

# ДВУХКАСКАДНЫЕ ДУАЛЬНЫЕ ФОТОННЫЕ КОММУТАТОРЫ В РАСШИРЕННОМ СХЕМНОМ БАЗИСЕ

Е.А. Барабанова, К.А. Вытовтов, В.С. Подлазов

**Аннотация.** Предложен новый метод построения двухкаскадного дуального фотонного коммутатора с повышенными функциональными характеристиками в системном базисе из малоканальных фотонных коммутаторов и фотонных мультиплексоров и демultipлексоров. В дуальном коммутаторе совмещены шинный и коммутаторный способы разрешения конфликтов. Метод обеспечивает построение неблокируемых коммутаторов со статической самомаршрутизацией, а также обеспечивает существенное повышение быстродействия коммутаторов при одинаковом числе каналов и существенное увеличение числа каналов при одинаковом быстродействии по сравнению с ранее построенными неблокируемыми дуальными коммутаторами. Построенные неблокируемые коммутаторы имеют максимальное возможное для них быстродействие и широкую масштабируемость по числу каналов. Показано, что дуальные коммутаторы имеют сопоставимую коммутационную сложность по сравнению с полными коммутаторами и имеют меньшую канальную сложность, чем полные коммутаторы.

**Ключевые слова:** физический уровень, фотонный коммутатор, дуальный коммутатор, многокаскадный коммутатор, бесконфликтная самомаршрутизация, неблокируемый коммутатор, статическая самомаршрутизация, квазиполный орграф, коммутационные свойства, прямые каналы, масштабируемость и быстродействие.

## ВВЕДЕНИЕ

В работах [1–3] предложена методика построения неблокируемых фотонных коммутаторов со статической самомаршрутизацией для оптических суперкомпьютерных систем. Системная сеть является неблокируемой, если в ней для любой перестановки пакетов можно проложить бесконфликтные пути от источников к приемникам. Системная сеть является самомаршрутизируемой, если бесконфликтные пути можно проложить локально по узлам сети без их взаимодействия только на основе маршрутной информации в пакетах. Наконец, самомаршрутизация является статической, если любой источник может самостоятельно наметить бесконфликтные пути к своему приемнику без взаимодействия с другими источниками.

Задача построения неблокируемых системных сетей до последнего времени не имела своего полного решения. В лучшем случае предлагались пе-

рестраиваемые многокаскадные сети Клоза [4, 5]. В перестраиваемых сетях [4] возможна бесконфликтная реализация любой перестановки пакетов данных, но бесконфликтное расписание для каждой перестановки приходится составлять отдельно, и оно не является самомаршрутизируемым.

Известны неблокируемые сети Клоза [6]. Однако для них до сих пор не предложено процедур ни статической, ни хотя бы динамической маршрутизации. Кроме того, они имеют значительно большую сложность, чем перестраиваемые сети Клоза, и на практике не применяются.

В качестве системной сети широко применяется  $p$ -ичный  $r$ -мерный обобщенный гиперкуб [7, 8]. Однако при  $r > 2$  он не является ни неблокируемым, ни даже перестраиваемым. Для превращения его в перестраиваемую сеть приходится увеличивать в нем число каналов. Так, при  $p = 2$  достаточно удвоить число каналов одного измерения [9]. При этом сдвоенный гиперкуб, в котором все ка-

налы дублированы, имеет бесконфликтные расписания сразу для двух перестановок [10].

Недавно удалось сделать неблокируемым трехмерный гиперкуб с динамической самомаршрутизацией [11]. Однако для этого потребовалось увеличить число каналов и степень составляющих коммутаторов почти втрое.

Тем не менее, задача построения неблокируемой самомаршрутизируемой сети имеет решение в частном случае сетей с топологией квазиполного графа и орграфа [12]. К сожалению, число  $N$  абонентов (процессоров) таких сетей не превосходит квадрата степени  $p$  составных коммутаторов:  $N = p(p - 1)/\sigma + 1$  и  $N = p^2$  соответственно, где  $\sigma$  — число разных каналов между абонентами. При этом они имеют коммутационную сложность больше, а канальную сложность меньше, чем у полного графа. Квазиполный граф изоморфен такому математическому объекту, как неполная уравновешенная блок-схема [13–17], а квазиполный орграф изоморфен двумерному обобщенному гиперкубу (параллелограмму) или двумерному мультикольцу. В частности, два младших измерения четырехмерного гиперкуба Dragonfly (CRAY XC-30) [8] выполнены в виде параллелограмма  $6 \times 16$  и представляют собой неблокируемую самомаршрутизируемую подсеть.

Сети с топологией квазиполных графов и орграфов можно расширять, увеличивая число их абонентов, и не менять при этом свойств неблокируемости и самомаршрутизируемости. Это осуществляется с помощью метода инвариантного расширения системных сетей [12, 18]. К сожалению, при этом еще больше увеличивается коммутационная сложность расширенных сетей, что сильно ограничивает их масштабируемость.

Отметим, что большинство современных системных сетей (сети Клоза [5], обобщенные гиперкубы [8], многомерные торы [19], иерархия полных графов компании IBM [20], толстое дерево Melanox [21, 22]) не могут бесконфликтно реализовать произвольную перестановку пакетов в одном сеансе. Часто приходится организовывать повторные передачи заблокированных в буферах пакетов. В настоящее время предлагаются уже фотонные компьютеры [23], фотонные сети которых не содержат в каналах никакой буферной памяти для заблокированных пакетов.

В работах [1–3] введено понятие дуальных сетей и построены новые дуальные сети, пригодные для фотонных компьютеров, которые бесконфликтно реализуют произвольные перестановки пакетов при несколько меньшем канальном быстродействии. Методика построения этих сетей основана на четырех базовых положениях.

- Применение четырехканального коммутатора новой структуры, который является *дуальным по*

*способу разрешения конфликтов*. Он совмещает шинный способ (разведение конфликтующих сигналов по разным тактам в одном канале) и коммутаторный способ (разведение конфликтующих сигналов по разным каналам).

- Допущение о передаче сигнальной и управляющей информации для коммутаторов параллельно на разных частотах для каждого разряда данных. Это позволяет снять проблему синхронизации сигналов разных каналов.
- Способ каскадирования коммутаторов, по которому  $I$ -й канал  $J$ -го коммутатора одного каскада подсоединяется к  $J$ -му каналу  $I$ -го коммутатора в следующем каскаде. С помощью обменных связей предыдущий и следующий каскады должны включать в себя одинаковое число коммутаторов с одинаковым числом каналов каждый. Этот способ позволяет создавать многоканальные коммутаторы с малым числом каскадов.
- Балансировка быстродействия и сложности многокаскадного коммутатора основывается на применении метода инвариантного расширения системных сетей [4], сохраняющего неблокируемость и быстродействие коммутатора при увеличении числа его каналов. Это метод базируется на использовании расширенной схемной базы, состоящей как из коммутаторов  $p \times p$  на  $p$  каналов, так и пар мультиплексоров  $1 \times p$  и демультимплексоров  $p \times 1$  ( $p \geq 2$ ).

В работах [1–3] одна из схем дуального коммутатора  $4 \times 4$  имеет вид двухкаскадной схемы из четырех демультимплексоров и четырех мультиплексоров с обратными связями через линии задержки (рис. 1). Каскады коммутатора соединены обменными связями.

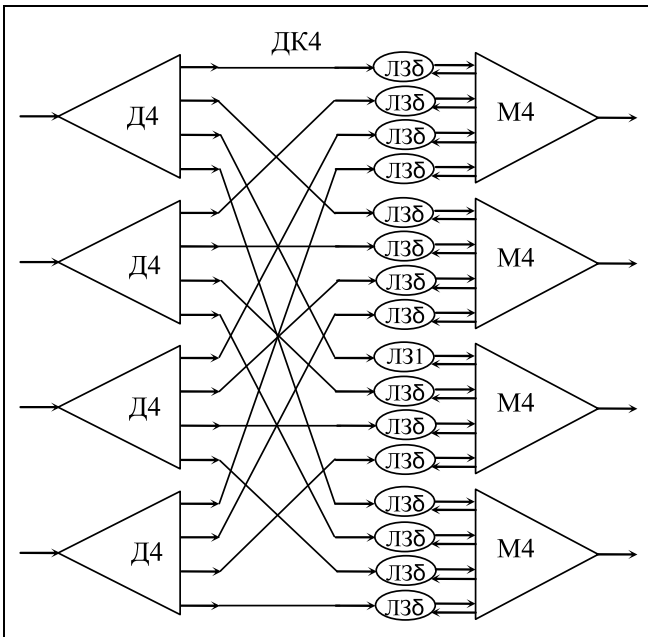
Если измерять сложность мультиплексоров  $M4$  и демультимплексоров  $D4$  в числе точек коммутации как равную четырем, то коммутационная сложность коммутатора задается как  $S_1 = 32$ .

Комбинация из двух управляющих частот однозначно определяет режим демультимплексора, в котором информационный сигнал может быть направлен на один из четырех выходов. Возможные комбинации управляющих сигналов приведены в табл. 1.

Таблица 1

Управляющие частоты для фотонного коммутатора  $4 \times 4$

Номер выхода	Управляющие частоты
1	$\lambda_1 \lambda_1$
2	$\lambda_1 \lambda_2$
3	$\lambda_2 \lambda_1$
4	$\lambda_2 \lambda_2$



**Рис. 1.** Обобщенная схема дуального коммутатора **КК4**: М4 — мультиплексор на четыре входа, Д4 — демультиплексор на четыре выхода, ЛЗδ — линия задержки длиной в δ сигналов

Сигналы с выходов демультиплексора поступают на входы мультиплексора. Один из них пропускается на выход, а остальные возвращаются на свои линии задержки ЛЗδ. С помощью обратных связей через ЛЗδ в коммутаторе реализуется функция динамической задержки сигналов.

Дуальный коммутатор **КК4** обеспечивает неблокируемость при статической самомаршрутизации, если выбрать соответствующую длину линии задержки δ. Значение δ зависит от номера каскада, в котором используется коммутатор **КК4**.

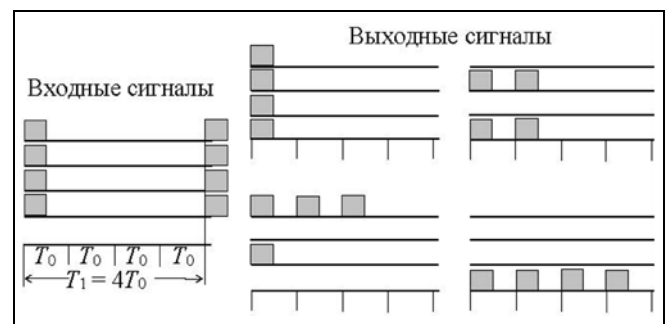
В первом каскаде δ = 1. Пусть на входы коммутатора **КК4** одновременно поступают четыре сигнала длительностью T<sub>0</sub>, принимаемой за один такт. С помощью динамической задержки сигналов на его выходах возможна реализация одного из четырех вариантов размещения сигналов: по одному на каждом выходе, по два сигнала подряд на двух выходах, один и три сигнала подряд на двух выходах и четыре сигнала подряд на одном выходе. Они представлены на рис. 2. В результате коммутатор **КК4** окажется неблокируемым на любом входном трафике при длительности периода T<sub>1</sub> информационных сигналов в четыре такта.

Следовательно, неблокируемый самомаршрутизируемый коммутатор **КК4** имеет такие характеристики: период сигналов T<sub>1</sub> = 4 = N<sub>1</sub> тактов, число каналов N<sub>1</sub> = 4 и коммутационную сложность S<sub>1</sub> = 32 = N<sub>1</sub><sup>5/2</sup>.

В работах [1–3] был рассмотрен двухкаскадный коммутатор 16×16 K<sub>2</sub>16 с обменными связями, состоящий из четырех коммутаторов **КК4** в каждом каскаде. В первом каскаде используются ЛЗ1, а во втором — ЛЗ0, т. е. линии задержки не используются. На произвольной перестановке пакетов K<sub>2</sub>16 оказался неблокируемым самомаршрутизируемым коммутатором с такими характеристиками: число каналов N<sub>2</sub> = 16, период сигналов T<sub>2</sub> = 4 = N<sub>2</sub><sup>1/2</sup> тактов и коммутационная сложность S<sub>2</sub> = 2 · 4 · 32 = 256 = N<sub>2</sub><sup>2</sup>.

В работах [1–3] был рассмотрен четырехкаскадный коммутатор 256×256 K<sub>4</sub>256 с обменными связями, состоящий из 16 коммутаторов K<sub>2</sub>16 в каждом каскаде. Он состоит из четырех каскадов коммутаторов **КК4**. В первом каскаде используются ЛЗ1, во втором — ЛЗ4, в третьем — ЛЗ15 и в четвертом — ЛЗ0, т. е. линии задержки не используются. На произвольной перестановке пакетов K<sub>4</sub>256 оказался неблокируемым самомаршрутизируемым коммутатором с такими характеристиками: период сигналов T<sub>4</sub> = 49 ≈ 3N<sub>4</sub><sup>1/2</sup> тактов, число каналов N<sub>4</sub> = 256 и коммутационная сложность S<sub>4</sub> = 2 · 16 · 256 = 8192 = N<sub>4</sub><sup>1,625</sup>. Отметим здесь большой период разрядов (низкое быстродействие) и малую сложность этого коммутатора.

В работах [1–3] была предложена балансировка соотношения «быстродействие — сложность» с помощью инвариантного расширения коммутаторов с малым периодом. В частности, расширялся коммутатор K<sub>2</sub>16 посредством использования внешних мультиплексоров М4 и демультиплексоров Д4. В результате был построен неблокируемый самомаршрутизируемый коммутатор K<sub>3</sub>64, состоящий из 16-ти коммутаторов K<sub>2</sub>16 и 64-х демультиплексоров Д4 и мультиплексоров М4 и имеющий такие характеристики: число каналов N<sub>3</sub> = 64, период



**Рис. 2.** Разные варианты распределения входных сигналов по линиям и тактам

сигналов  $T_3 = 4 = N_3^{1/3}$  тактов и коммутационную сложность  $S_3 = 16 \cdot 256 + 4 \cdot 128 = 4 \cdot 608 = N_3^{2,028}$ .

В настоящей статье неблокируемый коммутатор с топологией квазиполного орграфа используется не только для расширения двухкаскадных коммутаторов, а сразу для их построения. В результате удается построить коммутаторы с большим быстродействием (меньшим периодом сигналов) и с большим числом каналов, чем в работах [1–3].

В § 1 рассматривается структура и характеристики коммутатора с топологией квазиполных графов при любом числе портов  $p$ . В § 2 рассматривается основная идея повышения быстродействия и числа каналов для  $p = 2$  на примере построения неблокируемого трехкаскадного коммутатора. В § 3 эта идея реализуется полностью на примере построения неблокируемого двухкаскадного коммутатора при  $p = 2$ . В § 4 дается построение аналогичного двухкаскадного коммутатора при любом  $p$ . В § 5 описывается расширение двухкаскадного коммутатора в коммутаторы с большим числом каналов и неизменным периодом сигналов.

### 1. НЕБЛОКИРУЕМЫЙ САМОМАРШРУТИЗИРУЕМЫЙ КОММУТАТОР С ТОПОЛОГИЕЙ КВАЗИПОЛНОГО ОРГРАФА

Пусть имеется  $N_1 = p^2$  дуальных коммутаторов  $p \times p$  (КК $p$ ). Для  $p = 4$  схема каждого из них приведена на рис. 1. В общем случае они представляют

Таблица 2

Межсоединения в коммутаторе 16×16 КП16 с топологией квазиполного орграфа

Симплексные каналы от абонентов				Коммутаторы 4×4 КК4	Симплексные каналы к абонентам			
1	2	3	4		1	5	9	13
1	2	3	4	1	1	5	9	13
2	3	4	1	2	2	6	10	14
3	4	1	2	3	3	7	11	15
4	1	2	3	4	4	8	12	16
5	6	7	8	5	5	9	13	1
6	7	8	5	6	6	10	14	2
7	8	5	6	7	7	11	15	3
8	5	6	7	8	8	12	16	4
9	10	11	12	9	9	13	1	5
10	11	12	9	10	10	14	2	6
11	12	9	10	11	11	15	3	7
12	9	10	11	12	12	16	4	8
13	14	15	16	13	13	1	5	9
14	15	16	13	14	14	2	6	10
15	16	13	14	15	15	3	7	11
16	13	14	15	16	16	4	8	12

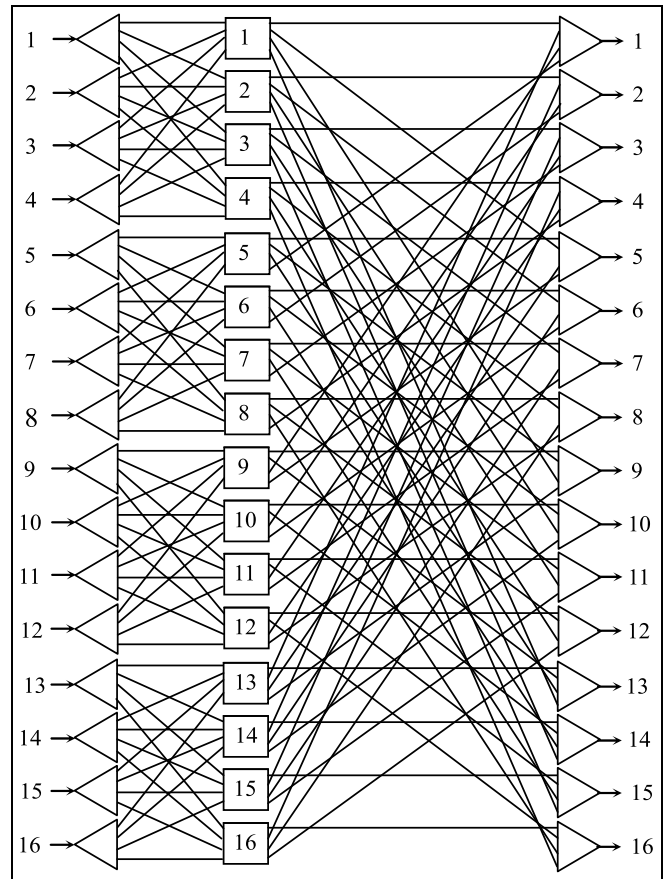


Рис. 3. Коммутатор КП16 с топологией квазиполного орграфа. Квадраты задают коммутаторы КК4, а треугольники — мультиплексоры М4 и демультимплексоры Д4

собой двухкаскадную схему с обменными связями, в первом каскаде которой находятся  $p$  демультимплексоров  $p \times 1$  (Д $p$ ), а во втором каскаде —  $p$  мультиплексоров  $1 \times p$  (М $p$ ) с обратными связями через линии задержки ЛЗд по каждому входу. Каждый коммутатор КК $p$  имеет коммутационную сложность  $S_1 = 2p^2$ .

Из  $N_1 = p^2$  коммутаторов КК $p$  а также  $N_1$  мультиплексоров М $p$  без линий задержки и  $N_1$  демультимплексоров Д $p$  можно составить неблокируемый самомаршрутизируемый коммутатор  $N_1 \times N_1$  со структурой квазиполного орграфа — КП $N_1$ . Межсоединения в нем задаются таблицей инцидентий, в качестве примера которой для  $p = 4$  приведена табл. 2. Схема самого коммутатора КП16 изображена на рис. 3.

Коммутатор КП $N_1$  является неблокируемым не только на перестановках пакетов, но и при любом распределении  $N_1$  пакетов по выходам, при котором на каждый выход направляется не более  $p$  пакетов.



Коммутатор  $КП N_1$  имеет такие характеристики: число каналов  $N_1 = p^2$ , период сигналов  $\tau = p$  и коммутационную сложность  $\Sigma = S_1 N_1 + 2p N_1 = = 2p^2 N_1 + 2p N_1 = 2p^3(p + 1)$ . В дальнейшем для любых коммутаторов рассматривается и кабельная сложность по числу симплексных каналов в них. Для  $КП N_1$  она задается как  $\Lambda = 2p N_1 = 2p^3$ . Все характеристики коммутатора представлены в табл. 3. Коммутатор  $КП N_1$  мы считаем однокаскадным — по числу каскадов коммутаторов  $КК p$ . В дальнейшем число каскадов считается по числу каскадов коммутаторов  $КК p$ .

Подчеркнем, что коммутатор  $КП N_1$  является не-блокируемым не только на перестановках пакетов, но и при любом распределении  $N_1$  входных пакетов по выходам, при котором на каждый выход направляется не более  $p$  пакетов.

Расширение таблицы до  $p = 8$  объясняется тем, что уже разработан дуальный фотонный коммутатор  $8 \times 8$ , т. е.  $КК 8$  [24].

В § 2 и 3 используются дуальные коммутаторы  $КК 2$  и  $КП 4$ , представленные на рис. 4. Заметим, что однокаскадный коммутатор  $КП 4$  имеет те же период сигналов и число каналов, что и двухкаскадный коммутатор, построенный из  $КК 4$  в работах [1–3].

## 2. НЕБЛОКИРУЕМЫЙ САМОМАРШРУТИЗИРУЕМЫЙ ТРЕХКАСКАДНЫЙ КОММУТАТОР

Составим из дуального коммутатора  $КП 4$  саммаршрутизируемую двухкаскадную сеть  $С_2 16$  с обменными связями, представленную на рис. 5. Она состоит из двух каскадов, каждый каскад — из четырех коммутаторов  $КП 4$ . К сожалению, эта сеть не является 16-канальным неблокируемым коммутатором, так как может иметь конфликты сигналов на каскаде мультиплексоров  $М 2$ , выделенных серой заливкой. Конфликтовать могут сигналы в первом и втором тактах. Чтобы разрешить эти конфликты достаточно иметь в указанных мультиплек-

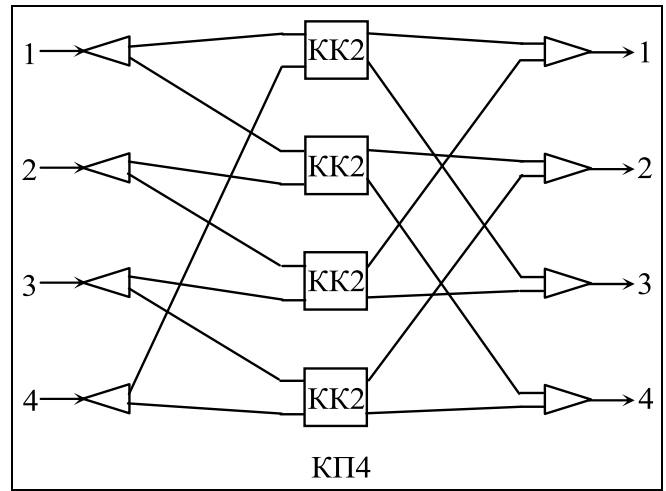


Рис. 4. Неблокируемый саммаршрутизируемый коммутатор  $КП 4$

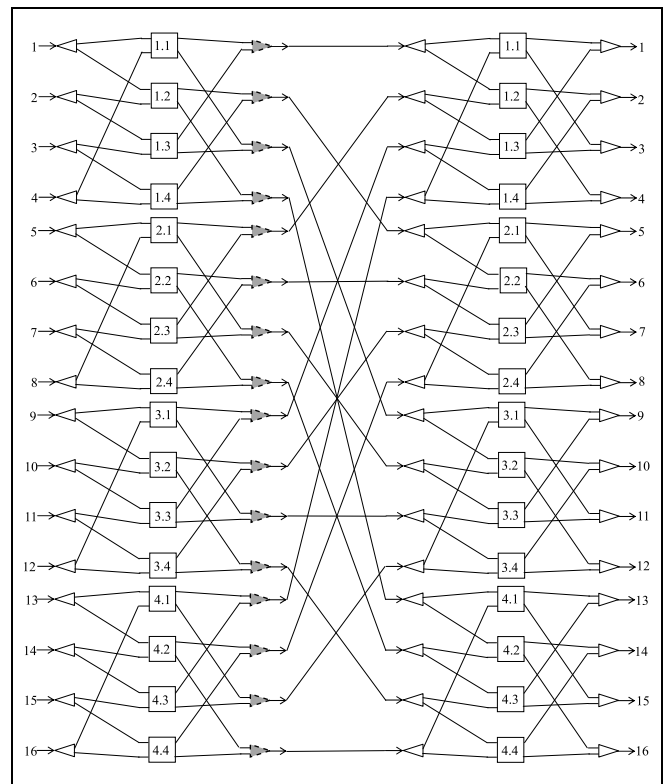


Рис. 5. Двухкаскадная сеть  $С_2 16$

Таблица 3

Характеристики коммутатора  $КП N_1$

$p$	2	3	4	5	6	7	8
$N_1$	4	9	16	25	36	49	64
$\Sigma$	48	216	640	1500	3024	5488	9216
$\Sigma$	$N_1^{2,79}$	$N_1^{2,45}$	$N_1^{2,33}$	$N_1^{2,27}$	$N_1^{2,24}$	$N_1^{2,21}$	$N_1^{2,19}$
$\Lambda$	16	54	128	250	432	686	1024
$\Lambda$	$N_1^2$	$N_1^{1,82}$	$N_1^{1,75}$	$N_1^{1,72}$	$N_1^{1,69}$	$N_1^{1,68}$	$N_1^{1,67}$

сорах  $ЛЗ\delta$  с  $\delta = 2$ , как показано на рис. 6. Тогда можно условно считать, что они образуют второй каскад дуальных коммутаторов без демультимплексоров. В результате образуется трехкаскадный неблокируемый саммаршрутизируемый коммутатор  $К_3 16$ . Он обладает такими характеристиками: число каналов  $N_3 = 16 = 2^4$ , период сигналов  $T_3 = 4$ ,



коммутационная сложность  $S_3 = 2N_1 \sum_{p=2} = 384 = N_3^{2,15}$  и кабельная сложность  $L_3 = 2N_1 \Lambda + N_1|_{p=2} = 144 = N_3^{1,79}$ .

Сравним характеристики данного трехкаскадного коммутатора и описанного во введении двухкаскадного коммутатора, составленного из КК4. Они имеют по 16 каналов, отношение периодов сигналов  $\gamma = T_3/T_2 = 2/4 = 0,5$  и отношение коммутационных сложностей  $\sigma = S_3/S_2 = 384/256 = 1,5$ . Произведение  $\gamma\sigma = 0,75$  показывает во сколько раз сокращение периода сигнала меньше увеличения коммутационной сложности.

Используя коммутаторы КП16 аналогичным образом, можно построить двухкаскадную самомаршрутизируемую сеть  $C_3256$  с обменными связями. Она состоит из двух каскадов по 16 коммутаторов КП16 в каждом каскаде. В этой сети могут быть конфликты на мультиплексорах М4 первого каскада. Для того, чтобы сделать  $C_3256$  трехкаскадным неблокируемым самомаршрутизируемым коммутатором, достаточно использовать в мультиплексорах М4 линии задержки ЛЗ $\delta$  с  $\delta = 4$  (рис. 7). В результате образуется трехкаскадный неблокируемый самомаршрутизируемый коммутатор  $K_3256$  с такими характеристиками: число каналов  $N_3 = 256 = 4^4$ , период сигналов  $T_3 = 11$ , коммутационная сложность  $S_3 = 2N_1 \sum_{p=4} = 20 \cdot 480 = N_3^{1,79}$  и кабельная сложность  $L_3 = 2N_1 \Lambda + N_1|_{p=4} = 4 \cdot 352 = N_3^{1,51}$ . Обоснование значения  $\delta$  и  $T_3$  дается ниже в лемме 1.

Сравним характеристики данного трехкаскадного коммутатора при  $p = 4$  и описанного во введении

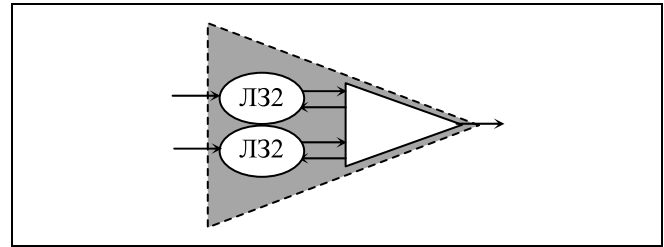


Рис. 6. Мультиплексор М2 с линиями задержки для первого каскада

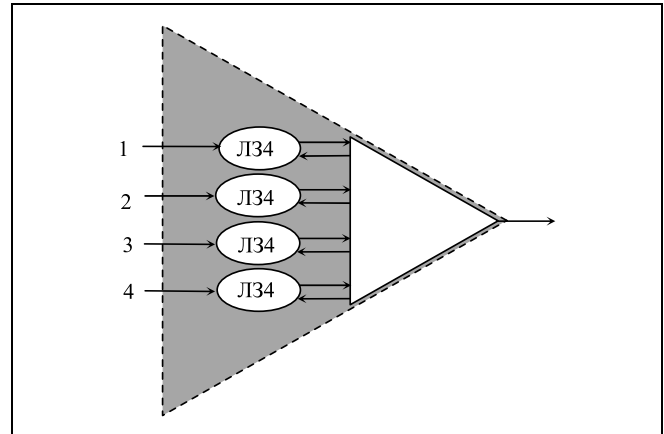


Рис. 7. Мультиплексор М4 с линиями задержки для первого каскада

четырёхкаскадного коммутатора с тем же  $p$ . Они имеют по 256 каналов, отношение периодов сигналов  $\gamma = T_3/T_4 = 10/49 \approx 0,204$  и отношение коммутационных сложностей  $\sigma = S_3/S_4 = 20 \cdot 480/8 \cdot 192 = 2,5$ . Произведение  $\gamma\sigma = 0,51$  показывает, во сколько раз сокращение периода сигнала меньше увеличения коммутационной сложности.

Для произвольного  $p > 2$  трехкаскадный коммутатор  $K_3p^4$  строится аналогично из коммутаторов  $KPp^2$ . Для него можно сформулировать следующую лемму.

**Лемма 1.** Для неблокируемости коммутатора  $K_3p^4$  достаточно, чтобы мультиплексор  $Mp$  первого каскада имел ЛЗ $\delta$  с  $\delta = p$  и период сигналов длительности

$$T_3 = p^2. \quad (1)$$

**Доказательство.** На входы  $Mp$  поступает  $p$  сигналов с возможным их распределением на отрезке от 1 до  $p$  тактов. В конфликтной ситуации они распределены максимально на отрезке от 1 до  $p$  тактов. Для того чтобы при любых конфликтах первичные сигналы не накладывались на сигналы, задержанные в ЛЗ $\delta$ , достаточно выполнения условия  $\delta = p$ .

Таблица 4

Характеристики коммутаторов  $K_3N_3$

$p$	$\delta$	$N_3 = p^4$	$T_3 = p^2$	$S_3$	$L_3$
2	2	16	4	$384 = N_3^{2,15}$	$144 = N_3^{1,79}$
3	3	81	9	$3888 = N_3^{1,88}$	$1053 = N_3^{1,58}$
4	4	256	16	$20\,480 = N_3^{1,74}$	$4352 = N_3^{1,51}$
5	5	625	25	$75\,000 = N_3^{1,74}$	$13\,125 = N_3^{1,47}$
6	6	1\,296	36	$217\,728 = N_3^{1,71}$	$32\,400 = N_3^{1,45}$
7	7	2\,401	49	$537\,824 = N_3^{1,70}$	$69\,629 = N_3^{1,43}$
8	8	4\,096	64	$1\,179\,648 = N_3^{1,68}$	$135\,168 = N_3^{1,42}$



Максимальное число конфликтующих сигналов возникает при распределении всех сигналов по  $p$  тактам. В этом случае разрешение конфликта потребует повторного пропускания конфликтующих сигналов через ЛЗБ  $p$  раз, что распределит их на отрезке от 1 до  $p^2$  тактов. Что и требовалось доказать. ♦

Справедливость формулы (1) была подтверждена численным моделированием на модели коммутатора с синхронной генерацией произвольных перестановок пакетов.

При произвольном  $p \geq 2$  коммутаторы  $K_3 p^4$  имеют характеристики, представленные в табл. 4.

### 3. НЕБЛОКИРУЕМЫЙ САМОМАРШРУТИЗИРУЕМЫЙ ДВУХКАСКАДНЫЙ ДВОИЧНЫЙ КОММУТАТОР

Трехкаскадный коммутатор  $K_3 16$  можно превратить в неблокируемый двухкаскадный коммутатор  $K_2 16$  способом внутреннего распараллеливания, если вырезать каскад М2 с ЛЗБ из первого каскада (рис. 5) и развести конфликтующие сигналы по двум копиям второго каскада (рис. 8). Выходы с этих копий объединяются дополнительным каскадом М2. Коммутатор  $K_2 16$  имеет такие характеристики: число каналов  $N_2 = 16$ , период сигналов  $T_2 = 2$ , коммутационную сложность  $S_2 = N_1(\Sigma - pN_1) + pN_2|_{p=2} = 576 = N_2^{2,29}$  и кабельную сложность  $L_2 = (p + 1) N_1 \Lambda + pN_2|_{p=2} = 224 = N_3^{1,95}$ .

Отметим, что коммутатор  $K_2 16$  имеет большую несколько большую сложность, чем  $K_3 16$ . Заметим также, что двухкаскадный коммутатор  $K_2 16$  и двухкаскадный коммутатор, составленный из коммутаторов КК4 в работах [1–3], имеют одинаковое число каналов, но первый имеет вдвое меньший период сигналов.

### 4. НЕБЛОКИРУЕМЫЙ САМОМАРШРУТИЗИРУЕМЫЙ ДВУХКАСКАДНЫЙ P-ИЧНЫЙ КОММУТАТОР

При  $p > 2$  из коммутаторов  $KPN_1$  ( $N_1 = p^2$ ) способом внутреннего распараллеливания можно построить неблокируемый самомаршрутизируемый двухкаскадный  $p$ -ичный коммутатор  $K_2 N_1^2$  или  $K_2 N_2$  (рис. 9) с числом каналов  $N_2 = p^4$ . На рис. 9 трапеция  $C_{2,1}$  обозначает схему коммутатора  $KPN_1$  без выходных мультиплексоров  $Mp$ , имеющую  $N_1$  входов и  $N_1$  групп выходов по  $p$  выходов в группе. Квадрат  $C_{2,2}$  обозначает схему полного коммутатора  $KPN_1$  с  $N_1$  входами и  $N_1$  выходами. Треугольник  $C_{2,3}$  — схему мультиплексора  $Mp$ .

Набор из  $N_1$  схем  $C_{2,1}$  обозначается как набор  $C_2^*$ . В нем выходы схем  $C_{2,1}$  нумеруются как  $I, J, k$ , где  $I$  ( $1 \leq I \leq N_1$ ) задает номер схем  $C_{2,1}$  в  $C_2^*$ ,  $J$  ( $1 \leq J \leq N_1$ ) — номер группы из  $p$  выходов схемы  $C_{2,1}$  и  $k$  ( $1 \leq k \leq p$ ) — номер выхода в группе.

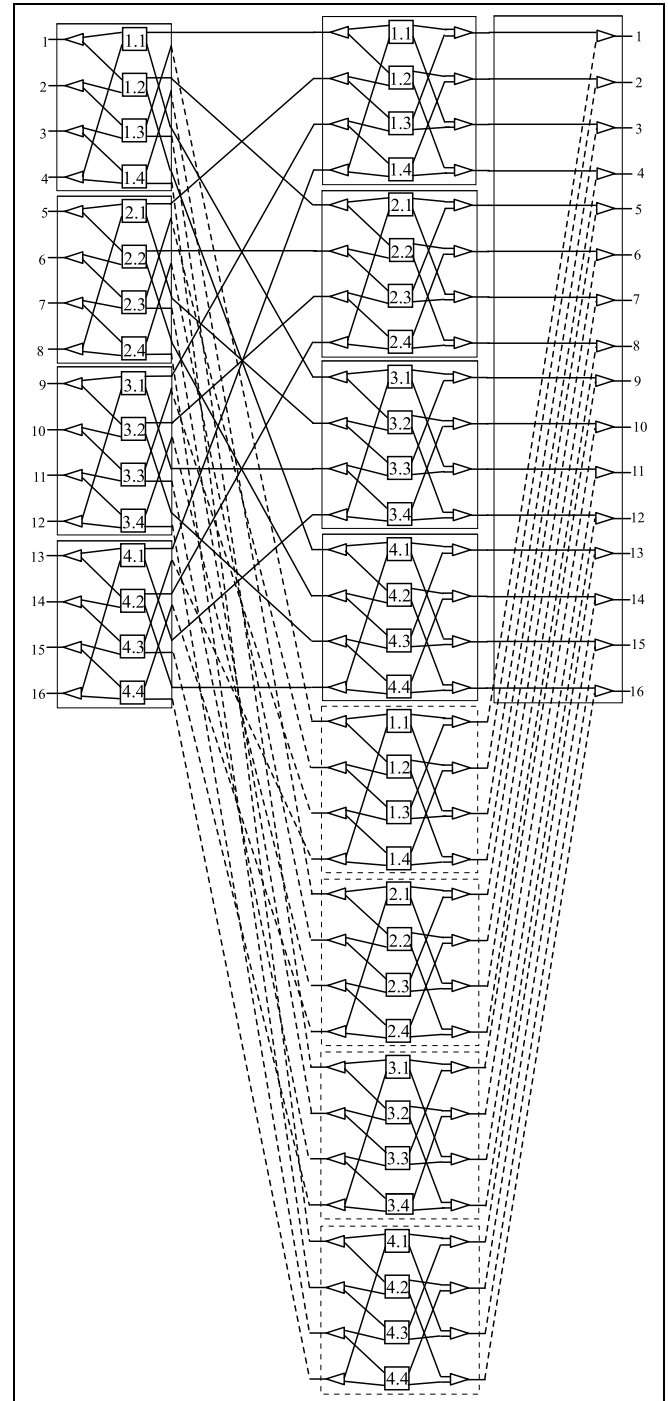


Рис. 8. Двоичный двухкаскадный неблокируемый самомаршрутизируемый коммутатор  $K_2 16$ . Каналы к копиям второго каскада и от них обозначены пунктиром

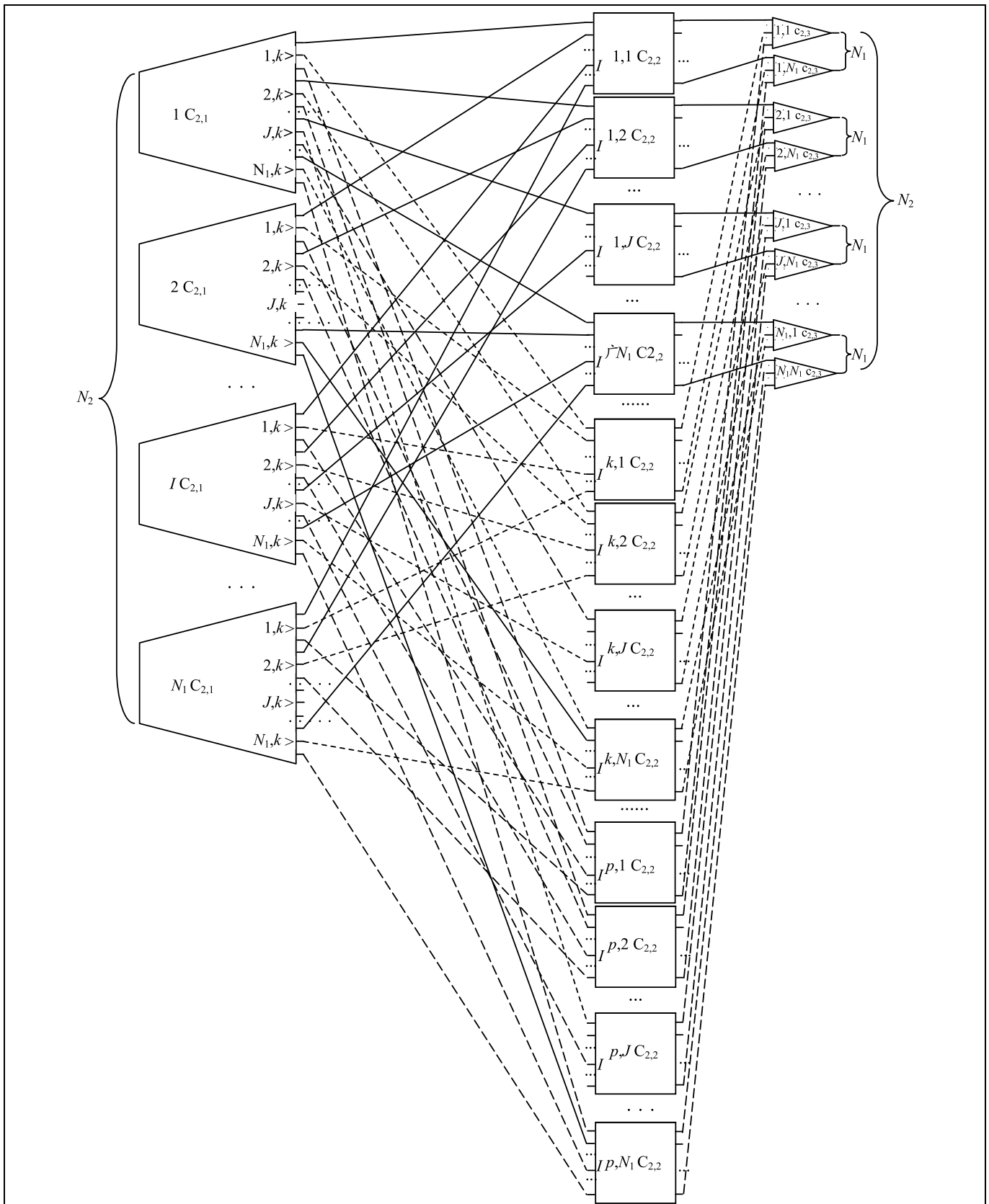


Рис. 9. Двухкаскадный  $p$ -ичный неблокируемый самомаршрутизируемый коммутатор  $K_2N_2$ . Каналы к  $k$ -й и  $p$ -й копиям второго каскада и от них обозначены короткими и длинными пунктирами





Набор из  $N_1$  схем  $C_{2,2}$  обозначается как набор  $C_2$ . В нем входы схем  $C_{2,2}$  нумеруются как  $I, J$ , где  $I (1 \leq I \leq N_1)$  задает номер схемы  $C_{2,2}$  в наборе  $C_2$ , а  $J (1 \leq J \leq N_1)$  — номер входа схемы  $C_{2,2}$ . Имеется  $p$  копий набора  $C_2$ .

Между выходами схем  $C_{2,1}$  в наборе  $C_2^*$  и входами схем  $C_{2,2}$  в каждой из  $p$  копий набора  $C_2$  имеют место обменные связи, при которых выходы  $I, J, k$  набора  $C_2^*$  подсоединяются ко входам  $J, I, k$ -й копии набора  $C_2$ .

Набор  $C_2^*$  и каждый набор  $C_2$  в  $k$ -й группе имеют обменные связи, а именно: выходы  $I, J, k$  схем  $C_{2,1}$  соединяются со входами  $J, I$  схем  $C_{2,2}$  в  $k$ -й копии наборов  $C_2$ . Выходы  $k$  копий наборов  $C_2$  объединяются  $N_2$  схемами в выходы коммутатора  $K_2N_2$ .

Каждая схема  $C_{2,1}$  имеет коммутационную сложность  $S_{2,1} = \Sigma - pN_1 = 2p^2N_1 + pN_1$  и кабельную сложность вместе с выходными линиями на копии  $C_{2,2} - L_{2,1} = \Lambda = 2pN_1$ . Каждая копия  $C_{2,2}$  имеет коммутационную сложность  $S_{2,2} = \Sigma = 2p^2N_1 + 2pN_1$  и кабельную сложность  $L_{2,2} = \Lambda = 2pN_1$ . Каждая схема  $C_{2,3}$  имеет коммутационную сложность  $S_{2,3} = p$  и кабельную сложность вместе с входными линиями с копий  $C_{2,2} - L_{2,3} = p$ . В результате коммутационная и кабельная сложности коммутатора  $K_2N_2$  составляют  $S_2 = N_1S_{2,1} + pN_1S_{2,2} + N_2S_{2,3} = 2N_2(p^3 + 2p^2 + p) = 2(N_2^{7/4} + 2N_2^{3/2} + N_2^{5/4})$  и  $L_2 = N_1L_{2,1} + pN_1L_{2,2} + N_2L_{2,3} = N_2(2p^2 + 2p + p) = 2N_2^{3/2} + 3N_2^{5/4}$  соответственно. В табл. 5 представлены

характеристики коммутаторов  $K_2N_2$  в их сопоставлении с коммутаторами  $K_3N_3$  (табл. 4).

Из табл. 5 следует, что двухкаскадные коммутаторы  $K_2N_2$  и двухкаскадные коммутаторы, составленные из коммутаторов  $KKp$  в работах [1–3], при одинаковых  $p$  имеют существенно большее число каналов ( $N_2 = N_2^2$ ) и одинаковый период сигналов ( $T_2 = T_2 = p$ ), но при большей коммутационной сложности ( $S_2 \approx N_2^2$  и  $S_2 = 2N_2^{3/2}$ ) соответственно.

### 5. РАСШИРЕНИЯ НЕБЛОКИРУЕМЫХ САМОМАРШРУТИЗИРУЕМЫХ ДВУХКАСКАДНЫХ P-ИЧНЫХ КОММУТАТОРОВ

В данном разделе применяется метод инвариантного расширения системных сетей [18], который позволяет увеличивать число абонентов, не меняя задержек передачи, посредством увеличения сложности сети. Для расширения коммутаторов  $K_2N_2$  в этом методе используются отдельные мультиплексоры  $Md$  и демультимплексоры  $Dd$ , у которых  $d$  представляет собой делитель  $N_2$ , т. е.  $d = p^r (r = 1, 2, \dots)$ . Это метод уже применялся в работах [1–3] при  $r = 1$  для расширения коммутаторов, построенных в чисто коммутаторной схемной базе.

Суть этого метода состоит в следующем. Берется  $d^2$  коммутаторов  $K_2N_2$ . Каждый из них разделяется на  $n = N_2/d$  зон по  $d$  портов (пар «вход — выход») в каждой. Части коммутаторов  $K_2N_2$  в любой зоне являются также коммутаторами  $d \times d$ . Все вместе они являются хребтом коммутатора  $KP_1d^2$  с топологией квазиполного орграфа (например,

Таблица 5

Характеристики коммутаторов  $K_2N_2$

$p$	$N_2 = p^4$	$T_2 = N_2^{1/4}$	$S_2$	$L_2$	$\gamma = S_2/S_3$	$\sigma = T_3/T_2$	$\gamma/\sigma$
2	16	2	$576 = N_2^{2,29}$	$224 = N_2^{1,95}$	1,50	2	0,75
3	81	3	$7776 = N_2^{2,04}$	$2187 = N_2^{1,75}$	2,00	3	0,67
4	256	4	$51\ 200 = N_2^{1,96}$	$11\ 264 = N_2^{1,68}$	2,50	4	0,63
5	625	5	$225\ 000 = N_2^{1,91}$	$40\ 625 = N_2^{1,65}$	3,00	5	0,60
6	1 296	6	$762\ 048 = N_2^{1,89}$	$116\ 640 = N_2^{1,63}$	3,50	6	0,58
7	2 401	7	$2\ 152\ 296 = N_2^{1,87}$	$285\ 719 = N_2^{1,61}$	4,00	7	0,57
8	4 096	8	$5\ 308\ 416 = N_2^{1,86}$	$622\ 592 = N_2^{1,60}$	4,50	8	0,56

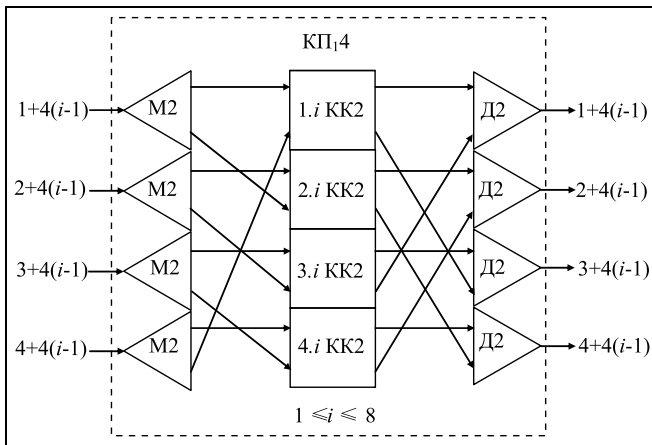


Рис. 10. Схема подсоединения входов и выходов коммутатора  $KP_{2,16}$  в  $i$ -й зоне коммутатора  $KP_{2,16}$

см. рис. 3 для  $d = p = 4$  и рис. 4 для  $d = p = 2$ ). Для образования каждого такого коммутатора достаточно подключить к нему  $d^2$  входов через мультиплексы  $Md$ , и  $d^2$  выходов — через демультиплексы  $Dd$  по соответствующей таблице межсоединений (например, см. табл. 2 для  $d = p = 4$ ). При этом образуется расширенный коммутатор  $KP_2R_2$ , где  $R_2 = nd^2 = dN_2$ . В нем сигнал с любого входа поступает на единственную (!) копию коммутатора  $K_2N_2$ , с которой он без дополнительных задержек проходит на любой заданный выход. Поэтому  $KP_2R_2$  является неблокируемым самомаршрутизируемым коммутатором, как и  $K_2N_2$ .

Пример расширения коммутатора  $KP_{2,16}$  в коммутатор  $KP_{2,32}$  при  $d = p = 2$  иллюстрируется табл. 6 и рис. 10.

Таблица 6

Размещение коммутаторов  $KK_2$  в расширенном коммутаторе  $KP_{2,32}$  при  $d = p = 2$

Номер копии $K_2,16$	Порты коммутатора $K_2,16$															
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
	Состав коммутаторов $KP_{2,32}$ из коммутаторов $KK_2$															
1	1 $KK_2$		2 $KK_2$		3 $KK_2$		4 $KK_2$		5 $KK_2$		6 $KK_2$		7 $KK_2$		8 $KK_2$	
2	1 $KK_2$		2 $KK_2$		3 $KK_2$		4 $KK_2$		5 $KK_2$		6 $KK_2$		7 $KK_2$		8 $KK_2$	
3	1 $KK_2$		2 $KK_2$		3 $KK_2$		4 $KK_2$		5 $KK_2$		6 $KK_2$		7 $KK_2$		8 $KK_2$	
4	1 $KK_2$		2 $KK_2$		3 $KK_2$		4 $KK_2$		5 $KK_2$		6 $KK_2$		7 $KK_2$		8 $KK_2$	

Таблица 7

Характеристики коммутатора  $KP_2R_2$  для некоторых значений  $p$  и  $d$

$p$		2	3	4	5	6	7	8
$T_2$		2	3	4	5	6	7	8
$d = p$	$R_2$	32	243	1024	3125	7776	16 807	32 768
	$S_2^*$	$R_2^{2,25}$	$R_2^{2,03}$	$R_2^{1,97}$	$R_2^{1,93}$	$R_2^{1,91}$	$R_2^{1,90}$	$R_2^{1,89}$
	$L_2^*$	$R_2^{1,89}$	$R_2^{1,74}$	$R_2^{1,69}$	$R_2^{1,66}$	$R_2^{1,65}$	$R_2^{1,64}$	$R_2^{1,63}$
$d = p^2$	$R_2$	64	729	4096	15 625	46 656	117 649	262 144
	$S_2^*$	$R_2^{2,21}$	$R_2^{2,03}$	$R_2^{1,97}$	$R_2^{1,94}$	$R_2^{1,93}$	$R_2^{1,92}$	$R_2^{1,91}$
	$L_2^*$	$R_2^{1,91}$	$R_2^{1,78}$	$R_2^{1,74}$	$R_2^{1,72}$	$R_2^{1,71}$	$R_2^{1,7}$	$R_2^{1,69}$
$d = p^3$	$R_2$	128	2187	16 384	78 125	279 936	823 543	2 097 152
	$S_2^*$	$R_2^{2,18}$	$R_2^{2,02}$	$R_2^{1,98}$	$R_2^{1,95}$	$R_2^{1,94}$	$R_2^{1,93}$	$R_2^{1,92}$
	$L_2^*$	$R_2^{1,92}$	$R_2^{1,81}$	$R_2^{1,78}$	$R_2^{1,76}$	$R_2^{1,75}$	$R_2^{1,74}$	$R_2^{1,74}$
$d = p^4$	$R_2$	256	6561	65 536	390 625	1 679 616	5 764 801	16 777 216
	$S_2^*$	$R_2^{2,16}$	$R_2^{2,02}$	$R_2^{1,98}$	$R_2^{1,96}$	$R_2^{1,95}$	$R_2^{1,94}$	$R_2^{1,93}$
	$L_2^*$	$R_2^{1,93}$	$R_2^{1,84}$	$R_2^{1,8}$	$R_2^{1,79}$	$R_2^{1,78}$	$R_2^{1,77}$	$R_2^{1,77}$



Коммутатор  $KP_2R_2$  имеет коммутационную сложность  $S_2^* = d^2S_2 + 2R_2d = d^2(2(N_2^{7/4} + 2N_2^{3/2} + N_2^{5/4} + N_2))$  и кабельную сложность  $L_2^* = d^2L_2 + 2R_2d = d^2(2N_2^{3/2} + 3N_2^{5/4} + N_2)$ . В табл. 7 приводятся все характеристики  $KP_2R_2$  при разных значениях  $p$  и  $d$ . Отметим практическое сохранение удельной сложности (на один канал) расширенного коммутатора при увеличении числа его каналов и сохранении его быстродействия (периода сигналов).

### ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В настоящей работе предложена методика построения неблокируемых самомаршрутизируемых фотонных коммутаторов широкой масштабируемости на базе новых дуальных фотонных коммутаторов с малым числом каналов  $p$ . В дуальных коммутаторах конфликты сигналов разрешаются посредством их разведения либо по разным каналам, либо по разным временным тактам. Последний способ требует увеличения периода сигналов в  $p$  раз для  $p$ -канального дуального коммутатора  $p \times p$ .

Построены дуальные фотонные коммутаторы широкой масштабируемости с минимально возможным для них периодом сигналов, который в  $p$  раз больше длительности сигнала. Масштабируемость достигается путем использования коммутаторов с топологией квазиполных орграфов и способа инвариантного расширения любых сетей на их основе, который позволяет увеличивать число каналов сети с сохранением таких ее свойств, как период сигналов, неблокируемость и самомаршрутизируемость посредством ее распараллеливания с увеличением ее сложности. Этот способ использует расширенную элементную базу, состоящую из коммутаторов  $p \times p$  вместе с мультиплексорами  $1 \times p$  и демультиплексорами  $p \times 1$ .

Построены трех- и двухкаскадные неблокируемые самомаршрутизируемые  $N$ -канальные коммутаторы  $N \times N$  с  $N = p^4$ . В первом из них баланс между длиной периода и сложностью смещен в сторону меньшей сложности при большом периоде. В двухкаскадном коммутаторе баланс смещен в сторону минимального периода при большой сложности. В нем коммутационная сложность оказалась сопоставимой со сложностью полного коммутатора, а кабельная сложность оказалась существенно меньше, чем у полного коммутатора. В этих коммутаторах имеется только два каскада коммутаторов  $p \times p$  и два каскада мультиплексоров  $1 \times p$  и демультиплексоров  $p \times 1$ .

Вышеупомянутые коммутаторы были расширены до  $R$ -канальных коммутаторов  $R \times R$  с  $R = N^r$  ( $r = 1, 2, 3, 4$ ) посредством использования еще одного каскада мультиплексоров  $1 \times d$  и демультиплексоров  $d \times 1$  с  $d = p^r$ . Эти  $R$ -канальные коммутаторы являются неблокируемыми самомаршрутизируемыми коммутаторами с минимальным периодом сигналов. Их коммутационная сложность сопоставима со сложностью полного коммутатора, а канальная сложность существенно меньше ее.

Основной результат данной работы по сравнению с работами [1–3] заключается в существенном сокращении периода сигналов при одинаковом числе каналов и в существенном увеличении числа каналов при одинаковом периоде сигналов. Иначе говоря, основная новизна работы состоит в разработке метода построения неблокируемых самомаршрутизируемых дуальных фотонных коммутаторов с минимально возможным периодом сигналов и с возможностью достижения максимального числа каналов при практически неизменной сложности.

В работах [1–3] и в настоящей работе дана методика построения принципиально новых дуальных системных сетей, обладающих такими свойствами:

- они являются неблокируемыми сетями со статической самомаршрутизацией пакетов, т. е. сетями с бесконфликтной самомаршрутизацией на произвольных перестановках пакетов;
- они обладают широчайшей масштабируемостью при максимальном достижимом на них быстродействии и сложностью, сопоставимой со сложностью полного коммутатора;
- их максимальное быстродействие только в несколько раз (2–4) меньше физически достижимого быстродействия;
- они допускают балансировку соотношения сложность/быстродействие с уменьшением сложности до уровня неблокируемой сети Клоза, для которой нет процедур бесконфликтной самомаршрутизации, но при существенно меньшем быстродействии неблокируемой сети.

В дальнейшем предполагается придать дуальным сетям свойство канальной отказоустойчивости посредством замены квазиполного орграфа на квазиполный граф. Кроме того, предполагается при каскадировании дуальных сетей применять способ внутреннего распараллеливания сети (§ 3, 4) вместо способа внешнего распараллеливания (инвариантного расширения). Это позволит обеспечить масштабирование дуальных сетей с меньшими накладными затратами.

## ЛИТЕРАТУРА

1. Барабанова Е.А., Вытовтов К.А., Подлазов В.С. Многокаскадные коммутаторы для оптических и электронных суперкомпьютерных систем // Матер. 8-го Национального Суперкомпьютерного Форума (НСКФ—2019). — Переславль-Залесский, 2019. — URL: [http://2019.nscf.ru/TesisAll/02\\_Apparatura/037\\_BarabanovaEA.pdf](http://2019.nscf.ru/TesisAll/02_Apparatura/037_BarabanovaEA.pdf). [Barabanova, E.A., Vyotovtov, K.A., Podlazov, V.S. mnogokaskadnye kommutatory dlya opticheskikh i elektronnykh superkomp'yuternykh sistem // Mater. 8-go Natsional'nogo Superkomp'yuternogo Foruma (NSKF—2019). — Pereslavl'-Zalesskii, 2019. — URL: [http://2019.nscf.ru/TesisAll/02\\_Apparatura/037\\_BarabanovaEA.pdf](http://2019.nscf.ru/TesisAll/02_Apparatura/037_BarabanovaEA.pdf). (In Russian)]
2. Барабанова Е.А., Вытовтов К.А., Вишневецкий В.М., Подлазов В.С. Новый принцип построения оптических устройств обработки информации для информационно-измерительных систем // Датчики и системы. — 2019. — № 9. — С. 3—9. [Barabanova, E.A., Vyotovtov, K.A., Vishnevskiy, V.M., Podlazov, V.S. The New Principle for the Construction of Optical Information Processing Devices for Information-Measuring Systems // Sensors and Systems. — 2019. — No. 9. — P. 3—9. (In Russian)]
3. Barabanova, E., Vyotovtov, K., Podlazov, V., Vishnevskiy, V. Model of optical non-blocking information processing system for next-generation telecommunication networks // Proceedings of the 22nd International Conference on Distributed Computer and Communication Networks: Control, Computation, Communications (DCCN—2019). — Moscow, 2019. — Communications in Computer and Information Science, vol. 1141. — Springer, Cham. — P. 188—198. — DOI: 10.1007/978-3-030-36625-4\_16.
4. Pipenger, N. On rearrangeable and non-blocking switching networks // J. Comput. Syst. Sci. — 1978. — Vol. 17. — P. 307—311.
5. Scott, S., Abts, D., Kim, J. and Dally, W. The Black Widow High-radix Clos Network // Proc. 33<sup>rd</sup> Intern. Symp. Comp. Arch. (ISCA'2006). — Boston, 2006. — URL: [https://www.researchgate.net/publication/4244660\\_The\\_BlackWidow\\_High-Radix\\_Clos\\_Network](https://www.researchgate.net/publication/4244660_The_BlackWidow_High-Radix_Clos_Network).
6. Бенеш В.Е. Математические основы теории телефонных сообщений. — М.: Связь, 1968. — 287 с. [Benesh, V.E. Matematicheskie osnovy teorii telefonnykh soobshchenii. — M.: Svyaz?, 1968. — 287 с. (In Russian)]
7. Bhuyan, L.N., and Agrawal, D.P. Generalized Hypercube and Hyperbus Structures for a Computer Network // IEEE Trans. on Computers. — 1984. — Vol. C-33, no. 4. — P. 323—333.
8. Alverson, R., Froese, E., Kaplan, L., and Roweth, D. Cray<sup>®</sup> XC<sup>™</sup> Series Network. — Cray Inc., 2012. — 28 p. — URL: <https://www.cray.com/sites/default/files/resources/CrayXC-Network.pdf>.
9. Gu, Q.P., and Tamaki, H. Routing a Permutation in Hypercube by Two Sets of Edge-Disjoint Paths // J. of Parallel and Distributed Comput. — 1997. — Vol. 44. — No. 2. — P. 147—152.
10. Lubiwi, A. Counterexample to a Conjecture of Szymanski on Hypercube Routing // Inform. Proc. Let. — 1990. — Vol. 35 (2). — p. 57—61.
11. Подлазов В.С. Бесконфликтная самомаршрутизация для трехмерного обобщенного гиперкуба // Проблемы управления. — 2018. — № 3. — С. 26—32. [Podlazov, V.S. Conflict-Free Self-Routing for Three-Dimensional Generalized Hypercube // Control Sciences. — 2018. — No. 3. — P. 26—32. (In Russian)]
12. Каравай М.Ф., Подлазов В.С. Системные сети с прямыми каналами для параллельных вычислительных систем — комбинаторный подход // Главы 5, 6. — URL: <https://www.ipu.ru/sites/default/files/publications/18125/15058-18125.pdf>. [Karavai, M.F., Podlazov, V.S. Sistemnyye seti s pryamymi kanalami dlya parallel'nykh vychislitel'nykh sistem — kombinatorny podkhod // Glavy 5, 6. — URL: <https://www.ipu.ru/sites/default/files/publications/18125/15058-18125.pdf>.]
13. Finn, A.M., Decker, R.O. A Network Architecture for Radar Signal Processing // AIAA/IEEE 8-th Digital Avionic Systems Conference. — San Jose, California, 1988. — P. 614—621.
14. Холл М. Комбинаторика // Гл. 10—12. — М.: Мир, 1970. — 424 с. [Hall, M. Combinatorial Theory. — Waltham: Blaisdell Publishing Company, 1967. — 310 p.]
15. Cho, Y., Chi, C. and Chung, I. An Efficient Conference Key Distribution System Based on Symmetric Balanced Incomplete Block Design // Lecture Notes Comput. Sci. (LNCS). — 2003. — Vol. 2657. — P. 147—154.
16. Lee, O., Lee, S., Kim, S. and Chung, I. An Efficient Load Balancing Algorithm Employing a Symmetric Balanced Incomplete Block Design // Lecture Notes Comput. Sci. (LNCS). — 2004. — Vol. 3046. — P. 647—654.
17. Каравай М.Ф., Пархоменко П.П., Подлазов В.С. Комбинаторные методы построения двудольных однородных минимальных квазиполных графов (симметричных блок-схем) // Автоматика и телемеханика. — 2009. — № 2. — С. 153—170. [Karavai, M.F., Parkhomenko, P.P., Podlazov, V.S. Combinatorial Methods for Constructing Bipartite Uniform Minimal Quasicomplete Graphs (Symmetrical Block Designs) // Automation and Remote Control. — 2009. — Vol. 70. — P. 312—327.
18. 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. [Karavai, M.F., Podlazov, V.S. An Invariant Extension Method for System Area Networks of Multicore Computational Systems. An Ideal System Network // Automation and Remote Control. — 2010. — Vol. 71. — P. 2644—2654.]
19. Alverson, R., Roweth, D. and Kaplan, L. The Gemini System Interconnect // 18th IEEE Symposium on High Performance Interconnects. — 2009. — P. 3—87.
20. Arimili, B., Arimili, R., Chung, V., et al. The PERCS High-Performance Interconnect // 18th IEEE Symposium on High Performance Interconnects. — 2009. — P. 75—82.
21. URL: [https://www.mellanox.com/pdf/whitepapers/IB\\_vs\\_Ethernet\\_Clustering\\_WP\\_100.pdf](https://www.mellanox.com/pdf/whitepapers/IB_vs_Ethernet_Clustering_WP_100.pdf).
22. URL: [https://dlcdnets.asus.com/pub/ASUS/mb/accessory/PEM-FDR/Manual/Mellanox\\_OFED\\_Linux\\_User\\_Manual\\_v2\\_3-1\\_0\\_1.pdf](https://dlcdnets.asus.com/pub/ASUS/mb/accessory/PEM-FDR/Manual/Mellanox_OFED_Linux_User_Manual_v2_3-1_0_1.pdf).
23. Степаненко С.А. Фотонный компьютер: структура и алгоритмы, оценки параметров // Фотоника. — 2017. — № 7 (67). — С. 72—83. [Stepanenko, S.A. Photon Computer: Structure and Algorithms, Parameter Estimates // Fotonika. — 2017. — No. 7 (67). — P. 72—83. (In Russian)]
24. Barabanova, E., Vyotovtov, K., Podlazov, V. Model and Algorithm of Next Generation Optical Switching Systems Based on 8×8 Elements // Proceedings of the 22nd International Conference on Distributed Computer and Communication Networks: Control, Computation, Communications (DCCN—2019). — Moscow, 2019. — Vol. 11965. — P. 58—70. — DOI: 10.1007/978-3-030-36614-8\_5.

Статья представлена к публикации членом редколлегии В.М. Вишневецким.

Поступила в редакцию 30.04.2020, после доработки 09.09.2020.  
Принята к публикации 05.10.2020.

Барабанова Елизавета Александровна — д-р техн. наук,  
✉ elizavetaalex@yandex.ru,

Вытовтов Константин Анатольевич — д-р техн. наук,  
✉ vyotovtov\_konstan@mail.ru,

Подлазов Виктор Сергеевич — д-р техн. наук,  
✉ podlazov@ipu.ru,

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



## TWO-STAGE DUAL PHOTON SWITCHES IN AN EXTENDED SCHEME BASIS

E.A. Barabanova, K.A. Vytovtov and V.S. Podlazov

V.A. Trapeznikov Institute of Control Sciences, Russian Academy of Sciences, Moscow, Russia  
✉ elizavetaalex@yandex.ru, ✉ vytovtov\_konstan@mail.ru, ✉ podlazov@ipu.ru

**Abstract.** This paper proposes a new method for constructing a two-stage dual photon switch with enhanced functional characteristics in the system basis of low-channel photon switches and photon multiplexers and demultiplexers. The method yields non-blocking switches with static self-routing. Also, the method ensures a significant speed-up for the switches with the same number of channels and a significant increase in the number of channels with the same speed compared to the non-blocking dual switches known previously. The non-blocking self-routing dual photon switches presented below have the highest possible speed and a maximum possible number of channels with almost the same complexity. As is shown in the paper, the dual switches have a switching complexity comparable with full switches and, at the same time, a lower channel complexity.

**Keywords:** physical level, photon switch, dual switch, multistage switch, conflict-free self-routing, non-blocking switch, static self-routing, quasi-complete digraph, switching properties, direct channels, scalability and speed.



**ASSA** advances in  
systems science  
and applications

**2020. Vol. 20. No. 4**

- M. Forghani-elahabad, N. Mahdavi-Amiri.** An Algorithm to Search for All Minimal Cuts in a Flow Network. P. 1—10.
- L. Kadi, A. Brouri, A. Ouannou.** Frequency-Geometric Identification of Magnetization Characteristics of Switched Reluctance Machine. P. 11—26.
- A. Nguyen Tuan, B. Hoang Thang.** Determining the Vertical Force When Steering. P. 27—35.
- I. Varga, G. Kocsis.** Statistical Properties of VANET-based Information Spreading. P. 36—44.
- L. V. Kiselev, V. B. Kostousov, A. V. Medvedev, A. E. Tarkhanov, K. V. Dunaevskaya.** Computational Models of Trajectory Investigation of Marine Geophysical Fields and Its Implementation for Solving Problems of Map-Aided Navigation. P. 45—59.
- I. Brokarev, S. Vaskovskii.** Multi-Criteria Estimation of Input Parameters in Natural Gas Quality Analysis. P. 60—69.
- D. Maximov.** Multi-Valued Neural Networks II: A Robot Group Control. P. 70—82.
- M.-C. Litzinger, Y. Todorov, M. Foller-Nord, M.K. Chaudhary, A.S. Bratus.** On Optimal Therapy Protocols in the Mathematical Model of Prostate Cancer Progression. P. 83—104.
- V. Chadeev, N. Aristova.** Automation of Cluster Large-Scale Production Systems. P. 105—112.
- N. Gabdrakhmanova, M. Pilgun.** Development of Unified Approaches to Building Neural Network and Mathematical Models Based on Digital Data. P. 113—124.
- D.V. Tunitsky.** On Some Global Properties of Multivalued Simple Waves. P. 125—131.