



# ВНУТРЕННЯЯ ПАРАЛЛЕЛЬНОСТЬ СИСТЕМНЫХ СЕТЕЙ С ИНКРЕМЕНТИРОВАННЫМ ДИАМЕТРОМ

В.С. Подлазов

Рассмотрена задача повышения параллельности системных сетей благодаря адаптивной маршрутизации при минимальном увеличении диаметра сети. Задача решена для полного мультикольца и обобщенного гиперкуба экспериментальным путем. Получены эмпирические формулы минимального числа разных маршрутов для сетей с числом сетевых узлов до сотен тысяч. Предложено применять системные сети в режиме с инкрементированным диаметром как средства повышения их быстродействия и канальной отказоустойчивости.

**Ключевые слова:** системные сети суперкомпьютеров, полное мультикольцо, обобщенный гиперкуб, «сплюснутая бабочка», параллельность сети, диаметр сети, пропускная способность, канальная отказоустойчивость сети.

## ВВЕДЕНИЕ

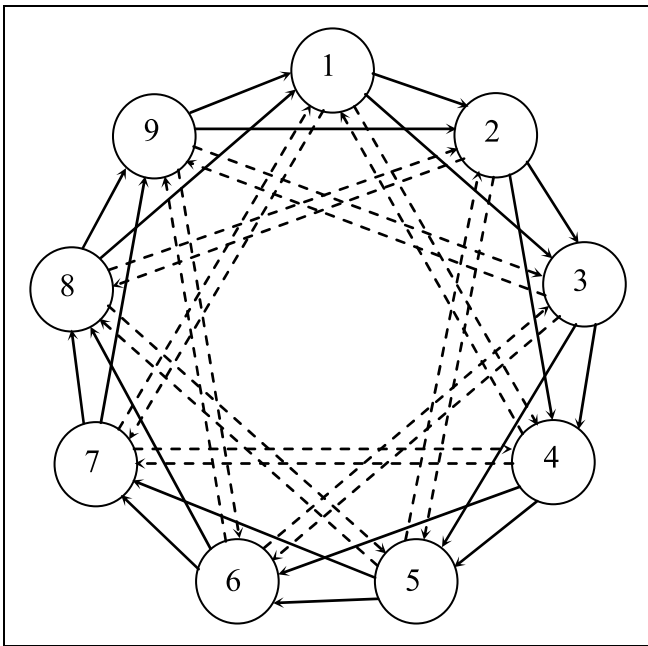
В настоящее время наблюдается тенденция построения системных сетей отдельных суперкомпьютеров на базе сетевых узлов с большим числом портов — типа маршрутизатора Yarc фирмы Cray Inc. с 48—64 дуплексными портами [1]. К таким сетям можно отнести сети суперкомпьютеров Black Widow (Cray) [1], PERCS—P775 (IBM) [2] и XC30 (сеть Dragonfly — Cray) [3, 4], а также сеть «Сплюснутая бабочка» (Flattened Butterfly — Cray) [5]. Все они содержат десятки тысяч сетевых узлов и имеют разные топологии — многокаскадной сети Клоза [1], двухуровневой иерархии полных графов [2] и обобщенного гиперкуба [3, 5]. При этом в сетях [2—5] к каждому сетевому узлу обобщенного гиперкуба подсоединяется не один абонент (процессор), как обычно принимается для обычного обобщенного гиперкуба [6], а несколько абонентов.

На примере этих сетей видна эволюция в сторону уменьшения сетевого диаметра до длины в 3—4 шага при одновременном сокращении числа дорогостоящих межузловых каналов [2—5]. Особенно отчетливо это видно на сетях фирмы Cray Inc. — от сети Клоза [1] до обобщенного гиперкуба [5], который представляет собой «сплюснутую» версию половинки сети Клоза с половинным набором ее сетевых каналов [7].

Сокращение числа каналов ведет к уменьшению внутренней параллельности сети, определяю-

щей пропускную способность и канальную отказоустойчивость сети. Под параллельностью мы понимаем наличие нескольких разных путей между любыми источниками и приемниками. Под внутренней параллельностью мы понимаем отсутствие мультиграфовых возможностей использования параллельных дуг. Наибольшей внутренней параллельностью обладает сеть Клоза, которая является перестраиваемой сетью со свойством потенциальной бесконфликтности на любых перестановках пакетов между несколькими источниками и приемниками. При ее «сплющивании» образуется обобщенный гиперкуб со свойством перестраиваемости для нескольких перестановок, но и с удвоенным диаметром и с удвоенным числом межузловых каналов, что теперь считается излишне дорогостоящим свойством [5].

Минимизация числа межузловых каналов ведет к тому, что зачастую между узлами существует только один кратчайший путь, так в работе [2] он длиной в 3 шага, а в работе [3] — в 4 шага. Этот недостаток снижает пропускную способность и отказоустойчивость сети. На практике он устраняется средствами адаптивной маршрутизации с повторным использованием отдельных дуг (каналов), что сопровождается удлинением маршрутов, т. е. увеличением эффективного диаметра сети. Так, в работе [2] канальная отказоустойчивость достигается удлинением маршрутов до 5 шагов, а в работе [5] требуется почти удвоение диаметра для достижения свойства перестраиваемости, хотя она


 Полное мультикольцо  $\{9, (1, 2, 3, 6)\}$ 

обычно не используется, а заменяется выравниванием нагрузки между каналами благодаря рандомизации маршрутов.

В настоящей статье рассматриваются возможности увеличения внутренней параллельности сети средствами адаптивной маршрутизации как средства повышения ее пропускной способности и канальной отказоустойчивости. Эти возможности исследуются в условиях неизменных числа узлов и степени узлов и в предположении неизменности диаметра сети или его минимального увеличения на 1 шаг.

Исследование проводится для полного мультикольца [8], которое по маршрутным свойствам изоморфно обобщенному гиперкубу [9, 10]. На рисунке приведен пример полного мультикольца  $\{9, (1, 2, 3, 6)\}$ , объединяющего 9 узлов и состоящего из 4 колец с длинами шагов, выраженными в троичной системе счисления.

## 1. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

Пусть имеется коммутлируемое мультикольцо [8] с  $N$  узлами степени  $m$  каждый, состоящее из набора  $m$  колец с шагами  ${}^0S = 1, {}^1S, \dots, {}^{m-1}S$ , где  ${}^iS \neq {}^jS$ . По определению это означает, что каждому узлу инцидентны  $m$  дуг с длинами  ${}^0S = 1, {}^1S, \dots, {}^{m-1}S$ , где длина дуги определяется разницей по  $\text{mod } N$  номеров инцидентных ей узлов. Бу-

дем характеризовать такое мультикольцо набором длин дуг  $C_m = ({}^0S, \dots, {}^{m-1}S)$  и задавать его парой  $\{N, C_m\}$ .

Мультикольцо  $\{N, C_m\}$  имеет диаметр  $D$ , если любые два узла соединяет хотя бы один путь длины, не большей  $D$ , т. е. содержащий не более  $D$  дуг. Эта сеть имеет внутреннюю параллельность  $\sigma$ , если между любыми двумя узлами существует не менее  $\sigma$  разных путей с длиной не большей  $D$ .

Мы называем мультикольцо  $\{k^n, C_{n(k-1)}\}$  полным  $n$ -мерным  $k$ -ичным мультикольцом, если оно содержит  $N = k^n$  сетевых узлов с  $m = n(k-1)$  дуплексными портами, объединенных  $m$  симплексными кольцами с шагами  $C_{n(k-1)} = \{1, 2, \dots, (k-1); k, 2k, \dots, (k-1)k; \dots; k^{n-1}, 2k^{n-1}, \dots, (k-1)k^{n-1}\}$ , задаваемых значениями младших  $n$  разрядов в  $k$ -ичной системе счисления. Оно имеет диаметр  $D = n$ , т. е. в нем кратчайший путь между любыми двумя узлами проходит не более чем по  $n$  дугам разных колец. При этом любой путь длины в  $r \leq D$  может проходиться  $\sigma_r = r!$  разными маршрутами благодаря изменению порядка прохода дуг маршрута. Возникает задача определения числа  $\sigma$  разных маршрутов длиной не более  $n$  дуг при использовании адаптивной маршрутизации.

Полное мультикольцо  $\{k^n, C_{n(k-1)}\}$  по числу узлов  $N$ , по степени узлов  $m$  (числу дуг, инцидентных каждому узлу) и по диаметру  $D$  совпадает с обобщенным  $n$ -мерным  $k$ -ичным гиперкубом [6]. Обобщенный гиперкуб в каждом измерении содержит полный граф из  $k$  узлов и отличается от одноименного мультикольца только способами прокладки дуг и маршрутизации путей. Фактически гиперкуб и мультикольцо изоморфны по путям и длинам их маршрутов [9, 10]. Поэтому все результаты, полученные для полного мультикольца, справедливы и для одноименного обобщенного гиперкуба. Выбор мультикольца для исследования объясняется предпочтениями автора [8–10], основанными на более простом способе маршрутизации в мультикольце, использующем только арифметику по  $\text{mod } N$ .

Теперь допустим, что любой путь в мультикольце  $\{k^n, C_{n(k-1)}\}$  может проходиться не по  $n$ , а по  $n+1$  дугам, т. е. инкрементируем диаметр мультикольца на 1 до длины  $D = n+1$ . Здесь появляется задача определения числа  $\sigma$  разных маршрутов длиной не более  $n+1$  дуг в мультикольце  $\{k^n, C_{n(k-1)}\}$  с инкрементированным диаметром.

Еще раз подчеркнем, что знание внутренней параллельности  $\sigma$  позволяет определить потенциальную пропускную способность и отказоустойчи-



Таблица 1

Таблица A(9, 4) для двумерного трюичного мультикольца с  $C_4 = \{1, 2, 3, 6\}$

Приемник	Источники			
1	9	8	7	4
2	1	9	8	5
3	2	1	9	6
4	3	2	1	7
5	4	3	2	8
6	5	4	3	9
7	6	5	4	1
8	7	6	5	2
9	8	7	6	3

вость полного мультикольца и обобщенного гиперкуба с минимальным и с инкрементированным диаметрами.

## 2. ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНЫЙ МЕТОД РЕШЕНИЯ

Эта задача решалась экспериментальным путем для  $n \leq 6$  в широком диапазоне изменения значений  $k$  посредством прямого подсчета числа маршрутов с длиной, не большей  $D$  дуг. Сам метод подсчета состоит в следующем.

Само мультикольцо  $\{k^n, C_{n(k-1)}\}$  описывается таблицей смежности  $A(N, m)$  с  $N = k^n$  строками и  $m + 1$  столбцами (табл. 1). В каждой строке первый столбец содержит номер узла-приемника, в который входят дуги из узлов-источников, номера которых перечисляются в остальных ячейках строки. Каждый столбец в таблице  $A(N, m)$  представляет собой циклическую последовательность  $1, 2, \dots, N$ , смещенную вниз на длину дуги между источником и приемником. Поэтому значения в наборе  $C_m$  задаются как разница номеров строк в таблице  $A(N, m)$ , содержащих 1 в столбцах источников и столбце приемника.

Каждой таблице  $A(N, m)$  ставятся в соответствие матрица смежности  $A$  приемников и источ-

ников размера  $N \times N$ , в которой  $A_{i,j} = 1$ , если имеется дуга из  $C_{n(k-1)}$  от источника  $j$  к приемнику  $i$  и  $A_{i,j} = 0$  в противном случае. На базе матрицы  $A$  строится матрица числа путей между узлами  $\Omega$  размера  $N \times N$ , которая задается как  $\Omega = \sum_{i=1}^D A^i$ . Для

этих матриц номера узлов традиционно задаются значениями на единицу меньше, чем в таблице  $A(N, m)$ , т. е. числами  $0, 1, \dots, N - 1$ .

Таблица  $A(N, m)$  задает мультикольцо  $\{k^n, C_{n(k-1)}\}$  с внутренней параллельностью  $\sigma$ , если значение каждой ячейки матрицы  $\Omega$  удовлетворяет условию  $\Omega_{i,j} \leq \sigma$ .

Таким образом, поставленная задача решается посредством построения матриц  $A$  и  $\Omega$  и нахождения числа  $\sigma = \min \Omega_{i,j}, 0 \leq i, j \leq N - 1$ .

## 3. ПОЛУЧЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

В данном параграфе рассматриваются экспериментальные результаты и приводятся описывающие их эмпирические формулы.

Для мультиколец с минимальным диаметром  $D = n$  эксперименты дают значение  $\sigma = n!$  независимо от значения  $k$ . Далее приводятся результаты экспериментов для мультиколец с инкрементированным  $D = n + 1$ .

В табл. 2 приведены экспериментальные результаты определения числа маршрутов  $\sigma_e$  для  $n = 2$ . Они хорошо описываются эмпирической формулой  $\sigma_f = 3m - 5$ , значения которой приводятся в предпоследней строке. Здесь имеется различие значений  $\sigma_e$  и  $\sigma_f$  только для двух  $k$ , выделенных жирным шрифтом.

Аналогично в табл. 3 приведены результаты для  $n = 3$ . Здесь экспериментальные результаты и значения по эмпирической формуле вообще не различаются и задаются значениями  $\sigma = 12m - 30$ .

В табл. 4–6 приведены результаты для  $n = 4, 5, 6$  с соответствующими значениями  $\sigma$ .

Ограничение значений  $k$  в табл. 2–6 объясняется ограничениями на время эксперимента в не-

Таблица 2

Экспериментальные и эмпирические результаты для  $n = 2$  с  $\sigma_f = 3m - 5$

$k$	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
$m$	4	6	8	10	12	14	16	18	20	22	24	26
$N$	9	16	25	36	49	64	81	100	121	144	169	196
$\sigma_e$	<b>8</b>	13	19	25	31	37	<b>45</b>	49	55	61	67	73
$\sigma_f$	7	13	19	25	31	37	<b>43</b>	49	55	61	67	73

Таблица 3

**Результаты для  $n = 3$  с  $\sigma = 12m - 30$** 

$k$	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
$m$	6	9	12	15	18	21	24	27	30	33	36	39
$N$	27	64	125	216	343	512	729	1000	1331	1728	2197	2744
$\sigma$	42	78	114	150	186	222	258	294	330	366	402	438

Таблица 4

**Результаты<sup>1</sup> для  $n = 4$  с  $\sigma = 60m - 216$** 

$k$	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
$m$	8	12	16	20	24	28	32	36	40	44	48	52
$N$	81	256	625	1296	2401	4096	6561	10 000	14 641	20 736	28 561	38 416
$\sigma$	264	504	744	984	1224	1464	1704	1944	2184	2424	2664	2904

<sup>1</sup> В табл. 4 сети с  $m = 40 \dots 44$  по числу сетевых узлов и диаметру сети сопоставимы с сетями [2, 3]. Для интереса мы исследовали для них  $\sigma$  при  $D = n + 2$  и получили значения 133 344 и 163 704, т. е. в 8-9 раз больше числа узлов. Это к вопросу дальнейшего инкрементирования диаметра.

Таблица 5

**Результаты для  $n = 5$  с  $\sigma = 360m - 1680$** 

$k$	3	4	5	6	7	8	9	10	11
$m$	10	15	20	25	30	35	40	45	50
$N$	243	1024	3125	7776	16 807	32 768	59 049	100 000	161 051
$\sigma$	1920	3720	5520	7320	9120	10 920	12 720	14 520	16 320

сколько суток для каждого значения вследствие длительности времен построения матрицы  $\Omega$  на персональном компьютере при больших  $k$  и  $n$ . Тем не менее, полученные результаты применимы для построения системных сетей с десятками и сотнями тысяч сетевых узлов.

Полученные эмпирические результаты для инкрементированного мультикольца можно свести в табл. 7 или еще более компактно выразить формулами (1) и (2).

$$n = 2 : \sigma(m, n) = (n + 1)m - (n + 3), \quad (1)$$

$$n \geq 3 : \sigma(m, n) = \prod_{i=0}^{n-3} (n - i) \{ (n + 1)m - (n - 1)(n + 2) \}. \quad (2)$$

В табл. 8 приводятся значения отношения  $\sigma_{n+1}/\sigma_n$  внутренней параллельности при  $D = n + 1$  и при  $D = n$ . Видно, что увеличение диаметра на 1 приводит к увеличению внутренней параллельности на один-два порядка.

Теоретическое обоснование формул (1) и (2) представляет собой интересную, по-видимому, комбинаторную задачу. Однако автор не собира-

ется заниматься ее решением, так как продолжает экспериментальные исследования возможностей повышения характеристик системных сетей при минимальном изменении их структуры [7, 12] или режима функционирования (данная работа), в частности, при совмещении обоих изменений (задача, намеченная в Заключение).

#### 4. К ВОПРОСУ ПРИМЕНИМОСТИ ВНУТРЕННЕЙ ПАРАЛЛЕЛЬНОСТИ

Суперкомпьютеры состоят из парных узлов (сетевой узел и процессорный узел) [2–5], в которых процессорный узел соединяется несколькими каналами только со своим связным узлом, а сетевые

Таблица 6

**Результаты для  $n = 6$  с  $\sigma = 2 520m - 14 400$** 

$k$	3	4	5	6	7
$m$	12	18	24	30	36
$N$	729	4 096	15 625	46 656	117 649
$\sigma$	15 840	30 960	46 080	61 200	76 320



узлы объединяются системной сетью. Процессорные узлы в работах [2, 3] содержат 4–8 процессоров, тогда как в работе [5] они содержат  $k$  процессоров. При этом системная сеть в работах [3, 4] представляет собой четырехмерный обобщенный «гиперпараллелепипед» с разными степенями узлов в разных измерениях, а системная сеть в работе [5] —  $(n - 1)$ -мерный  $k$ -ичный гиперкуб с узлами степени  $m = n(k - 1) + 1$ .

Все системные сети [2–5] обладают свойством повышения внутренней параллельности при адаптивной маршрутизации благодаря увеличению диаметра сети. Настоящая статья дает количественные оценки внутренней параллельности для обобщенного гиперкуба при минимальном повышении его диаметра. Эти оценки показывают, что 2–3 шага по любым путям в таких сетях могут осуществляться практически бесконфликтно по разным маршрутам. Эта возможность существенно повышает пропускную способность сети для локального трафика с короткими путями (в пределах шасси или шкафа). В результате можно ожидать повышения быстродействия сети вследствие сокращения времен пребывания в очередях, несмотря на увеличение времен передачи из-за небольшого увеличения средней длины путей. Здесь конкурируют быстро растущее с размером очереди время нахождения пакетов в ней и независимое от размеров очереди время продвижения пакетов по узлам сети. Впрочем, этот вопрос требует допол-

нительного исследования. Наконец, высокая внутренняя параллельность сети обеспечивает ее высокую канальную отказоустойчивость.

Для нечетных  $k$  удобно использовать симметричные полные мультикольца с встречными дугами одинаковой длины:  $C_{n(k-1)} = \{\pm 1, \pm 2, \dots, \pm(k-1)/2; \pm k, \pm 2k, \dots, \pm k(k-1)/2; \dots; \pm k^{n-1}, \pm 2k^{n-1}, \dots, \pm k^{n-1}(k-1)/2\}$ . Применение симметричных мультиколец приводит к применению в них дуплексных колец, что позволяет значительно сократить общую длину шагов, т. е. длину используемых кабелей. В этом случае табл. 2–6 несколько меняются, в частности, для  $k = 3$  имеет место равенство  $\sigma = n!$  при всех  $n$ , а при  $n = 2$  и  $k \geq 5$  равенство  $\sigma = 3m - 4$ . В остальном для  $n > 2$  табл. 3–7 и формула (2) для нечетных  $k$  остаются неизменными. Заметим, что симметричное  $n$ -мерное  $k$ -ичное мультикольцо по своей структуре наиболее близко к одноименному обобщенному гиперкубу. Они состоят из одинакового числа узлов одинаковой степени, имеют одинаковые диаметры, используют одинаковые ребра (дуплексные каналы) и различаются только номерами узлов, которые соединяют эти ребра.

Приведенные оценки позволяют рекомендовать эксплуатацию системных сетей типа обобщенного гиперкуба постоянно в режиме инкрементированного диаметра. Системные сети «обобщенный гиперкуб» и «сплюснутая бабочка» получают все

Таблица 7

**Сжатое представление результатов**

$n$	$D = n + 1$	$\sigma(m)$	$\sigma(m, n, D)$
2	3	$3m - 5$	$Dm - (D + 2)$
3	4	$12m - 30$	$3(4m - 10) = n[Dm - (n - 1)(D + 1)]$
4	5	$60m - 216$	$12(5m - 18) = n(n - 1)[Dm - (n - 1)(D + 1)]$
5	6	$360m - 1\ 680$	$60(6m - 28) = n(n - 1)(n - 2)[Dm - (n - 1)(D + 1)]$
6	7	$2\ 520m - 14\ 400$	$360(7m - 40) = n(n - 1)(n - 2)(n - 3)[Dm - (n - 1)(D + 1)]$

Таблица 8

**Отношение  $\sigma_{n+1}/\sigma_n$**

$n$	$k$											
	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
2	3,5	6,5	9,5	12,5	15,5	18,5	21,5	24,5	27,5	30,5	33,5	36,5
3	7	13	19	25	31	37	43	49	55	61	67	73
4	11	21	31	41	51	61	71	81	91	101	111	121
5	16	31	46	61	76	91	106	121	136	—	—	—
6	22	43	64	85	106	—	—	—	—	—	—	—

большее распространение в отечественных суперкомпьютерах [11]. Интересно было бы увидеть результаты их эксплуатации в режиме инкрементированного диаметра.

### ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Выполнено экспериментальное исследование внутренней параллельности (числа разных маршрутов) в системной сети « $n$ -мерное  $k$ -ичное мультикольцо с инкрементированным диаметром». Полученные результаты описываются эмпирическими формулами (1) и (2), задающими линейный рост внутренней параллельности по  $k$  и степенной рост — по  $n$ .

Полученные результаты позволяют использовать системные сети типа « $n$ -мерные  $k$ -ичные мультикольцо и гиперкуб» в режиме инкрементированного диаметра как еще одной возможности повышения пропускной способности сети и ее канальной отказоустойчивости.

Полученные результаты позволяют поставить задачу одновременного повышения числа узлов и внутренней параллельности в сетях с инкрементированным диаметром благодаря подбору оптимальной структуры сетевых связей, как это уже делалось автором для сетей с неизменными узлами и диаметром [7, 12]. Решение этой задачи — тема отдельной работы, требующей проведения серии переборных экспериментов с целью выбора структуры связей (шагов колец в мультикольце).

### ЛИТЕРАТУРА

1. Scott S., Abts D., Kim J., and Dally W. The Black Widow High-radix Clos Network // Proc. of 33rd Intern. Symp. Comp. Arch. (ISCA. 2006). — 2006. — URL: [http://cva.stan-](http://cva.stanford.edu/publications/2006/ISCA_YARC.pdf)

- ford.edu/publications/2006/ISCA\_YARC.pdf (дата обращения 12.02.2016).
2. Arimili B., Arimili R., Chung V., et al. The PERCS High-Performance Interconnect // 18th IEEE Symp. on High Performance Interconnects. 2009. — P. 75–82.
3. Alverson R., Roweth D., Kaplan L., and Roweth D. Cray XC® Series Network // URL: <http://www.cray.com/Assets/PDF/products/xc/CrayXC30Networking.pdf> (дата обращения 12.02.2016).
4. Kim J., Dally W.J., Scott S., and Abts D. Technology-driven, highly-scalable dragonfly topology // Proc. of the 35<sup>th</sup> annual international symposium on computer architecture — ISCA'2008. — P. 77–88.
5. Kim J., Dally W.J., and Abts D. Flattened Butterfly: A Cost-Efficient Topology for High-Radix Networks // Proc. of 34<sup>th</sup> Intern. Symp. Comp. Archit. (ISCA'2007). — 2007. — P. 126–137. — URL: [http://cva.stanford.edu/publications/2007/ISCA\\_FBFLY.pdf](http://cva.stanford.edu/publications/2007/ISCA_FBFLY.pdf) (дата обращения 12.02.2016).
6. Bhuyan L.N., and Agrawal D.P. Generalized Hypercube and Hyperbus Structures for a Computer Network // IEEE Trans. on Computers. — 1984. — Vol. C-33, N 4. — P. 323–333.
7. Подлазов В.С. Системная сеть «обобщенное расширенное мультикольцо» в сравнении с сетью «сплюснутая бабочка» // Проблемы управления. — 2016. — № 3. — С. 65–71.
8. Алленов А.В., Подлазов В.С. Пропускная способность набора кольцевых каналов II. Кольцевые коммутаторы // Автоматика и телемеханика. — 1996. — № 4. — С. 162–171.
9. Подлазов В.С. Условия неблокируемости мультикольцевых коммутаторов и обобщенных гиперкубов на произвольных перестановках. I. Межузловая коммутация. Мультикольцо // Автоматика и телемеханика. — 2001. — № 8. — С. 128–126.
10. Подлазов В.С. Условия неблокируемости мультикольцевых коммутаторов и обобщенных гиперкубов на произвольных перестановках. II. Обобщенные гиперкубы. Внутриузловая коммутация // Автоматика и телемеханика. — 2001. — № 9. — С. 114–124.
11. Т-Платформы: A-Class // URL: [http://www.tadviser.ru/index.php/Продукт:Т-Платформы\\_A-Class](http://www.tadviser.ru/index.php/Продукт:Т-Платформы_A-Class) (дата обращения 12.02.2016).
12. Подлазов В.С. Расширенное мультикольцо с диаметром 2 // Проблемы управления. — 2015. — № 4. — С. 35–40.

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

Подлазов Виктор Сергеевич — д-р техн. наук, гл. науч. сотрудник, Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, г. Москва, ✉ [podlazov@ipu.ru](mailto:podlazov@ipu.ru).



### Содержание сборника «Управление большими системами», 2016, вып. 66

- Бессонов М.А., Фархадов М.П. Алгоритмы интерпретации просодических признаков речи при ее обработке низкоскоростными кодеками
- Ведешенков В.А. Фрагментарный подход к диагностированию компонентов цифровых систем со структурой минимального квазиполого графа (на примере графа размера  $7 \times 7$ )
- Выхованец В.С. Информационная система с понятийной моделью предметной области
- Городецкий В.И., Бухвалов О.Л., Скобелев П.О. и др. Современное состояние и перспективы промышленных применений много-агентных систем
- Кузнецов А.В. Распределение ограниченных ресурсов в системе с устойчивой иерархией (на примере перспективной системы военной связи)
- Мирошник С.Н., Гончар Д.Р., Фуругян М.Г. Оптимизация структуры базы данных реального времени

Тексты статей в свободном доступе на сайте <http://ubs.mtas.ru/>