


УДК 004.724.2 + 004.272.43

 10.25209/2079-3316-2023-14-3-115-138


Разные неблокируемые самомаршрутизируемые системные сети с прямыми каналами

 Виктор Сергеевич **Подлазов** 

Институт проблем управления имени В. А. Трапезникова РАН, Москва, Россия

 podlazov@ipu.ru

Аннотация. Разработаны три новых варианта неблокируемой самомаршрутизируемой сети с прямыми каналами, в которой конфликты пакетов обнаруживаются и разрешаются на входе в сеть. Заблокированные в конфликтах пакеты повторно передаются источниками с минимальными задержками. В сеть добавлены сквозные цепи обратной связи для быстрого обнаружения конфликтов пакетов. Наличие цепей обратной связи позволяет осуществлять произвольный трафик без потери пакетов. Сети разработаны в 1-, 2-, 4-, и 8-каскадном вариантах с масштабированием числа каналов от нескольких сот до многих миллионов с оценкой достигаемого быстродействия сетей на перестановочном трафике. Практическая ориентация предложенных сетей – это системные сети с передачей маршрутной информации в заголовках пакетов с использованием в каждом каскаде управляющей маршрутной информации. Предложенные сети выполнены в расширенном схемном базисе, состоящем из коммутаторов, мультиплексоров и демультиплексоров. В работе представлены характеристики построенных сетей и дана их сравнительная оценка. Новизна разработанных сетей состоит как в самом факте их построения, так и в использованной структуре сетей и их характеристиках.

Ключевые слова и фразы: прямые каналы, дуальный коммутатор, пакетный коммутатор, мультиплексоры и демультиплексоры, многокаскадный коммутатор, бесконфликтная маршрутизация, неблокируемый коммутатор, статическая самомаршрутизация, квазиполный оргграф, сложность и быстродействие

Для цитирования: Подлазов В.С. *Разные неблокируемые самомаршрутизируемые системные сети с прямыми каналами* // Программные системы: теория и приложения. 2023. Т. 14. № 3(58). С. 115–138. https://psta.psisras.ru/read/psta2023_3_115-138.pdf

Введение

В статье продолжена работа [1, 2] по решению классической коммутационной задачи построения неблокируемого самомаршрутизируемого распределенного коммутатора с децентрализованным управлением и прямыми каналами. Он образует системную сеть пакетной коммутации с широкой масштабируемостью для многопроцессорных вычислительных систем, в первую очередь для фотонных компьютеров [3] и компьютеров spatial data flow [4]. Эта задача до сих пор не имеет полного решения оптимального по быстродействию и схемной сложности. В работе рассматриваются три новых решения этой задачи с разной оптимизацией по сложности и быстродействию.

Прямой канал между любым источником и любым приемником, содержит только комбинационные элементы и не содержит элементов памяти, используемых обычно для буферизации конфликтных пакетов, и поэтому обеспечивает меньшее время доставки пакетов по сети. Комбинационные элементы в канале образуют m -канальные коммутаторы $m \times m$, демультимплексоры $1 \times m$ и мультимплексоры $m \times 1$. Они осуществляют маршрутизацию пакетов на основе маршрутной информации, передаваемой в заголовке пакета вместе с данными, и делают это без тактовых задержек — на лету. Это всегда можно сделать в комбинационной схеме.

В рассматриваемых решениях используется статическая маршрутизация пакетов, при которой каждый источник порождает маршрутную информацию, задающую путь через сеть к приемнику независимо от других источников. Иначе говоря, под самомаршрутизацией понимается «маршрутизация от источника», при которой источник в заголовке пакета задает его путь через сеть, а не адрес получателя.

Термин неблокируемый коммутатор используется в литературе [5, 6] для перестановочного трафика, при котором каждый источник передает один пакет только одному приемнику. Неблокируемый коммутатор осуществляет параллельную передачу пакетов от всех источников ко всем приемникам без потери пакетов вследствие их конфликтов, и такая передача осуществляется для произвольной перестановки пакетов. В литературе используется также термин условно неблокируемый или перестраиваемый коммутатор, который осуществляет бесконфликтную передачу только при наличии заранее составленного расписания для каждой перестановки.

Возможность построения многокаскадного неблокируемого коммутатора доказана еще Клозом [6, 7]. Однако для такого коммутатора не имеется процедуры параллельной самомаршрутизации. Поэтому он

на практике не используется вследствие его бóльшей сложности, но которая может служить основой для оценки сложности других неблокируемых коммутаторов.

В перестраиваемых коммутаторах самомаршрутизация используется без составления бесконфликтных расписаний, что приводит к потере пакетов при возникновении их конфликтов на произвольных перестановках. Потерянные пакеты повторно передаются источниками со значительными задержками во времени, связанными с протокольными ожиданиями подтверждениями их доставки приемникам. При этом каждая повторная передача конфликтных пакетов сопровождается указанными задержками, что снижают быстродействие перестраиваемых коммутаторов на перестановочном трафике.

Поэтому правомочна постановка задачи о создании неблокируемого коммутатора с меньшими задержками разрешения конфликтов, чем у перестраиваемого коммутатора, и со сложностью не большей сложности неблокируемого коммутатора Клоза. Эта задача может решаться посредством более раннего обнаружения конфликтов пакетов, распараллеливания процедуры их обнаружения и уменьшения задержек повторных передач конфликтных пакетов посредством использования цепей обратной связи.

В работе вводится понятие широкой неблокируемости коммутаторов в смысле отсутствия потерь пакетов. На основе этого понятия оцениваются средние задержки передачи пакетов на перестановочном и его мажорирующем квазиперестановочном трафиках. В работе предлагаются три новых решения задачи построения неблокируемого коммутатора с разной оптимизацией по быстродействию и сложности. Первое решение обладает наибольшим быстродействием и наибольшей схемной сложностью. Второе решение построено посредством использования сетей с обменными связями, в которых номера блоков и каналов смежных каскадов обмениваются значениями. Во втором решении оцениваются средние задержки передачи конфликтных пакетов на перестановочном трафике. В третьем решении однократный прием из второго решения применяется каскадно, что приводит к уменьшению сложности коммутатора.

Предлагаемые решения основываются на использовании дуального пакетного коммутатора, дуальность которого состоит в сочетании шинного и мультиплексного способов разрешения конфликтов пакетов. При шинном способе конфликты разрешаются посредством раздвижения пакетов во времени, а при мультиплексном способе – посредством разведения их по различным каналам.

Решения I ($I = 1, 2, 3$) оцениваются по критерию $\aleph_I = S_I/T_I^*$ произведения сложности S_I на быстродействие для произвольных перестановок, задавая быстродействие как величину обратную среднему числу повторных передач T_I^* . Разные решения I и J сравниваются по отношениям $\rho_{I,J} = \aleph_I/\aleph_J$.

В первом разделе строится неблокируемый коммутатор на основе каскадирования коммутаторов с топологией квазиполных орграфов [8], неблокируемых на произвольных перестановках пакетов. Во втором разделе рассматриваются коммутаторы первого раздела с добавленными в него цепями обратной связи (каналами и схемами) и оцениваются их характеристики на квазиперестановочном трафике. В третьем разделе рассматривается коммутатор второго раздела в сочетании с сетями с обменными связями. Там же оцениваются его характеристики на перестановочном трафике и сравниваются с характеристиками коммутаторов второго раздела. В четвертом разделе рассматривается коммутатор с каскадным применением сетей с обменными связями, оцениваются его характеристики на квазиперестановочном трафике и сравниваются с характеристиками коммутаторов второго раздела. В заключении суммируются полученные решения.

1. Неблокируемые сети наибольшего быстродействия

В данном разделе строятся неблокируемые самомаршрутизируемые распределенные коммутаторы на базе коммутаторов с топологией квазиполных орграфов [8], не использующие повторных передач пакетов, т.е. обладающие наибольшим быстродействием. Для них возможна любая степень масштабирования числа каналов посредством вложенного каскадирования.

Начнем с 2-мерного гиперкуба, построенного из m -канальных коммутаторов $m \times m$. На рисунке 1 приводится пример двумерного гиперкуба как графа и орграфа.

В орграфе (рисунок 1б) каждый узел содержит m -портового абонента (круг) и m -канального коммутатора $m \times m$ (квадрат), которые связаны m входными и m выходными дугами. В таком представлении 2-мерный m -ичный гиперкуб может быть представлен как двудольный орграф с $N = m^2$ узлами в каждой доле (рисунок 2), который именуется квазиполным орграфом. Соединения в нем задаются разными таблицами инцидентности для дуг от абонентов и дуг к абонентам (таблицы 1 и 2).

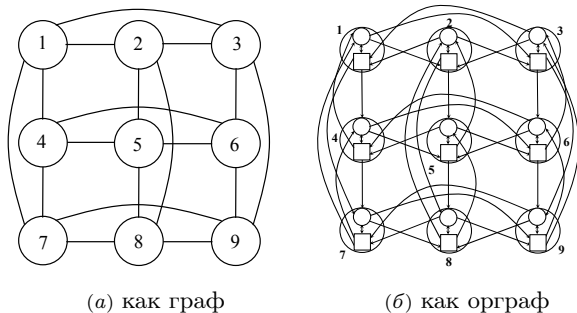


РИСУНОК 1. 2-мерный m -ичный гиперкуб при $m = 3$

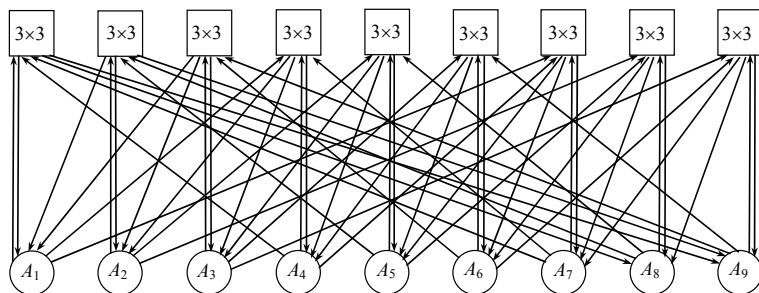


РИСУНОК 2. Квазиполный орграф при $m = 3$

ТАБЛИЦА 1. Таблица инцидентности для квазиполного орграфа при $m = 3$

Коммутаторы	Дуги от абонентов			Дуги к абонентам		
	1	2	3	1	4	7
1	1	2	3	2	5	8
2	1	2	3	3	6	9
3	4	5	6	1	4	7
4	4	5	6	2	5	8
5	4	5	6	3	6	9
6	7	8	9	1	4	7
7	7	8	9	2	5	8
8	7	8	9	3	6	9
9	7	8	9	3	6	9

Таблица 2. Таблица инцидентности для квазиполного орграфа при произвольном m

Коммутаторы	Дуги от абонентов				Дуги к абонентам			
	1	2	...	m	1	$1 + m$...	$1 + m(m - 1)$
1	1	2	...	m	1	$1 + m$...	$1 + m(m - 1)$
2	1	2	...	m	2	$2 + m$...	$2 + m(m - 1)$
...	1	2	...	m
m	1	2	...	m	m	$m + m$...	$m + m(m - 1)$
$m + 1$	$m + 1$	$m + 2$...	$m + m$	1	$1 + m$...	$1 + m(m - 1)$
$m + 2$	$m + 1$	$m + 2$...	$m + m$	2	$2 + m$...	$2 + m(m - 1)$
...	$m + 1$	$m + 2$...	$m + m$
$m + m$	$m + 1$	$m + 2$...	$m + m$	m	$m + m$...	$m + m(m - 1)$
...
$m^2 - m + 1$	$m^2 - m + 1$	$m^2 - m + 2$...	m^2	1	$1 + m$...	$1 + m(m - 1)$
...	$m^2 - m + 1$	$m^2 - m + 2$...	m^2	2	$2 + m$...	$2 + m(m - 1)$
$m^2 - 1$	$m^2 - m + 1$	$m^2 - m + 2$...	m^2
m^2	$m^2 - m + 1$	$m^2 - m + 2$...	m^2	m	$m + m$...	$m + m(m - 1)$

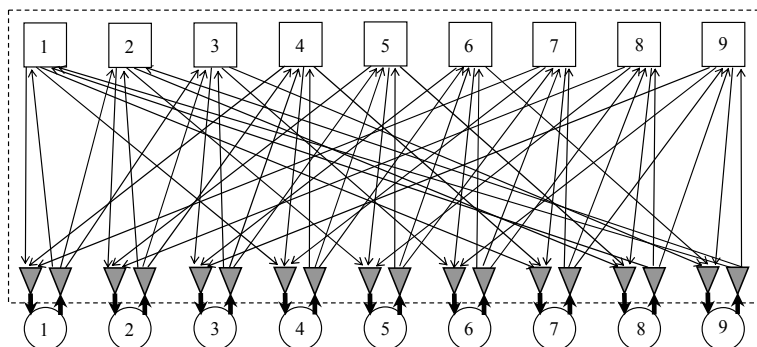


Рисунок 3. Коммутатор с топологией квазиполного орграфа при $m = 3$

Предполагается, что m входных и выходных портов каждого 1-портового абонента создается посредством их подсоединения через демультиплексоры $1 \times m$ и мультиплексоры $m \times 1$ соответственно (рисунок 3).

Сеть в виде квазиполного орграфа является неблокируемым самомаршрутизируемым распределенным коммутатором. В нем маршрутизации осуществляется от источника по адресам (номерам) выходных портов демультиплексоров и коммутаторов. Бесконфликтная передача пакетов на произвольной их перестановке осуществляется по прямым каналам за один скачок от источников к приемникам, т.е с максимальным быстродействием.

Обозначим $N_0 = m$ число каналов коммутатора $m \times m$ и оценим его сложность как $S_0 = 2m^2 * 2N_0^2$ точек коммутации¹. Тогда коммутатор K_1 с топологией квазиполного орграфа имеет $N_1 = N_0^2 = m^2$ каналов и очевидно его сложность задается формулой (1)

$$(1) \quad S_1 = N_1(S_0 + 2m) = 2(m^4 + m^3) = 2 \left(N_1^2 + N_1^{3/2} \right).$$

Можно построить коммутатор K_2 с топологией квазиполного орграфа на основе коммутатора K_1 и мультиплексоров $M_1 \times 1$ и демультиплексоров $1 \times M_1$ с $M_1 = N_1 = m^2$, которые имеют сложность $s_1 = M_1$ точек коммутации. Он имеет $N_2 = N_1^2 = m^4$ каналов, сложность $S_2 = N_2(S_1 + 2s_1)$ и по построению сохраняет неблокируемость и самомаршрутизируемость коммутатора K_1 .

Если демультиплексоры $1 \times M_1$ и мультиплексоры $M_1 \times 1$ строить как деревья из демультиплексоров $1 \times m$ и мультиплексоров $m \times 1$, то их

¹Забегая вперед, введен множитель 2 как фактор сбора коммутатора из двух каскадов демультиплексоров мультиплексоров (рисунок 4).

сложность составит $s_1 = m^2 + m$ точек коммутации, и поэтому сложность коммутатора K_2 задается формулой

$$(2) \quad S_2 = 2(m^8 + m^6 + m^6 + m^5) = 2 \left(N_2^2 + 2N_2^{3/2} + N_2^{5/8} \right).$$

Также, можно построить коммутатор K_4 с топологией квазиполного орграфа на основе коммутатора K_2 и мультиплекторов $M_2 \times 1$ и демультиплекторов $1 \times M_2$ с $M_2 = N_2 = m^4$ со сложностью $s_2 = M_2$ точек коммутации. Он имеет $N_4 = N_2^2 = m^8$ каналов, сложность $S_4 = N_4(S_2 + 2s_2)$ и сохраняет неблокируемость и самомаршрутизируемость коммутатора K_2 .

Если демультиплекторы $1 \times M_2$ и мультиплекторы $M_2 \times 1$ строить в виде деревьев из демультиплекторов $1 \times m$ и мультиплекторов $m \times 1$, то их сложность составит $s_2 = m^2 s_1 + s_1 = m^4 + m^3 + m^2 + m$ точек коммутации, и по построению сложность коммутатора K_4 задается формулой

$$(3) \quad \begin{aligned} S_4 &= N_4(S_2 + 2s_2) = 2(m^{16} + 2m^{12} + m^{12} + m^{11} + m^{10} + m^9) = \\ &= 2 \left(N_4^2 + 3N_4^{3/2} + N_4^{1/18} + N_4^{5/4} + N_4^{9/8} \right). \end{aligned}$$

Наконец, можно построить коммутатор K_8 с топологией квазиполного графа на основе коммутатора K_4 и мультиплекторов $M_4 \times 1$ и демультиплекторов $1 \times M_4$ с $M_4 = N_8 = m^8$ со сложностью $s_2 = M_2$ Он имеет $N_8 = N_4^2 = m^{16}$ каналов, сложность $S_8 = N_8(S_4 + 2s_4)$ точек коммутации и сохраняет неблокируемость и самомаршрутизируемость коммутатора K_4 .

Если демультиплекторы $1 \times M_4$ и мультиплекторы $M_4 \times 1$ строить в виде деревьев из демультиплекторов $1 \times m$ и мультиплекторов $m \times 1$, то их сложность составит $s_4 = m^4 s_2 + s_2 = m^8 + m^7 + m^6 + m^5 + m^4 + m^3 + m^2 + m$ точек коммутации. Тогда сложность коммутатора K_8 по построению задается формулой

$$(4) \quad \begin{aligned} S_8 &= N_8(S_4 + 2s_4) = \\ &= 2m^{16}(m^{16} + 3m^{12} + m^{11} + m^{10} + m^9 + m^8 + m^7 + m^6 + m^5 \\ &\quad + m^4 + m^3 + m^2 + m) = \\ &= 2 \left(N_8^2 + 3N_8^{7/4} + N_8^{27/16} + N_8^{26/16} + N_8^{25/16} + N_8^{3/2} + N_8^{23/16} + N_8^{11/8} + N_8^{21/16} + \right. \\ &\quad \left. + N_8^{5/14} + N_8^{19/16} + N_8^{9/8} + N_8^{17/16} \right) = \\ &= 2 \left(N_8^2 + 3N_4^{7/4} + \frac{N_8^{7/4} - N_8^{17/16}}{m - 1} \right). \end{aligned}$$

В таблице 3 представлены числа каналов и коммутационные сложности неблокируемых самомаршрутизируемых коммутаторов K_0 – K_8 .

Таблица 3. Параметры наиболее быстрых неблокируемых самомаршрутизируемых коммутаторов

m	N_0	S_0	N_1	S_1	N_2	S_2	N_4	S_4	N_8	S_8
2	2	$N_0^{3,00}$	4	$N_1^{2,79}$	16	$N_2^{2,48}$	256	$N_4^{2,25}$	65 536	$N_8^{2,12}$
3	3	$N_0^{2,63}$	9	$N_1^{2,45}$	81	$N_2^{2,25}$	6 561	$N_4^{2,12}$	43 046 721	$N_8^{2,06}$
4	4	$N_0^{2,50}$	16	$N_1^{2,33}$	256	$N_2^{2,18}$	65 536	$N_4^{2,09}$	$4,29E + 09$	$N_8^{2,04}$
5	5	$N_0^{2,43}$	25	$N_1^{2,27}$	625	$N_2^{2,14}$	390 625	$N_4^{2,07}$	$1,53E + 11$	$N_8^{2,04}$
6	6	$N_0^{2,39}$	36	$N_1^{2,24}$	1 296	$N_2^{2,12}$	1 679 616	$N_4^{2,06}$	$2,82E + 12$	$N_8^{2,03}$
7	7	$N_0^{2,36}$	49	$N_1^{2,21}$	2 401	$N_2^{2,11}$	5 764 801	$N_4^{2,05}$	$3,32E + 13$	$N_8^{2,03}$
8	8	$N_0^{2,33}$	64	$N_1^{2,19}$	4 096	$N_2^{2,10}$	16 777 216	$N_4^{2,05}$	$2,81E + 14$	$N_8^{2,02}$
9	9	$N_0^{2,32}$	81	$N_1^{2,18}$	6 561	$N_2^{2,09}$	43 046 721	$N_4^{2,05}$	$1,85E + 15$	$N_8^{2,02}$
10	10	$N_0^{2,30}$	100	$N_1^{2,17}$	10 000	$N_2^{2,09}$	$1E + 08$	$N_4^{2,04}$	$1E + 16$	$N_8^{2,02}$
11	11	$N_0^{2,29}$	121	$N_1^{2,16}$	14 641	$N_2^{2,08}$	$2,14E + 08$	$N_4^{2,04}$	$4,59E + 16$	$N_8^{2,02}$
12	12	$N_0^{2,28}$	144	$N_1^{2,16}$	20 736	$N_2^{2,08}$	$4,3E + 08$	$N_4^{2,04}$	$1,85E + 17$	$N_8^{2,02}$
13	13	$N_0^{2,27}$	169	$N_1^{2,15}$	28 561	$N_2^{2,08}$	$8,16E + 08$	$N_4^{2,04}$	$6,65E + 17$	$N_8^{2,02}$
14	14	$N_0^{2,26}$	196	$N_1^{2,14}$	38 416	$N_2^{2,07}$	$1,48E + 09$	$N_4^{2,04}$	$2,18E + 18$	$N_8^{2,02}$
15	15	$N_0^{2,26}$	225	$N_1^{2,14}$	50 625	$N_2^{2,07}$	$2,56E + 09$	$N_4^{2,04}$	$6,57E + 18$	$N_8^{2,02}$
16	16	$N_0^{2,25}$	256	$N_1^{2,14}$	65 536	$N_2^{2,07}$	$4,29E + 09$	$N_4^{2,03}$	$1,84E + 19$	$N_8^{2,02}$

Видно, что сложность быстрых коммутаторов оказывается больше квадратичной, что делает их мало приемлемым для практических применений, кроме как для внутрикристалльных реализаций, например, как в коммутаторе YARK [9], имеющего структуру коммутатора K_1 при $m = 8$.

2. Неблокируемые сети на квазиперестановочном графике

В данном разделе в коммутаторы вводятся цепи обратной связи (каналы и схемы), чтобы сделать их неблокируемыми в широком смысле (без потерь пакетов в результате конфликтов). Раздел строится на основе m -канального дуального пакетного коммутатора с цепями обратной связи. Впервые он был использован в работе [1] для понижения сложности неблокируемого коммутатора посредством понижения его быстродействия (увеличения задержек из-за повторных передач конфликтных пакетов). Общий вид такого коммутатора представлен рисунок 4 для $m = 4$ в двух вариантах – в исходном и общем видах. Исходный вариант – это дуальный пакетный коммутатор (ДПК m) $m \times m$, составленный из каскадов по t входных демультиплекторов $1 \times t$ (Д t) и мультиплекторов $t \times 1$ (М t), соединенных обменными связями. В общем варианте (ОПК m) к ДПК m добавлены цепи (каналы и схемы) обратной связи (ОС), обозначенные пунктиром. В ОПК m демультиплекторы Д t из ДПК m заменяются на пары Д t и М t ОС, обозначенные как ДМ t . Аналогично, мультиплекторы М t из ДПК m заменяются на пары М t и Д t ОС, обозначенные как МД t .

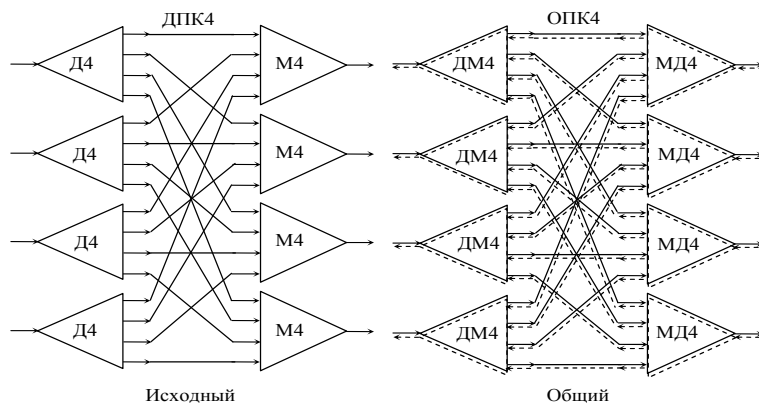


РИСУНОК 4. Дуальные пакетные коммутаторы при $m = 4$

По линиям и схемам ОС в ОПК m передаются сигналы «свободно» или «занято». В ОПК m параллельно каждому выходному М t включается входной Д t ОС, и они образуют пару МД t . В этой паре

демультиплексор $DmOS$ первоначально передает сигнал «свободно». Аналогично, параллельно входному Dm включается выходной $MmOS$, и они образуют пару DMm . В этой паре мультиплексор $MmOS$ передает сигнал «свободно» в том и только в том случае, если он имеется на всех его входах. В противном случае он распространяет сигнал «занято» с любого входа на свой выход.

Каждый источник при наличии сигнала «свободно» от своей пары DMm может вести передачу пакета данных.

При возникновении конфликта в выходном Mm один пакет пропускается на выход, а остальные каналы отключаются от выхода. Одновременно этот Mm порождает передачу сигнала «занято» в $DmOS$ своей пары MDm по каналам ОС, одноименных конфликтным каналам. При этом сигнал «занято», который поступает на вход входного $DmOS$ извне, распространяется на все его выходы. Каждый получивший сигнал «занято» источник прекращает передачу пакета. Каждый выходной Mm порождает передачу сигнала «свободно» по всем каналам входного $DmOS$ сразу после того, как передаваемый пакет полностью пройдет на выход Mm . По сигналу «свободно» каждый источник сразу повторно начинают передачу конфликтных пакетов с минимальными задержками. В результате любой конфликт разрешается максимум за время T_0 последовательной передачи m пакетов, т.е. при $T_0 \leq m$.

По построению схемная сложность ОПК m оценивается как $S_0 = 4m^2 = 4N_0^2$ точек коммутации, и он является неблокируемым коммутатором на перестановочном трафике, в котором цепи ОС не используются, т.е. $T_0 = 1$.

Будем называть перестановочный трафик квазиперестановочным, если его образуют пакеты перестановки, но адресованные с равной вероятностью на любой адрес. В этом трафике конфликтные пакеты, адресованные разным приемникам, между собой не конфликтуют. Конфликты таких пакетов разрешаются посредством их повторных передач, осуществляемых параллельно. В результате все конфликты разрешаются за время разрешения конфликта наибольшей кратности.

Для квазиперестановочного трафика можно оценить среднее значение T_0 , т.е. значение T_0^* на множестве произвольных квазиперестановок. Делается это следующим образом. Порождается случайная квазиперестановка между входами и выходами СПК $_1M_1$. В ней определяется распределение конфликтов по выходам и среди них выделяется конфликт наибольшей кратности \mathfrak{Z} , который разрешается за время последовательной передачи \mathfrak{Z} пакетов. Это время и задает случайную задержку передачи пакетов в данной квазиперестановке. Затем осуществляется усреднение этой величины на множестве произвольных квазиперестановок. Полученное среднее значение и задает задержку T_0^* (таблица 4). Это было сделано посредством численного моделирования для малых $N_0 = m$.

На основе ОПК m можно построить однокаскадный общий коммутатор с топологией квазиполного орграфа – ОПК $_1N_1$ (рисунок 5 при $m = 2$ и $N_1 = 4$).

ОПК $_1N_1$ имеет $N_1 = N_0^2$ каналов, состоит из N_1 ОПК m и N_1 внешних пар ДМ m и МД m и является неблокируемым самомаршрутизируемым коммутатором на произвольной перестановке пакетов. В него добавлены линии и выходные МД ОС от входов ОПК m до входов ОПК $_1N_1$ и входные ДМ от выходов ОПК m до выходов ОПК $_1N_1$ ОС (пунктир на рисунке 4). Сигнал «занято», который поступают на вход Д $_m$ ОС извне, распространяется на все его выходы. Схемная сложность ОПК $_1N_1$ оценивается как $S_1 = N_1(S_0 + 4m) = 4N_1^2 + 4N_1^{3/2}$ точек коммутации, и, как показано в разделе 1, он является неблокируемым коммутатором на перестановочном трафике, т.е. $T_1 = 1$.

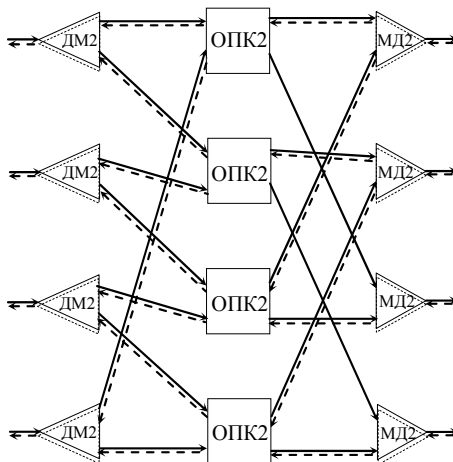


Рисунок 5. Однокаскадный 4-канальный общий пакетный коммутатор (ОПК $_{14}$)

Для квазиперестановочного трафика было оценено среднее значение T_1 , т.е. значение T_1^* в предположении равной вероятности любых маршрутов. Это было сделано опять же посредством численного моделирования для малых m и $N_1 = m^2$. Полученные значения T_1^* представлены в таблице 5.

Аналогичные оценки были сделаны для ОПК $_2N_2$ и ОПК $_4N_4$ с числом каналов $N_2 = m^4$ и $N_4 = m^8$. Значения средних задержек T_2^* и T_4^* для них представлены в таблице 6. Схемные сложности ОПК $_2N_2$ и ОПК $_4N_4$ оцениваются по формулам (2) и (3) для S_2 и S_4 из раздела 1 с удвоенными коэффициентами. Коммутаторы ОПК $_2N_2$ и ОПК $_4N_4$ являются неблокируемыми коммутаторами на перестановочном трафике, т.е. $T_2 = T_4 = 1$.

Таблица 4. Средние задержки (в пакетах) разрешения конфликтов для ОПК m на квазиперестановочном трафике

N_0	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
T_0^*	1,49	1,89	2,13	2,29	2,41	2,51	2,60	2,72	2,75	2,82	2,88	2,93	2,99	3,03	3,08

Таблица 5. Средние задержки (в пакетах) разрешения конфликтов для ОПК $_1N_1$ на квазиперестановочном трафике

m	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
N_1	4	9	16	25	36	49	64	81	100	121	144	169	196	225	256
T_1^*	2,12	2,68	3,08	3,38	3,61	3,79	3,96	4,10	4,23	4,34	4,45	4,54	4,62	4,70	4,77

Таблица 6. Средние задержки (в пакетах) разрешения конфликтов для ОПК $_2N_2$ и ОПК $_4N_4$ на квазиперестановочном трафике

m	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
N_2	2 ⁴	3 ⁴	4 ⁴	5 ⁴	6 ⁴	7 ⁴	8 ⁴	9 ⁴	10 ⁴	11 ⁴	12 ⁴	13 ⁴	14 ⁴	15 ⁴	16 ⁴
T_2^*	3,08	4,11	4,77	5,27	5,65	5,98	6,26	6,47	6,67	6,87	7,04	7,21	7,32	7,44	7,56
N_4	2 ⁸	3 ⁸	4 ⁸	5 ⁸	6 ⁸	7 ⁸	8 ⁸								
T_4^*	4,77	6,64	7,55	8,37	9,01	9,65	10,10								

Метод получения значений T_i^* ($i = 1, 2, 4$) аналогичен методу получения значений T_0^* . Он основывается на том, что конфликтные пакеты, адресованные разным приемникам, между собой не конфликтуют. Это свойство является следствием того факта, что рассматриваемые неблокируемые коммутаторы имеют структуру встречных деревьев демультимплексоров $1 \times m$ и мультимплексоров $m \times 1$, соединенных через слой коммутаторов $m \times m$. Поэтому конфликтные пакеты не могут иметь разные адреса. В результате все конфликты на любой квазиперестановке разрешаются за время разрешения конфликта наибольшей кратности.

В данном разделе рассмотрены неблокируемые в широком смысле многокаскадные коммутаторы со сквозными цепями обратной связи, для которых оценены их схемные сложности и средние задержки передачи пакетов на квазиперестановочном трафике.

3. Непрокируемые сети промежуточной сложности

В основе этого раздела лежат неблокируемые на произвольном трафике пакетные коммутаторы $ОПК_m$ и многокаскадные коммутаторы $ОПК_r N_r$, ($r = 1, 24, 8$) из предыдущего раздела.

На основе $ОПК_m$, имеющих $N_0 = m$ каналов и сложность $S_0 = 4m^2 = 4N_0^2$, можно построить новый 2-каскадный составной коммутатор $СПК_1 M_1$ в виде сети с обменными связями и с M_1 каналами, представленной на рисунке 6 для $m = 2$ и $N_0 = 2$. Он состоит из N_0 $ОПК_m$ в каждом

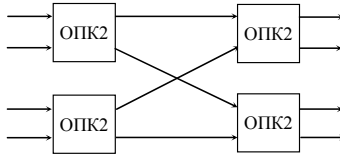


Рисунок 6. Двухкаскадный составной 4-канальный пакетный коммутатор $СПК_{14}$

каскаде и имеет $M_1 = N_0^2 = 2m^2$ каналов. Коммутатор $СПК_1 M_1$ является самомаршрутизируемым коммутатором на любом трафике. По построению схемная сложность $СПК_1 M_1$ задается формулой

$$(5) \quad \Sigma_1 = 2N_0 S_0 = 8N_0^3 = 8M_1^{3/2}.$$

Задержки перестановочного трафика оцениваются следующим образом. Порождается множество случайных перестановок между входами и выходами $СПК_1 M_1$. По каждой случайной перестановке определяется распределение маршрутов на выходах 1-го каскада и среди них выделяется значение наибольшей кратности, порождающей наибольшую задержку. Затем осуществляется усреднение этих значений по множеству произвольных перестановок.

Главной особенностью коммутатора $СПК_1M_1$ является то, что распределения маршрутов на выходах 1-го каскада образуют последовательный набор разреженных перестановок. Эти перестановки передаются через 2-й каскад без дополнительных задержек, т.к. по построению он состоит из неблокируемых коммутаторов $ОПК_m$.

Задержки разрешения конфликтов для перестановочного трафика на $ОПК_1M_1$ представлены в таблице 7, а для квазиперестановочного трафика – в таблице 5, считая $M_1 = N_1$.

Аналогично на основе $ОПК_1N_1$ можно построить новый 2-каскадный составной коммутатор $СПК_2M_2$ в виде сети с обменными связями и с M_2 каналами, представленной на рисунке 7 для $m=2$ и $N_1 = 4$. Он имеет $M_2 = M_1^2 = 2(m^4)$ каналов, состоит из M_1 $ОПК_1M_1$ в первом каскаде и из M_1 блоков коммутаторов $ОПК_m$, каждый из которых состоит из N_0 коммутаторов $ОПК_m$, во втором каскаде. Коммутаторы $ОПК_1N_1$ и блоки коммутаторов $ОПК_m$ имеют равное количество выходов и входов, по которым и осуществляются обменные связи.

Коммутатор $СПК_2M_2$ является самомаршрутизируемым коммутатором на любом трафике. По построению схемная сложность $СПК_2M_2$ задается формулой

$$(6) \quad \Sigma_2 = M_1(\Sigma_1 + N_0S_0) = m^2(4(m^4 + m^3) + 4m^3) = 4M_2^{6/4} + 8M_2^{5/4}.$$

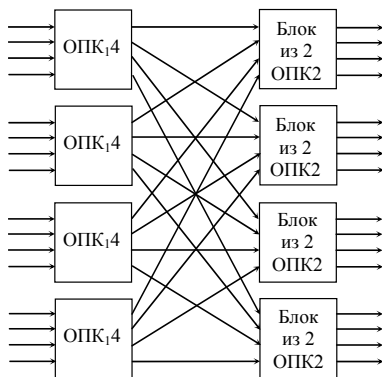


Рисунок 7. Двухкаскадный составной 16-канальный пакетный коммутатор $СПК_216$

Задержки перестановочного трафика для $СПК_2M_2$ оцениваются также как и для $СПК_1M_1$, а их значения представлены в таблице 8. При этом значения задержек для квазиперестановочного трафика на $СПК_2M_2$ представлены в таблице 6, считая $M_2 = N_2$.

Таблица 7. Средние задержки (в пакетах) разрешения конфликтов для СПК₂M₂ на перестановочном трафике

m	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
M_1	2 ²	3 ²	4 ²	5 ²	6 ²	7 ²	8 ²	9 ²	10 ²	11 ²	12 ²	13 ²	14 ²	15 ²	16 ²
T_1^*	1,30	1,97	2,35	2,67	2,94	3,16	3,33	3,49	3,64	3,77	3,91	4,02	4,12	4,22	4,30

Таблица 8. Средние задержки (в пакетах) разрешения конфликтов для СПК₂M₂ на перестановочном трафике

m	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
M_2	2 ⁴	3 ⁴	4 ⁴	5 ⁴	6 ⁴	7 ⁴	8 ⁴	9 ⁴	10 ⁴	11 ⁴	12 ⁴	13 ⁴	14 ⁴	15 ⁴	16 ⁴
T_2^*	2,34	3,48	4,30	4,87	5,35	5,71	6,04	6,31	6,51	6,72	6,91	7,09	7,24	7,36	7,50

Теперь на основе $ОПК_2N_2$ можно построить новый 2-каскадный составной коммутатор $СПК_4M_4$ в виде сети с обменными связями и с M_4 каналами. Он имеет $M_4 = M_2^2 = m^8$ каналов и состоит из M_2 коммутаторов $ОПК_2N_2$ в первом каскаде и M_2 блоков коммутаторов $ОПКm$ во втором каскаде. При этом каждый блок состоит из M_1/N_0 коммутаторов $ОПКm$. Коммутаторы $ОПК_2N_2$ и блоки коммутаторов $ОПКm$ имеют равное количество выходов и входов, по которым и осуществляются обменные связи.

Коммутатор $СПК_4M_4$ является самомаршрутизируемым коммутатором на любом трафике. Схемная сложность $СПК_4M_4$ оценивается как величина $\Sigma_4 = M_2(2S_2 + M_1S_0)$ точек коммутации, где значение S_2 берется из формулы (2) раздела ??.

Задержки перестановочного трафика для $СПК_4M_4$ оцениваются также как и для $СПК_2M_2$, а их значения представлены в таблице 9. При этом

Таблица 9. Средние задержки (в пакетах) разрешения конфликтов для $СПК_4M_4$ на перестановочном трафике

m	2	3	4	5	6	7	8
M_4	256	6 561	65 536	390 625	1 679 616	5 764 801	16 777 216
T_4^*	4,30	6,30	7,49	8,35	8,99	9,53	10,14

значения задержек для квазиперестановочного трафика представлены в таблице 6, считая $M_4 = N_4$.

Наконец, на основе $ОПК_4N_4$ можно построить новый 2-каскадный составной коммутатор $СПК_8M_8$ в виде сети с обменными связями и с M_8 каналами. Он имеет $M_8 = M_4^2 = m^{16}$ каналов, состоит из M_4 $ОПК_4N_4$ в первом каскаде и из M_4 блоков коммутаторов $ОПКm$ во втором каскаде. При этом каждый блок состоит из M_2/N_0 коммутаторов $ОПКm$. Коммутаторы $ОПК_4N_4$ и блоки коммутаторов $ОПКm$ имеют равное количество выходов и входов, по которым и осуществляются обменные связи.

Коммутатор $СПК_8M_8$ является самомаршрутизируемым коммутатором на любом трафике. Схемная сложность $СПК_8M_8$ оценивается как величина $\Sigma_8 = M_4(2S_4 + M_2S_0)$ точек коммутации, где значение S_4 берется из формулы (3) раздела 1.

Задержки перестановочного трафика для $СПК_8M_8$ оцениваются также как и для $СПК_2M_2$, а их значения представлены в таблице 10.

Таблица 10. Средние задержки(в пакетах) разрешения конфликтов для СПК₈M₈ на перестановочном трафике

m	2	3
M ₈	65 536	43 046 721
T ₈ *	7,48	10,35

Сравнение задержек на перестановочном (таблицы 7– 9) и квази-перестановочном (таблицы 5– 6) трафиках показывает, что последний мажорирует сверху первый. Единственное нарушение для $N_4 = 8^8$ укладывается в среднеквадратичное отклонение. Этот факт используется в следующем разделе.

В таблице 11 для произвольных перестановок приводятся результаты сравнения быстрого и промежуточного коммутаторов по критерию отношения сложности к средним задержкам. Сложности быстрых коммутаторов берутся как S_i из таблицы 3, а критерии как $\aleph_i = \Sigma_i/T_i$ с $T_i = 1$. Сложности промежуточных коммутаторов – это рассмотренные выше Σ_i , которые приведены в таблице 11 в показательном виде, а критерии – это $\aleph_i = \Sigma_i/T_i^*$ с T_i^* из таблиц 7– 10. Сравнение проводится по отношениям критериев, т.е. по значениям $\mathfrak{p}_i = \Sigma_i/(T_i^* S_i)$, большее значение которых задает превосходство по критерию. По таблице 11 видно, что промежуточные коммутаторы имеют преимущество только при большом числе каналов и тем большее, чем больше число каналов.

Таблица 11. Сравнение быстрого и промежуточного коммутаторов по критерию \aleph_i

m	Σ_1	Σ_2	Σ_4	Σ_8	\mathfrak{p}_1	\mathfrak{p}_2	\mathfrak{p}_4	\mathfrak{p}_8
2	$M_1^{3,0}$	$M_2^{2,25}$	$M_4^{1,87}$	$M_8^{1,69}$	0,58	0,80	1,9	17,2
3	$M_1^{2,45}$	$M_2^{1,93}$	$M_4^{1,70}$	$M_8^{1,60}$	0,51	1,15	6,5	317
4	$M_1^{2,25}$	$M_2^{1,82}$	$M_4^{1,65}$	$M_8^{1,58}$	0,53	1,65	17,1	
5	$M_1^{2,15}$	$M_2^{1,77}$	$M_4^{1,62}$	$M_8^{1,56}$	0,56	2,29	37,4	
6	$M_1^{2,08}$	$M_2^{1,73}$	$M_4^{1,61}$	$M_8^{1,55}$	0,60	3,03	72,1	
7	$M_1^{2,03}$	$M_2^{1,71}$	$M_4^{1,60}$	$M_8^{1,55}$	0,63	3,89	126	
8	$M_1^{2,0}$	$M_2^{1,69}$	$M_4^{1,59}$	$M_8^{1,55}$	0,68	4,84	202	

В некотором смысле промежуточными свойствами обладают и неблокируемые сети Клоза [4, 5] – доказано их существование и известен способ построения, но нет никакой процедуры параллельной самомаршрутизации. Эти сети имеют элементную базу из квадратных коммутаторов $N \times N$ и трапециевидных коммутаторов $N \times 2N$ и $2N \times N$.

Для последующих сравнений оценим сложность 5-каскадного коммутатора Клоза, построенного на базе коммутатора YARK [9] с $N_0 = 64$ каналами и коммутационной сложностью $S_0 = 64^2$. Для реализации трапецевидного коммутатора 32×64 используется один коммутатор YARK, и он же используется для реализации 2-х квадратных коммутаторов 32×32 .

В 3-каскадном варианте неблокируемого коммутатора входной и выходной каскады содержат $N_1 = 32$ трапецевидных коммутаторов, хребет содержит $2N_1$ квадратных коммутаторов, все они содержат по 32 коммутатора YARK. 3-каскадный вариант имеет $N_3 = 1024$ каналов и коммутационную сложность $S_3 = N_3^{1,86}$.

В 5-каскадном варианте входной и выходной каскады содержит N_3 трапецевидных коммутаторов, а хребет содержит $2N_1$ 3-каскадных коммутаторов Клоза. 5-каскадный вариант имеет $N_5 = 32 \cdot 678$ каналов и коммутационную сложность $S_5 = 2N_3S_0 + 2N_1S_3 = N_5^{1,67}$.

Таким образом, теоретический неблокируемый коммутатор Клоза при сравнимом числе каналов (см. таблицу 11) имеет сопоставимую или большую сложность по сравнению с неблокируемыми коммутаторами СПК₄N₄ и СПК₈N₈ только при $m \leq 3$ и $m = 1$ соответственно. При этом он имеет большее быстродействие, но практически не реализуем из-за отсутствия процедуры параллельной самомаршрутизации.

В данном разделе рассмотрены промежуточные коммутаторы, полученные посредством расширения быстрых коммутаторов второго раздела расширенные сетями с обменными связями. Оценены схемные сложности и средние задержки передачи пакетов в таких коммутаторах на перестановочном трафике. Показано, что по сложности они сопоставимы с неблокируемыми коммутаторами Клоза, а по критерию сложность/задержка в несколько раз превосходят быстрые коммутаторы при большом числе каналов.

4. Неблокируемые сети малой сложности

Коммутаторы этого раздела строятся на основе m -канального составного коммутатора СПК₁M₁ (рисунок 3), рассмотренного в предыдущем разделе. Из него строится 2-каскадный коммутатор с обменными связями ОСПК₂Λ₂ с $\Lambda_2 = M_1^2 = m^4$ каналами. Каждый каскад состоит из M_1 коммутаторов СПК₁M₁, связанных обменными связями. Сложность ОСПК₂N₂ составляет величину $Z_2 = 2M_1\Sigma_1 = 16M_1^{5/2} = 16\Lambda_2^{5/4}$ точек коммутации. Значения средних задержек T_2^* могут быть оценены только для квазиперестановочного трафика, поскольку СПК₁M₁ во втором

каскаде имеет $T_1^* > 1$, что затрудняет оценку для перестановочного графика. Проведенные задержки представлены в таблице 6.

Из коммутатора ОСПК₂Λ₂ строится 2-каскадный коммутатор с обменными связями ОСПК₄Λ₄ с $\Lambda_4 = \Lambda_2^2$ каналами. Каждый каскад состоит из Λ₂ коммутаторов ОСПК₂Λ₂, связанных обменными связями. Сложность ОСПК₄Λ₄ составляет величину $Z_4 = 2\Lambda_2 Z_2 = 1\ 32N_2^{9/4} = 1\ 32N_4^{9/8}$ точек коммутации. При этом значения средних задержек T_4^* для квазиперестановочного графика представлены также в таблице 6.

Аналогично из коммутатора ОСПК₄Λ₄ строится 2-каскадная сеть с обменными связями ОСПК₈Λ₈ с $\Lambda_8 = \Lambda_4^2 = m^{16}$ каналами. Каждый каскад состоит из Λ₄ коммутаторов ОСПК₄Λ₄, связанных обменными связями. Сложность ОСПК₈Λ₈ составляет величину $Z_8 = 2\Lambda_4 Z_4 = 1\ 64\Lambda_4^{17/8} = 1\ 64\Lambda_8^{17/16}$ точек коммутации. При этом значения средних задержек T_8^* для квазиперестановочного графика представлены в таблице 6.

Таблица 12. равнение быстрого и малого коммутаторов по критерию \aleph_i

m	Z_1	Z_2	Z_4	Z_8	\mathfrak{p}_1	\mathfrak{p}_2	\mathfrak{p}_4	\mathfrak{p}_8
2	$N_1^{3,0}$	$\Lambda_2^{2,25}$	$\Lambda_4^{1,75}$	$\Lambda_8^{1,44}$	0,58	0,61	3,3	274
3	$N_1^{2,45}$	$\Lambda_2^{1,88}$	$\Lambda_4^{1,52}$	$\Lambda_8^{1,30}$	0,51	1,2	30,9	64 986
4	$N_1^{2,25}$	$\Lambda_2^{1,75}$	$\Lambda_4^{1,44}$	$\Lambda_8^{1,25}$	0,53	2,2	181	
5	$N_1^{2,15}$	$\Lambda_2^{1,68}$	$\Lambda_4^{1,39}$	$\Lambda_8^{1,22}$	0,56	3,7	712	
6	$N_1^{2,08}$	$\Lambda_2^{1,64}$	$\Lambda_4^{1,37}$	$\Lambda_8^{1,21}$	0,60	5,7	2330	
7	$N_1^{2,03}$	$\Lambda_2^{1,61}$	$\Lambda_4^{1,35}$	$\Lambda_8^{1,20}$	0,63	8,4	6223	
8	$N_1^{2,0}$	$\Lambda_2^{1,58}$	$\Lambda_4^{1,33}$	$\Lambda_8^{1,19}$	0,68	11,7	14773	

Необходимо отметить, что сложности коммутаторов ОСПК₄Λ₄ и ОСПК₈Λ₈ приближаются к сложностям многокаскадных перестраиваемых сетей [5] с сопоставимым числом каналов и при вдвое меньшем числе каскадов.

Коммутаторы ОСПК₄Λ₄ и ОСПК₈Λ₈ демонстрируют преимущество по отношениям \mathfrak{p}_4 и \mathfrak{p}_8 в сравнении с быстрыми коммутаторами в вариантах с большим числом каналов. При этом их преимущество оказывается значительно больше, чем у промежуточных коммутаторов предыдущего раздела. Для перестановочного графика отмеченное преимущество не уменьшится.

Заключение

В работе предложено коммутаторы с прямыми каналами снабжать сквозными цепями обратной связи. Последние позволяют обнаруживать любые конфликты пакетов и делать это в стартстопном режиме для пакетов с одинаковой адресацией и в параллельном режиме для пакетов с разной адресацией. Это позволяет разрешать конфликты пакетов посредством их повторной передачи с минимальными задержками в тех же режимах.

Для коммутаторов с прямыми каналами предложено расширить понятие неблокируемости до возможности передачи пакетов без потерь на канальном уровне. При таком расширении коммутаторы с прямыми каналами и с цепями обратной связи становятся неблокируемыми на любом трафике, но с разными задержками передачи исходного набора пакетов.

Были построены коммутаторы с прямыми каналами разной сложности и с разными задержками реализации произвольных перестановок. Коммутаторы промежуточной сложности при большом числе каналов сопоставимы по сложности с неблокируемым коммутатором Клоза, но имеют большие задержки. При этом они, в отличие от коммутатора Клоза, реализуемы не только теоретически, но и практически.








Построенные коммутаторы малой сложности сопоставимы по сложности с перестраиваемыми сетями с одинаковой элементной базой. При этом они имеют меньшие задержки вследствие используемых режимов обнаружения и разрешения конфликтов только на канальном уровне по сравнению с большими протокольными задержками обнаружения конфликтов в перестраиваемых сетях.

Для всех построенных коммутаторов задержки передачи были оценены для произвольного перестановочного и квазиперестановочного трафиков.

Разные коммутаторы были сопоставлены по критерию сложность/задержка. Было выявлено, что по этому критерию быстрые и сложные коммутаторы уступают более простым и медленным коммутаторам только в вариантах с большим числом каналов.

Список литературы

- [1] Барабанова Е. А., Выговтов К. А., Подлазов В. С. *Неблокируемые отказоустойчивые двухкаскадные дуальные фотонные коммутаторы* // Проблемы управления. – 2021. – № 4. – С. 82–92. [doi](#) ↑116, 124
- [2] Подлазов В. С. *Самомаршрутизируемая неблокируемая системная сеть с прямыми каналами: сложность и быстродействие* // Программные системы: теория и приложения. – 2022. – Т. 13. – № 4(55). – С. 47–76. [doi](#) ↑116

- [3] Stepanenko S. *Structure and implementation principles of a photonic computer*, EPJ Web of Conferences.– Vol. **224**.– 2019.– id. 04002.– 7 pp.  [↑116](#)
- [4] Абрамов С. М., Степаненко С. А. *О подходах к разработке программного обеспечения для фотонной вычислительной машины*, Национальный Суперкомпьютерный Форум (НСКФ-2022) (Россия, Переславль-Залесский, ИПС имени А.К. Айламазяна РАН, 29 ноября–02 декабря 2022 года).– 2022.  [↑116, 132](#)
- [5] Pipenger N. *On rearrangeable and non-blocking switching networks* // J. Comput. Syst. Sci.– 1978.– Vol. **17**.– No. 2.– Pp. 145–162.  [↑116, 132, 134](#)
- [6] Clos C. *A study of non-locking switching networks* // Bell System Tech. J.– 1953.– Vol. **32**.– No. 2.– Pp. 406–424.  [↑116](#)
- [7] Бенеш В. Э. // *Математические основы теории телефонных сообщений*, М.: Связь.– 1968.– С. 83–150. [↑116](#)
- [8] Каравай М. Ф., Подлазов В. С. *Идеальная системная сеть на основе минимального квазитоположного орграфа* // *Системные сети с прямыми каналами для параллельных вычислительных систем – комбинаторный подход*, Глава 5.– С. 111–124.  [↑118](#)
- [9] Scott S., Abts D., Kim J., Dally W. *The Black Widow High-radix Clos network* // *Proc. 33rd Intern. Symp. Comp. Arch., ISCA'2006* (Boston, MA, USA, 17–21 June 2006).– 2006.– ISBN 0-7695-2608-X.– Pp. 16–28.   [↑124, 133](#)

Поступила в редакцию	02.02.2023;
одобрена после рецензирования	11.05.2023;
принята к публикации	11.05.2023;
опубликована онлайн	07.10.2023.

Рекомендовал к публикации


к.ф.-м.н. С. А. Романенко

Информация об авторе:



Виктор Сергеевич Подлазов

Д. т. н., гл.н.с. Института проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, научные интересы: архитектуры интерконнекта и маршрутизация в суперкомпьютерных системах

 0000-0002-9175-1138
 e-mail: podlazov@ipu.ru
podlazov@gmail.com

Автор заявляет об отсутствии конфликта интересов.



Multichannel non-blocking system area network with direct channels

Viktor Sergeevich **Podlazov**

V. A. Trapeznikov Institute of Control Sciences of RAS, Moscow, Russia

 podlazov@ipu.ru








Abstract. Three new versions of a non-blocking self-routed network with direct channels have been developed, in which packet collisions are detected and resolved at the entrance to the network. Collision-blocked packets are retransmitted by sources with minimal delay. End-to-end feedback loops have been added to the network to quickly detect packet collisions. The presence of feedback loops allows for arbitrary traffic without packet loss. Networks are developed in 1-, 2-, 4-, and 8-cascade variants with scaling the number of channels from several hundred to many millions with an assessment of the network speed achieved on permutation traffic. The practical orientation of the proposed networks is system networks with the transmission of routing information in packet headers using control routing information in each cascade. The proposed networks are made in an extended circuit basis, consisting of switches, multiplexers and demultiplexers. The paper presents the characteristics of the constructed networks and gives their comparative assessment. The novelty of the developed networks lies both in the very fact of their construction, and in the structure of the networks used and their characteristics. (*In Russian*).

Key words and phrases: direct links, dual switch, packet switch, multiplexers and demultiplexers, multistage switch, conflict-free routing, non-blocking switch, static self-routing, quasi-complete digraph, complexity and speed

2020 *Mathematics Subject Classification:* 65Y05; 68Q10

For citation: Viktor S. Podlazov. *Multichannel non-blocking system area network with direct channels*. Program Systems: Theory and Applications, 2023, 14:3(58), pp. 115–138. (*In Russ.*). https://psta.psisras.ru/read/psta2023_3_115-138.pdf

References

- [1] E. A. Barabanova, K. A. Vytovtov, V. S. Podlazov. “Neblokiruemye otkazoustojchivye dvuxkaskadnye dual’nye fotonnye kommutatory”, *Problemy upravleniya*, 2021, no. 4, pp. 82–92; A. Barabanova E., A. Vytovtov K., S. Podlazov V.. “Non-blocking fault-tolerant two-stage dual photon switches”, *Control Sciences*, 2021, no. 4, pp. 67–76. 
- [2] V. S. Podlazov. “Multichannel non-blocking system area network with direct channels”, *Program Systems: Theory and Applications*, **13**:4(55) (2022), pp. 47–76 (in Russian). 
- [3] S. Stepanenko. *Structure and implementation principles of a photonic computer*, EPJ Web of Conferences, vol. **224**, 2019, id. 04002, 7 pp. 
- [4] S. M. Abramov, S. A. Stepanenko. *On approaches to developing software for a photonic computer*, Nacional’nyj Superkomp’yuternyj Forum (NSKF-2022) (Rossiya, Pereslavl’-Zalesskij, IPS imeni A.K. Ajlamazyana RAN, 29 noyabrya–02 dekabrya 2022 goda), 2022 (in Russian). 
- [5] N. Pipenger. “On rearrangeable and non-blocking switching networks”, *J. Comput. Syst. Sci.*, **17**:2 (1978), pp. 145–162. 
- [6] C. Clos. “A study of non-locking switching networks”, *Bell System Tech. J.*, **32**:2 (1953), pp. 406–424. 
- [7] V. E. Benesh, *Matematicheskie osnovy teorii telefonnyx soobshhenij*, Svyaz’, M., 1968, pp. 83–150; Beneš V.E.. *Mathematical Theory of Connecting Networks and Telephone Traffic*, Academic Press, 1965, ISBN 9780080955230, 318 pp.
- [8] M. F. Karavaj, V. S. Podlazov. “An ideal system network based on a minimal quasicomplete digraph”, *System networks with direct channels for parallel computing systems - a combinatorial approach*, Glava 5, pp. 111–124 (in Russian). 
- [9] Scott S., Abts D., Kim J., Dally W.. “The Black Widow High-radix Clos network”, *Proc. 33rd Intern. Symp. Comp. Arch.*, ISCA’2006 (Boston, MA, USA, 17–21 June 2006), 2006, ISBN 0-7695-2608-X, pp. 16–28. 