В сетевой модели, когда имеет место произвольная адресация приемников, конфликты возможны, но они приводят к блокировкам только тех пакетов, который находятся в выходных буферах абонентов. Поэтому коммутаторы SW не имеют внутренних буферов.

Таким образом, ОМ в описанном виде представляет собой специализированную сеть, аналогичную сети Myrinet [8, 9], применяемой во многих многопроцессорных вычислительных системах. Обе эти сети имеют специализированную сетевую карту и специализированные коммутационные схемы (схемы узлов для ОМ). При этом ОМ является неблокируемой сетью, тогда как Myrinet — только перестраиваемой сетью, маршрутизируемую по методу «червоточины». Конструктивно Myrinet набирается из микросхем, представляющих собой однокаскадные коммутаторы 16×16 . Она представляет собой 3-х или 5-каскадную перестраиваемую сеть Клоза на 128 и 512 абонентов, соответственно, ОМ при его реализации на микросхемах 16×16 и 32×32 (по две на узел) объединяет 256 и 1024 абонентов со значительно меньшими задержками, чем в Myrinet.

Однотактное мультикольцо является распределенным однокаскадным коммутатором. Его можно использовать вместо сетевого коммутатора с большим числом портов при создании распределенных плоских сетей. Рассмотрим это на примере ОМ, объединяющего N ПК (пусть для определенности $N = 256$). Это означает, что каждый распределенный коммутатор имеет $K = 256$ портов. Пусть каждый ПК имеет m сетевых карт ($m = 5$). По одной карте ПК подключается к одному ОМ. Теперь создадим ППС λ -го ранга $\lambda = (K - 1)/m$ ($\lambda = 51$), используя $M = m(m - 1) + 1$ ОМ ($M = 21$). В результате такая плоская сеть соединит $\tilde{N} = M\lambda$ ПК ($\tilde{N} = 1071$). При $N = 1024$ получим уже $\lambda = 205$ и $\tilde{N} = 205 \cdot 21 - 5 = 4300$. Это в несколько раз больше, чем в сосредоточенных плоских сетях, построенных из обычных коммутаторов.

Таким образом, применение ОМ открывает возможность построения распределенных плоских сетей больших размеров, причем последние являются сетями канальной коммутации с очень малыми задержками.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Развитие микроэлектроники сделало возможной разработку однокаскадных коммутаторов на большое число

входов/выходов. В настоящее время развитие однокаскадных коммутаторов происходит, в частности, в виде плоских сетей пакетной коммутации, собираемых из стандартных сетевых коммутаторов FastEthernet. Эти сети позволяют объединить сотни персональных компьютеров. В настоящей работе развит регулярный метод построения больших плоских сетей из простейших плоских сетей. Последние сети оказались изоморфны уравновешенным симметричным блок-схемам, хорошо исследованным в комбинаторике. Рассмотрены также распределенные однокаскадные коммутаторы в форме однотактного мультикольца, позволяющего создавать плоские сети, которые объединяют несколько тысяч персональных компьютеров.

Применение коммутаторов FastEthernet является простейшим способом построения однокаскадных коммутаторов для сборки дешевых суперкомпьютеров из персональных компьютеров. При этом таблицы продвижения и фильтрации кадров в сетевых коммутаторах требуют специальной статической настройки [1, 2]. Это принципиально отличает режим использования плоских сетей FastEthernet от режима функционирования обычных древовидных сетей FastEthernet, в котором упомянутые таблицы строятся автоматически. Поэтому для больших плоских сетей желательно иметь процедуру автоматического или автоматизированного построения и занесения этих таблиц в сетевые коммутаторы.

ЛИТЕРАТУРА

1. Deitz H. G. and Mattox T. I. KLAT2's flat neighborhood network <<http://aggregate.org/FNN/>>.
2. <<http://aggregate.org/KASY0/>>.
3. Подлазов В. С. Регулярные плоские сети для суперкомпьютеров // Проблемы управления. — 2006. — № 1. — С. 26—31.
4. Finn A. M., Decker R. O. A network architecture for radar signal processing // AIAA/IEEE 8-th digital avionic systems conference. — San Jose, Calif., Oct. 1988. — P. 614—621.
5. Холл М. Комбинаторика. М.: — Мир, — 1970. Гл. 10.
6. Алленов А. В., Подлазов В. С. Пропускная способность набора кольцевых каналов II. Кольцевые коммутаторы // Автоматика и телемеханика. — 1996. — № 4. — С. 162—172.
7. Подлазов В. С. Распределенные коммутаторы со статическими расписаниями для многопроцессорных вычислительных систем: Дисс. ... д-ра техн. наук Институт проблем управления РАН. — 2004. — Гл. 3.1.
8. Guide to myrinet-2000 switches and switch networks. <<http://www.myti.com/myrinet/m3switch/guide/>>.
9. Корнеев В. В. Вычислительные системы. — М.: Гелиос АРВ, 2004. — 512 с.
10. Ni L. M., McKinley P. K. A survey of wormhole routing techniques in direct networks // IEEE Computers. — 1993. — Vol. 26. — N 2. — P. 62—73.

☎ (495) 334-78-31;

e-mail: podlazov@ipu.ru

