

УДК 004.7

А.Э. Саак

**ЦЕНТРАЛЬНО- КОЛЬЦЕВОЙ АЛГОРИТМ ДИСПЕТЧЕРИЗАЦИИ
МАССИВАМИ ЗАЯВОК ГИПЕРБОЛИЧЕСКОГО ТИПА**

Рассматривается гиперболический тип массива заявок пользователей на компьютерное обслуживание в Grid-системах, многопроцессорных вычислительных системах. Предлагается и исследуется центрально-кольцевой полиномиальный алгоритм назначения заявок гиперболического квадратичного типа. Проведено и исследовано сравнение эвристических мер предложенного и оптимального алгоритмов распределения вычислительных ресурсов и даются рекомендации о возможности его использования в диспетчере как МВС, так и центра Grid-технологий. Сравнение эвристических мер ресурсных оболочек подтверждает целесообразность использования предложенного центрально-кольцевого алгоритма при диспетчировании процессорно-временными ресурсами.

Grid-система; многопроцессорная вычислительная система; диспетчирование; гиперболический квадратичный тип массива требований пользователей; центрально-кольцевой полиномиальный алгоритм.

A.E. Saak

**CENTRAL RING ALGORITHM OF HYPERBOLIC-TYPE TASK QUEUES
SCHEDULING**

A task queue of hyperbolic type which comes for scheduling in Grid-systems or multiprocessor computer systems is considered. It is proposed and considered a central ring polynomial algorithm for allocation of multiprocessor tasks of hyperbolic and quadratic type. Heuristic measures of our algorithm and optimal one, both are used for computational resources distribution, were compared. The recommendations were given about the algorithm application in MCS or Grid-technology centre for scheduling. Comparison of heuristic measures of resource shells confirms the usefulness of the proposed center-ring algorithm for scheduling the processor-time resources.

Grid-system; multiprocessor computer system; scheduling; multiprocessor task queue of hyperbolic and quadratic type; central ring polynomial algorithm.

1. Постановка задачи. В работах [1–3] определена квадратичная типизация массивов заявок пользователей на компьютерное обслуживание в Grid- системах, многопроцессорных вычислительных системах (МВС) [5–11]. В [12–15] рассматривалась оптимальная укладка последовательности квадратов $1 \times 1, 2 \times 2, \dots, k \times k$. В [16] изучалась оптимальная укладка последовательности прямоугольников с постоянным периметром $1 \times k, 2 \times (k - 1), \dots, (k - 1) \times 2, k \times 1$. Эти исследования дают дополнительную мотивацию рассматриваемому кругу вопросов. В [4] для требований кругового квадратичного типа проведён сравнительный анализ предложенных полиномиальных алгоритмов распределения ресурсов. В настоящей статье предлагается и исследуется центрально- кольцевой алгоритм назначения на обслуживание заявок гиперболического квадратичного типа.

2. Центрально-кольцевой алгоритм диспетчеризации массивами заявок гиперболического типа. При представлении заявки пользователя для обслуживания диспетчером центра Grid-технологий или операционной системы МВС координатным ресурсным прямоугольником горизонтальное и вертикальное измерения, соответственно, принимаются равными числу единиц ресурса процессоров и времени, требуемому для обработки. Символом $a(j_1) \times b(j_1)$ или $[(a(j_1), b(j_1))]$ обозначается j_1 -ая заявка, требующая $a(j_1)$ единиц процессоров и $b(j_1)$ единиц времени.

Приведём и исследуем центрально-кольцевой алгоритм диспетчеризации линейными гиперболическими полиэдрами координатных ресурсных прямоугольников $\bigcup_{j_1=0}^{k-1} [(a(j_1), b(j_1))]$ (рис. 1), с убывающими высотами и растущими основаниями $b(j_1) \downarrow$, $a(j_1) \uparrow$, $j_1 \uparrow$.

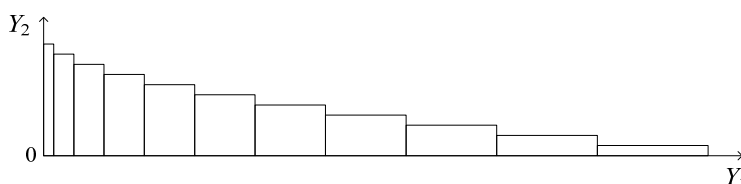


Рис. 1. Гиперболическая линейная полиэдраль ресурсных прямоугольников

Выделим центральный элемент $[(a(j_1^*), b(j_1^*))]$ минимальной асимметрии измерений $|b(j_1^*) - a(j_1^*)| = \min_j |b(j_1) - a(j_1)|$. Данный ресурсный элемент делит массив на предшествующие элементы с номерами $j_1 < j_1^*$ больших высот и меньших оснований и последующие элементы с $j_1 > j_1^*$ противоположного свойства.

Центральный ресурсный элемент принимаем в качестве начальной оболочки (рис. 2).

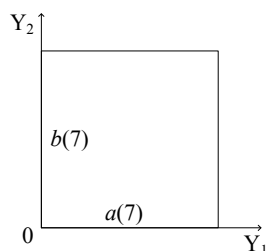


Рис. 2. Начальная ресурсная оболочка

На втором шаге вдоль правой стороны оболочки $Y_1 = a(j_1^*)$ вертикально суперпозируются последующие по отношению к центральному ресурсные прямоугольники $\bigcup_{j_1=j_1^*+1}^{j_1^*+q_1} [(a(j_1), b(j_1))]$ до наилучшего приближения уровня оболочки с недостатком $\sum_{j_1=j_1^*+1}^{j_1^*+q_1} b(j_1) = b(j_1^*) - 0$, где q_1 – мощность ресурсных прямоугольников, суперпозированных в вертикальном слое. Строится новая ресурсная оболочка полученной аддитивной графики (рис. 3).

Затем, над верхней стороной достигнутой оболочки вдоль горизонтали на упомянутом уровне $Y_2 = b(j_1^*)$ суперпозируются последовательно элементы, предшествующие по отношению к центральному $\bigcup_{j_1=j_1^*-1}^{j_1^*-q_2} [(a(j_1), b(j_1))]$, до наилучшего приближения с недостатком величины протяжённости оболочки

$\sum_{j_1=j_1^*-1}^{j_1^*-q_2} a(j_1) = a(j_1^*) + a(j_1^* + q_1) - 0$, где q_2 – мощность ресурсных прямоугольников, суперпозированных в горизонтальном слое. Строится новая ресурсная оболочка полученной аддитивной графики (рис. 4).

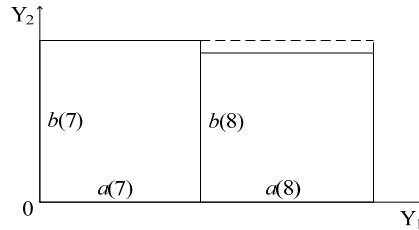


Рис. 3. Первая ресурсная оболочка

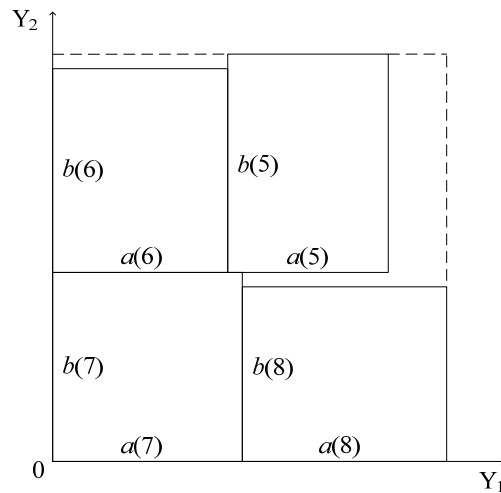


Рис. 4. Вторая ресурсная оболочка

На следующем шаге вновь вдоль правой стороны достигнутой оболочки $Y_1 = a(j_1^*) + a(j_1^* + q_1)$ вертикально суперпозируются последующие ресурсные прямоугольники $\bigcup_{j_1=j_1^*+q_1+1}^{j_1^*+q_1+q_3} [(a(j_1), b(j_1))]$ до наилучшего приближения уровня оболочки с недостатком $\sum_{j_1=j_1^*+q_1+1}^{j_1^*+q_1+q_3} b(j_1) = b(j_1^*) + b(j_1^* - q_2) - 0$, где q_3 – мощность ресурсных прямоугольников, суперпозированных в вертикальном слое. Строится новая ресурсная оболочка (рис. 5).

Далее, над верхней стороной достигнутой оболочки вдоль горизонтали $Y_2 = b(j_1^*) + b(j_1^* - q_2)$ суперпозируются последовательно элементы, предшествующие по отношению к центральному $\bigcup_{j_1=j_1^*-q_2-1}^{j_1^*-q_2-q_3} [(a(j_1), b(j_1))]$, до наилучшего при-

ближения с недостатком величины протяжённости оболочки

$$\sum_{j_1=j_1^*-q_2-1}^{j_1^*-q_2-q_4} a(j_1) = a(j_1^*) + a(j_1^* + q_1) + a(j_1^* + q_1 + q_3) - 0, \text{ где } q_4 - \text{ мощность ресурс-}$$

ных прямоугольников, суперпозированных в горизонтальном слое. Строится четвёртая ресурсная оболочка (рис. 6).

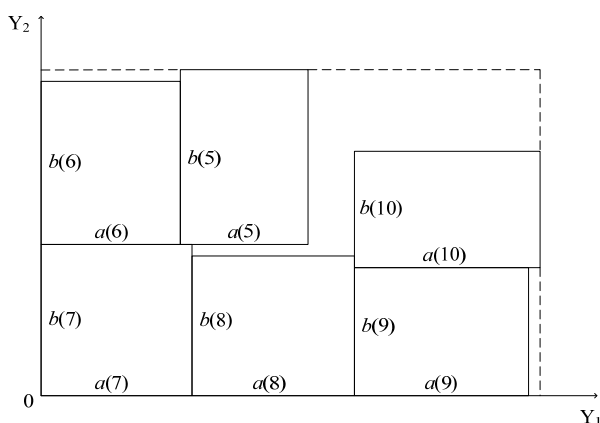


Рис.5. Третья ресурсная оболочка

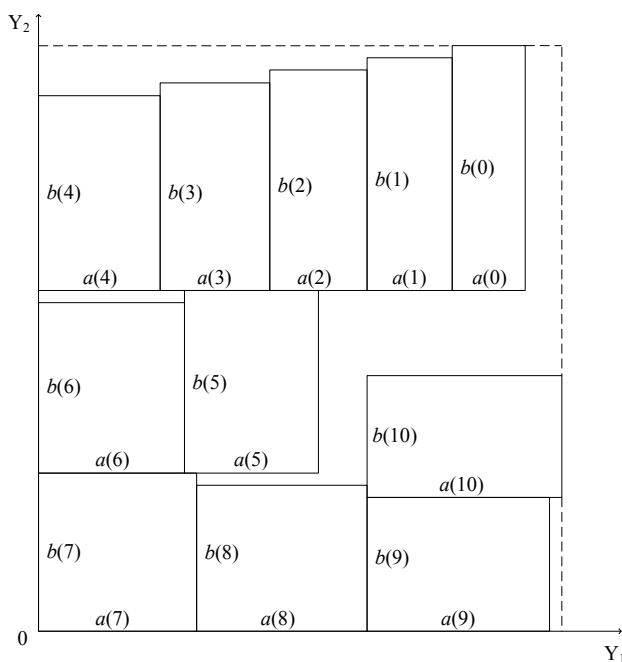


Рис. 6. Четвёртая ресурсная оболочка

Введённый таким образом центрально-кольцевой алгоритм повторяем до полного исчерпания ресурсных прямоугольников массива.

Отметим, что количество операций работы алгоритма составляет k операций сложения и k операций сравнения, т.е. алгоритм является полиномиальным.

Время работы оптимального алгоритма [16] приведено в табл. 1.

Таблица 1

k	Время работы оптимального алгоритма 2.93GHz Intel Core 2 Duo E7500			
	дни	часы	мин.	сек.
20	-	-	02	15
21	-	-	07	51
22	-	-	11	20
23	-	9	12	37
24	3	22	50	38

Видим, что время оптимальной укладки 23-х гиперболических прямоугольников превышает 94 часа.

3. Эвристическая мера ресурсных оболочек. Оценим качество центрально-кольцевого алгоритма диспетчеризации посредством эвристической меры. Так, эвристической мерой координатного ресурсного прямоугольника $L \times H$ на Z^2 -плоскости с аддитивными подмножествами-координатными ресурсными прямоугольниками $a \times b$, $\lambda \times \beta$ (рис. 7)

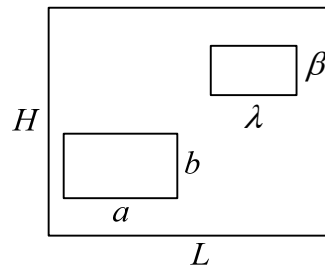


Рис. 7. Ресурсный прямоугольник с аддитивными подмножествами

называем величину

$$\frac{1}{2} \left(\frac{L \cdot H}{a \cdot b + \lambda \cdot \beta} + \frac{(L - H)^2}{a \cdot b + \lambda \cdot \beta} \right)$$

и ставим вопрос о её минимизации надлежащей диспетчеризацией координатных ресурсных прямоугольников в ресурсную оболочку.

Для большего числа ресурсных прямоугольников эвристическая мера определяется полусуммой отношений ресурсных мер оболочки аддитивной графики граней к суммарной мере охватываемых планарных элементов и мерой асимметрии измерений оболочки к той же величине суммарной меры.

В приведённом центрально-кольцевом алгоритме ресурсные прямоугольники выбирались от центрального элемента, центра. В частности, для линейной полиэдри гиперболических ресурсных прямоугольников $j_1 \times (k - j_1)$, $j_1 \in [1, k - 1] \subset Z^1$ при $k = 24$ соответствующие построения центрально-кольцевым алгоритмом (от центра) приведены на рис. 8.

Приведём в табл. 2 эвристические меры ресурсных оболочек центрально-кольцевого алгоритма (от центра) для последовательности гиперболических ресурсных прямоугольников $1 \times (k - 1)$, $2 \times (k - 2)$, ..., $(k - 1) \times 1$.

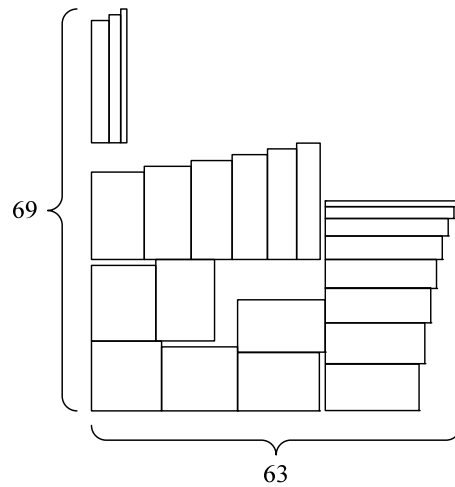


Рис. 8. Укладка гиперболической полиэдри центрально-кольцевым алгоритмом (от центра)

Таблица 2

Эвристические меры ресурсных оболочек центрально-кольцевого алгоритма (от центра)

k	Ресурсная оболочка	Эвристическая мера
14	30×28	0,93
15	41×33	1,27
16	45×33	1,20
17	45×36	1,04
18	49×37	1,01
19	50×40	0,92
20	54×41	0,90
21	55×44	0,83
22	59×45	0,80
23	59×48	0,73
24	63×69	0,95

Видим, что эвристические меры ресурсных оболочек центрально-кольцевого алгоритма (от центра) не превосходят величину 1,3.

В другом варианте центрально-кольцевого алгоритма ресурсные прямоугольники выбираются справа и слева от концов полиэдри к центру. В частности, для линейной полиэдри гиперболических ресурсных прямоугольников $j_1 \times (k - j_1)$, $j_1 \in [1, k - 1] \subset Z^1$ при $k = 24$ соответствующие построения центрально-кольцевым алгоритмом (к центру) приведены на рис. 9.

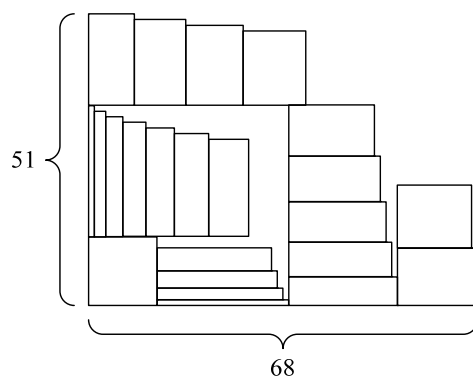


Рис. 9. Укладка гиперболической полиэдри центрально-кольцевым алгоритмом (к центру)

Приведём в табл. 3 эвристические меры ресурсных оболочек центрально-кольцевого алгоритма (к центру) для последовательности гиперболических ресурсных прямоугольников $1 \times (k - 1)$, $2 \times (k - 2)$, ..., $(k - 1) \times 1$.

Таблица 3

Эвристические меры ресурсных оболочек центрально-кольцевого алгоритма (к центру)

k	Ресурсная оболочка	Эвристическая мера
14	30×28	0,93
15	32×22	0,72
16	35×32	0,83
17	46×35	1,06
18	50×37	1,04
19	51×40	0,95
20	55×41	0,92
21	58×44	0,89
22	62×46	0,88
23	65×49	0,85
24	68×51	0,82

Видим, что эвристические меры ресурсных оболочек центрально-кольцевого алгоритма (к центру) не превосходят величину 1,1.

Графики эвристической меры ресурсных оболочек обеих версий центрально-кольцевых полиномиальных алгоритмов диспетчеризации линейными полиэдрами гиперболического типа показаны на рис. 10.

Сравнение эвристических мер ресурсных оболочек подтверждает целесообразность использования предложенного центрально-кольцевого алгоритма при диспетчеризации процессорно-временными ресурсами.

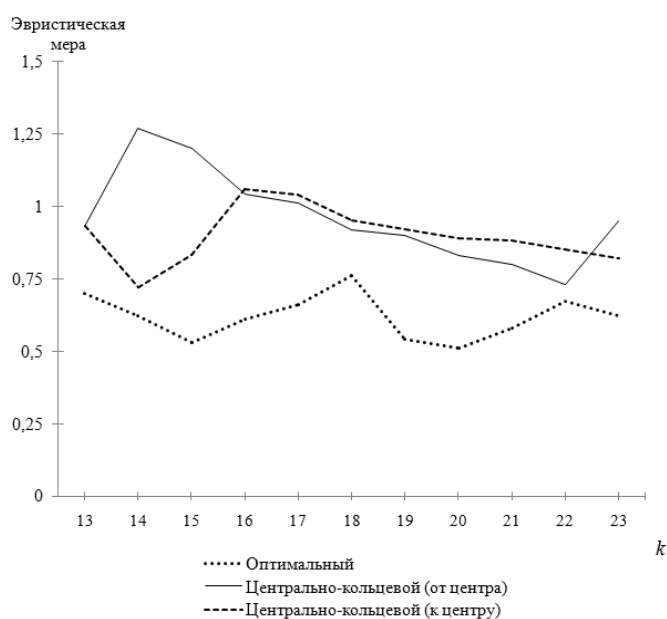


Рис. 10. Эвристические меры ресурсных оболочек центрально-кольцевых алгоритмов

Заключение. В статье для гиперболического типа массива заявок пользователей рассмотрен центрально-кольцевой полиномиальный алгоритм диспетчеризации. Проведено сравнение эвристических мер предложенного и оптимального алгоритмов распределения вычислительных ресурсов и даны рекомендации о возможности использования центрально-кольцевого полиномиального алгоритма в диспетчере как МВС, так и центра Grid- технологий.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Саак А.Э. Локально-оптимальные ресурсные распределения // Информационные технологии. – 2011. – № 2. – С. 28-34.
2. Саак А.Э. Алгоритмы диспетчеризации в Grid- системах на основе квадратичной типизации массивов заявок // Информационные технологии. – 2011. – № 11. – С. 9-13.
3. Саак А.Э. Диспетчеризация в GRID- системах на основе однородной квадратичной типизации массивов заявок пользователей // Информационные технологии. – 2012. – № 4. – С. 32-36.
4. Саак А.Э. Сравнительный анализ полиномиальных алгоритмов диспетчеризации в GRID- системах // Информационные технологии. – 2012. – № 9 (в печати).
5. Барский А.Б. Параллельные информационные технологии. – М.: ИНТУИТ; БИНОМ. Лаборатория знаний, 2007. – 503 с.
6. Барский А.Б. Параллельные информационные технологии в основе Grid-системы // Информационные технологии. – 2006. – № 12. – С. 54-60.
7. Васенин В.А., Шундеев А.С. Эволюция технологии Grid // Информационные технологии. – 2012. – № 1. – С. 2-9.
8. Васенин В.А., Инюхин А.В., Шевелев М.В. Вычислительный Grid-полигон: состояние, идеи, решения // Информационные технологии. – 2009. – № 7. Приложение. – 32 с.
9. Хорошевский В.Г. Архитектура вычислительных систем. – М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2005. – 512 с.
10. Воеводин В.В., Воеводин Вл.В. Параллельные вычисления. – СПб.: БХВ-Петербург, 2002. – 608 с.

11. *Каляев И.А., Левин И.И., Семерников Е.А., Шмойлов В.И.* Реконфигурируемые мультиконвейерные вычислительные структуры. – 2-е изд., перераб. и доп. / Под общ. ред. И.А. Каляева. – Ростов-на-Дону: Изд-во ЮНЦ РАН, 2009. – 344 с.
12. *Korf R.* (2003). Optimal rectangle packing: Initial results. In *Proceedings of the thirteenth international conference on automated planning and scheduling (ICAPS 2003)* Trento, Italy, June 9-13, 2003. – P. 287-295.
13. *Korf R.* Optimal rectangle packing: New results. In *Proceedings of the fourteenth international conference on automated planning and scheduling (ICAPS 2004)* Whistler, British Columbia, Canada, June 3-7, 2004. – P. 142-149.
14. *Korf R. Moffitt, M. Pollack, M.* Optimal rectangle packing // *Annals of Operations Research.* – 2010. – Vol. 179, № 1. – P. 261-295.
15. *Korf R. Huang E.* New Improvements in Optimal Rectangle Packing. In *Proceedings of the 21st International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI 2009)* Pasadena, California, USA, July 11-17. – 2009. – P. 511-516.
16. *Korf R. Huang E.* Optimal Rectangle Packing on Non- Square Benchmarks. In *Proceedings of the twenty-fours AAAI Conference on Artificial Intelligence (AAAI-10)* Atlanta, Georgia, USA, July 11–15. – 2010. – P. 83-88.

Статью рекомендовал к опубликованию д.т.н., профессор В.П. Карелин.

Саак Андрей Эрнестович – Технологический институт федерального государственного автономного образовательного учреждения высшего профессионального образования «Южный федеральный университет» в г. Таганроге; e-mail: saak@tti.sfedu.ru; 347928, г. Таганрог, пер. Некрасовский, 44, ГСП 17А; тел.: 88634393373; кафедра государственного и муниципального права и управления; зав. кафедрой.

Saak Andrey Ernestovich – Taganrog Institute of Technology – Federal State-Owned Autonomy Educational Establishment of Higher Vocational Education “Southern Federal University”; e-mail: saak@tti.sfedu.ru; GSP-17A, 44, Nekrasovskiy, Taganrog, 347928, Russia; phone: +78634393373; the department of state and municipal legislation and administration; head the department.