

ПРОГРАММНЫЕ ПРОДУКТЫ И СИСТЕМЫ

4 (96)

2011
ISSN 0236-235X



ПОЗДРАВЛЯЕМ

НАШИХ АВТОРОВ

И ЧИТАТЕЛЕЙ

С НОВЫМ

2012 ГОДОМ !

ЖЕЛАЕМ ВСЕХ

БЛАГ !

Научно-исследовательский институт
«Центрпрограммсистем»

Программные продукты и системы

НАУЧНО-ПРАКТИЧЕСКОЕ ИЗДАНИЕ

№ 4 (96), 2011

Главный редактор

С.В. ЕМЕЛЬЯНОВ, академик РАН

Тверь

РАСПРЕДЕЛЕННЫЕ ВЫЧИСЛЕНИЯ ПРИ ОГРАНИЧЕННОМ ЧИСЛЕ КОПИЙ ПРОГРАММНОГО РЕСУРСА

Н.С. Коваленко, д.ф.-м.н.

(Белорусский государственный экономический университет, г. Минск);

П.А. Павлов, к.ф.-м.н. (Полесский государственный университет, г. Пинск, pin2535@tut.by)

Решаются задачи нахождения времени выполнения распределенных конкурирующих процессов при ограниченном числе копий программного ресурса в условиях неограниченного и ограниченного параллелизма.

Ключевые слова: *распределенный конкурирующий процесс, программный ресурс, асинхронный режим, синхронный режим, ограниченный параллелизм, неограниченный параллелизм, однородная система, одинаково распределенная система.*

Во многих приложениях, связанных с проектированием *многопроцессорных систем* (МС), вычислительных комплексов, системного и прикладного ПО [1–2], оптимальной организации параллельных вычислительных процессов, значительный интерес представляют задачи, в которых множество конкурирующих процессов могут использовать не одну, а несколько копий структурированного *программного ресурса* (ПР). Случай, когда в общей памяти МС имеется одна копия ПР, с различных точек зрения описан в работах [3–5]. При этом были решены задачи нахождения минимального общего времени выполнения распределенных конкурирующих процессов, использующих структурированный на блоки ПР в различных режимах взаимодействия процессов, процессоров и блоков, получены критерии эффективности и оптимальности структурирования ПР, проведен сравнительный анализ режимов взаимодействия процессов, процессоров и блоков, решен ряд оптимизационных задач по расчету числа процессов, минимального числа процессоров и др. Изучение этих и других задач, относящихся к оптимальной организации параллельных вычислений, приобретает особую актуальность, когда в общей памяти МС одновременно могут размещаться две или более копий (с) ПР. Такое обобщение носит принци-

пиальный характер ввиду того, что отражает основные черты мультиконвейерной обработки, а также позволяет сравнить эффективность конвейерной и параллельной обработки.

В данной работе строится и исследуется математическая модель организации конкурирующих процессов, использующих ограниченное число копий ПР. При этом с помощью метода структурирования ПР на блоки с их последующей конвейеризацией по процессам и процессорам исследуются оптимальные временные характеристики такой организации.

Математическая модель распределенных вычислений при ограниченном числе копий ПР

Конструктивными элементами для построения математических моделей систем распределенных вычислений являются понятия процесса и ПР.

Процесс будем рассматривать как последовательность блоков (команд, процедур) $Q_1, Q_2, \dots, Q_s$, для выполнения которых используется множество процессоров (процессорных узлов, обрабатывающих устройств, интеллектуальных клиентов). При этом процесс называется *распределенным*, если все блоки или часть из них обрабатываются

разными процессорами [2]. Для ускорения процессы могут обрабатываться параллельно, взаимодействуя путем обмена информацией. Такие процессы называются *кооперативными*, или *взаимодействующими*.

Ресурсом являются любые объекты, которые используются для выполнения процесса. *Реентерабельные (многократно используемые)* – это ресурсы, одновременно используемые несколькими вычислительными процессами. Для параллельных систем характерна ситуация, когда одну и ту же последовательность блоков или ее часть необходимо выполнять многократно. Такую последовательность будем называть *программным ресурсом*, а множество соответствующих процессов – *конкурирующими*.

Математическая модель распределенной обработки конкурирующих взаимодействующих процессов при ограниченном числе копий ПР включает в себя: p процессоров МС ($p \geq 2$), которые имеют доступ к общей памяти; n распределенных конкурирующих процессов ($n \geq 2$); s блоков структурированного на блоки ПР ($s \geq 2$); матрицу $T = [t_{ij}]$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, s}$, времен выполнения блоков ПР распределенными взаимодействующими конкурирующими процессами; c копий ($2 \leq c \leq p$) структурированного на блоки ПР, которые могут одновременно находиться в оперативной памяти, доступной для всех p процессоров, причем $\left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil \geq 2$;

параметр ε ($\varepsilon > 0$), характеризующий время дополнительных системных расходов, связанных с организацией конвейерного режима использования блоков структурированного ПР множеством взаимодействующих конкурирующих процессов при распределенной обработке.

Также предположим, что число процессов n кратно числу копий c структурированного ПР, то есть $n = mc$, $m \geq 2$, и что взаимодействие процессов, процессоров и блоков ПР подчинено следующим условиям:

- ни один из процессоров одновременно не может обрабатывать более одного блока;
- процессы выполняются в параллельно-конвейерном режиме группами, то есть осуществляется одновременное (параллельное) выполнение c копий каждого блока в сочетании с конвейеризацией групп из c блоков по процессорам и процессам;
- обработка каждого блока ПР происходит без прерываний;
- распределение блоков ПР по процессорам для каждого из процессов $i = lc + q$, $i = \overline{1, n}$, $l \geq 0$, $q = \overline{1, c}$, осуществляется циклически по правилу:

блок с номером $j = k \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil + r$, $j = \overline{1, s}$, $k \geq 0$,

$r = \overline{1, \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil}$, распределяется на процессор с номером $q + c(r-1)$.

Введем следующие режимы взаимодействия процессов, процессоров и блоков с учетом наличия c копий ПР:

– *асинхронный режим*, при котором начало выполнения очередной группы из c копий блока Q_j , $j = \overline{1, s}$, определяется наличием c процессоров и готовностью этой группы блоков к выполнению (программный блок считается готовым к выполнению, если он не выполняется ни на одном из процессоров);

– *первый синхронный режим*, обеспечивающий линейный порядок выполнения блоков ПР внутри каждого из процессов без задержек, то есть для каждого процесса $i = lc + q$, $i = \overline{1, n}$, $l \geq 0$, $q = \overline{1, c}$, момент завершения выполнения j -го блока на $q + c(r-1)$ -м процессоре совпадает с моментом начала выполнения следующего $(j+1)$ -го блока на $(q + cr)$ -м процессоре, $j = \overline{1, s-1}$, $r = \overline{1, \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil}$;

– *второй синхронный режим*, при котором c копий каждого блока непрерывно переходят по группам из c процессов, то есть момент окончания обработки c копий текущего блока совпадает с моментом начала их обработки на следующей группе из c процессоров.

На рисунках 1–3 представлены диаграммы Ганта, иллюстрирующие выполнение $n=4$ распределенных конкурирующих процессов, использующих $c=2$ копии структурированного ПР в МС с $p=7$ процессорами в рассмотренных выше режимах и с заданной матрицей времени выполнения блоков ПР с учетом дополнительных системных

расходов $T^e = \begin{bmatrix} 3 & 1 & 4 \\ 2 & 2 & 1 \\ 1 & 3 & 3 \\ 4 & 1 & 2 \end{bmatrix}$.

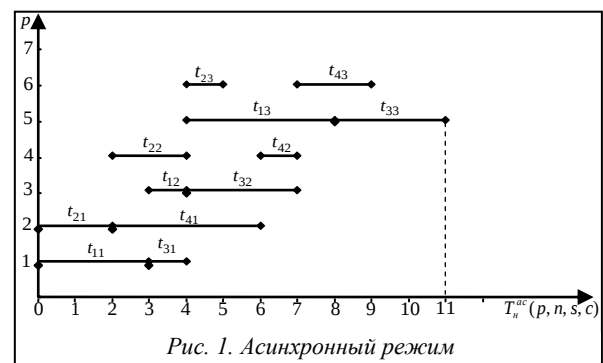


Рис. 1. Асинхронный режим

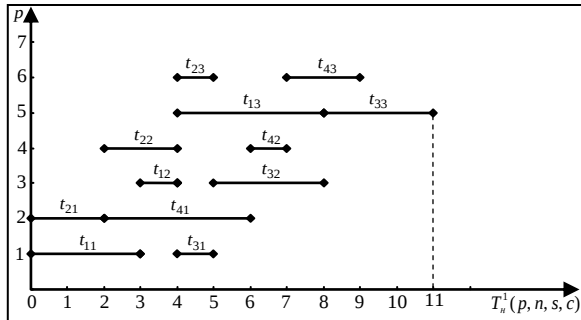


Рис. 2. Первый синхронный режим

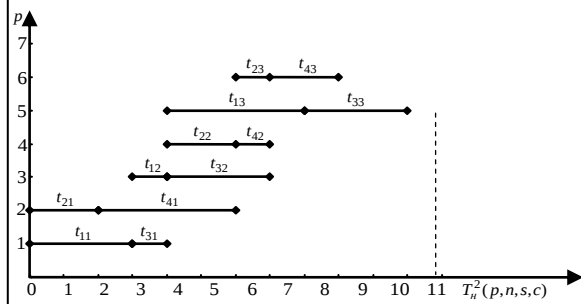


Рис. 3. Второй синхронный режим

Определение 1. Система n распределенных конкурирующих процессов называется *неоднородной*, если время выполнения каждого из блоков ПР $Q_1, Q_2, \dots, Q_s$ зависит от объемов обрабатываемых данных и/или их структуры, то есть разное для разных процессов.

Определение 2. Систему распределенных конкурирующих процессов будем называть *однородной*, если время выполнения Q_j -го блока каждым из i -х процессов одинаково, то есть $t_{ij} = t_j$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, s}$.

Определение 3. Систему конкурирующих процессов будем называть *одинаково распределенной*, если время t_{ij} выполнения каждого из блоков Q_j , $j = \overline{1, s}$, ПР каждым из i -х процессов совпадает и равно t_i для всех $i = \overline{1, n}$, то есть справедлива цепочка равенств $t_{i1} = t_{i2} = \dots = t_{is} = t_i$ для всех $i = \overline{1, n}$.

Время выполнения неоднородных распределенных процессов в асинхронном режиме при достаточном числе процессоров

Обозначим минимальное общее время выполнения n неоднородных распределенных конкурирующих процессов при ограниченном числе s копий ПР в МС с p процессорами в асинхронном режиме с учетом параметра ε через $T_n^{ac}(p, n, s, c)$. Для его вычисления рассмотрим случаи неограниченного $\left(s \leq \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor\right)$ и ограниченного $\left(s > \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor\right)$ параллелизма.

Пусть имеется система $n = mc$, $m \geq 2$, $2 \leq c \leq p$, неоднородных распределенных конкурирующих процессов, причем число блоков s структурированного ПР не превосходит числа групп процессоров по c процессоров в каждой, то есть $2 \leq s \leq \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$. В этом случае без ограничения общности можно считать, что каждый Q_j -й, $j = \overline{1, s}$, блок i -го процесса, где $i = lc + q$, $l = \overline{1, n}$, $q = \overline{1, c}$, закреплен за $(q + c(r-1))$ -м процессором, $r = \overline{1, \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor}$. Тогда для выполнения n процессов достаточно взять $p = \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor s$ процессоров, а остальные $p - \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor s$ процессоров не будут задействованы.

Пусть $T^\varepsilon = [t_{ij}^\varepsilon]$ – $n \times s$ -матрица времени выполнения блоков ПР каждым из i -х процессов с учетом параметра $\varepsilon > 0$, где $t_{ij}^\varepsilon = t_{ij} + \varepsilon$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, s}$. Для вычисления минимального общего времени $T_n^{ac}(p, n, s, c)$ можно воспользоваться функционалом задачи Беллмана–Джонсона, который в данном случае будет иметь вид

$$T_n^{ac}(p, n, s, c) = \max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq \dots \leq u_{s-1} \leq m} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{q+(i-1)c, 1}^\varepsilon + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{q+(i-1)c, 2}^\varepsilon + \dots + \sum_{i=u_{s-1}}^m t_{q+(i-1)c, s}^\varepsilon \right], \quad (1)$$

где $m = \frac{n}{c}$, $t_{q+(i-1)c, j}^\varepsilon = t_{q+(i-1)c, j} + \varepsilon$, $q = \overline{1, c}$, $i = \overline{1, m}$, $j = \overline{1, s}$, а $u_1, u_2, \dots, u_{s-1}$ – целые числа.

Пример 1. Рассмотрим интерпретацию формулы (1) на числовом примере. Пусть $p=7$, $n=6$, $s=3$, $c=2$, а время выполнения блоков процессами зада-

$$\text{но матрицей } T^\varepsilon = \begin{bmatrix} 3 & 1 & 4 \\ 2 & 2 & 1 \\ 1 & 3 & 3 \\ 4 & 1 & 2 \\ 3 & 2 & 1 \\ 1 & 4 & 1 \end{bmatrix}.$$

Тогда $m=3$, следовательно, функционал (1) примет вид

$$T_n^{ac}(p=7, n=6, s=3, c=2) = \max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq 3} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{q+(i-1)2, 1}^\varepsilon + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{q+(i-1)2, 2}^\varepsilon + \sum_{i=u_2}^3 t_{q+(i-1)2, 3}^\varepsilon \right], \quad q = \overline{1, 2}.$$

1) При $q=1$ имеем:

$$\max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq 3} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{q+(i-1)2,1}^e + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{q+(i-1)2,2}^e + \sum_{i=u_2}^3 t_{q+(i-1)2,3}^e \right] =$$

$$= \max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq 3} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=u_2}^3 t_{2i-1,3}^e \right].$$

Если $u_1=1$, $u_2=1,3$, если $u_1=2$, $u_2=2,3$, если $u_1=3$, $u_2=3$, тогда

$$\max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq 3} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=u_2}^3 t_{2i-1,3}^e \right] =$$

$$= \max \left[\begin{array}{l} \sum_{i=1}^1 t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=1}^1 t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=1}^3 t_{2i-1,3}^e, \sum_{i=1}^1 t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=1}^2 t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=2}^3 t_{2i-1,3}^e, \\ \sum_{i=1}^1 t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=1}^3 t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i-1,3}^e, \sum_{i=1}^2 t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=2}^2 t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=2}^3 t_{2i-1,3}^e, \\ \sum_{i=1}^2 t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=2}^3 t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i-1,3}^e, \sum_{i=1}^3 t_{2i-1,1}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i-1,2}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i-1,3}^e \end{array} \right] =$$

$$= \max \left[\begin{array}{l} t_{1,1}^e + t_{1,2}^e + t_{1,3}^e + t_{3,3}^e + t_{5,3}^e, t_{1,1}^e + t_{1,2}^e + t_{3,2}^e + t_{3,3}^e + t_{5,3}^e, \\ t_{1,1}^e + t_{1,2}^e + t_{3,2}^e + t_{5,2}^e + t_{5,3}^e, t_{1,1}^e + t_{3,1}^e + t_{3,2}^e + t_{3,3}^e + t_{5,3}^e, \\ t_{1,1}^e + t_{3,1}^e + t_{3,2}^e + t_{5,2}^e + t_{5,3}^e, t_{1,1}^e + t_{3,1}^e + t_{5,1}^e + t_{5,2}^e + t_{5,3}^e \end{array} \right] =$$

$$= \max \left[\begin{array}{l} 3+1+4+3+1, 3+1+3+3+1, \\ 3+1+3+2+1, 3+1+3+3+1, \\ 3+1+3+2+1, 3+1+3+2+1 \end{array} \right] =$$

$$= \max[12, 11, 10, 11, 10, 10] = 12.$$

2) При $q=2$ имеем:

$$\max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq 3} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{q+(i-1)2,1}^e + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{q+(i-1)2,2}^e + \sum_{i=u_2}^3 t_{q+(i-1)2,3}^e \right] =$$

$$= \max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq 3} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{2i,1}^e + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{2i,2}^e + \sum_{i=u_2}^3 t_{2i,3}^e \right].$$

Если $u_1=1$, $u_2=1,3$, если $u_1=2$, $u_1=2,3$, $u_1=3$, $u_2=3$, тогда

$$\max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq 3} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{2i,1}^e + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{2i,2}^e + \sum_{i=u_2}^3 t_{2i,3}^e \right] =$$

$$= \max \left[\begin{array}{l} \sum_{i=1}^1 t_{2i,1}^e + \sum_{i=1}^1 t_{2i,2}^e + \sum_{i=1}^3 t_{2i,3}^e, \sum_{i=1}^1 t_{2i,1}^e + \sum_{i=1}^2 t_{2i,2}^e + \sum_{i=2}^3 t_{2i,3}^e, \\ \sum_{i=1}^1 t_{2i,1}^e + \sum_{i=1}^3 t_{2i,2}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i,3}^e, \sum_{i=1}^2 t_{2i,1}^e + \sum_{i=2}^2 t_{2i,2}^e + \sum_{i=2}^3 t_{2i,3}^e, \\ \sum_{i=1}^2 t_{2i,1}^e + \sum_{i=2}^3 t_{2i,2}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i,3}^e, \sum_{i=1}^3 t_{2i,1}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i,2}^e + \sum_{i=3}^3 t_{2i,3}^e \end{array} \right] =$$

$$= \max \left[\begin{array}{l} t_{2,1}^e + t_{2,2}^e + t_{2,3}^e + t_{4,3}^e + t_{6,3}^e, t_{2,1}^e + t_{2,2}^e + t_{4,2}^e + t_{4,3}^e + t_{6,3}^e, \\ t_{2,1}^e + t_{2,2}^e + t_{4,2}^e + t_{6,2}^e + t_{6,3}^e, t_{2,1}^e + t_{4,1}^e + t_{4,2}^e + t_{4,3}^e + t_{6,3}^e, \\ t_{2,1}^e + t_{4,1}^e + t_{4,2}^e + t_{6,2}^e + t_{6,3}^e, t_{2,1}^e + t_{4,1}^e + t_{6,1}^e + t_{6,2}^e + t_{6,3}^e \end{array} \right] =$$

$$= \max \left[\begin{array}{l} 2+2+1+2+1, 2+2+1+2+1, \\ 2+2+1+4+1, 2+4+1+2+1, \\ 2+4+1+4+1, 2+4+1+4+1 \end{array} \right] =$$

$$= \max[8, 8, 10, 10, 12, 12] = 12.$$

Следовательно, минимальное общее время выполнения $n=6$ неоднородных распределенных взаимодействующих конкурирующих процессов, использующих $c=2$ копии структурированного на $s=3$ блока ПР, в МС с $p=7$ процессорами в асинхронном режиме составит $T_n^{ac}(p, n, s, c) = 12$. При этом будут использованы 6 процессоров.

Рассмотрим алгоритм, позволяющий решить задачу определения минимального общего времени $T_n^{ac}(p, n, s, c)$ выполнения неоднородных распределенных конкурирующих процессов в асинхронном режиме значительно эффективнее.

По заданным s , c , $m = \frac{n}{c}$ и матрице $T^e = [t_{q+(i-1)c,j}^e]$, $q = \overline{1, c}$, $i = \overline{1, m}$, $j = \overline{1, s}$, строим c -слойный вершинно-взвешенный граф G_1^c . Каждый q -й, $q = \overline{1, c}$, слой графа G_1^c состоит из вершин $t_{q+(i-1)c,j}^e$, $i = \overline{1, m}$, $j = \overline{1, s}$, которые расположены в узлах прямоугольной $m \times s$ -решетки, причем t_{q1}^e – входные вершины, $t_{q+m,s}^e$ – выходные, $q = \overline{1, c}$, $t = (m-1)c$ (рис. 4). Дуги в каждом слое q отражают линейный порядок выполнения блоков Q_j , $j = \overline{1, s}$, ПР каждым $(q+(i-1)c)$ -м процессом, $q = \overline{1, c}$, $i = \overline{1, m}$, а также линейный порядок использования каждого блока всеми m процессами.

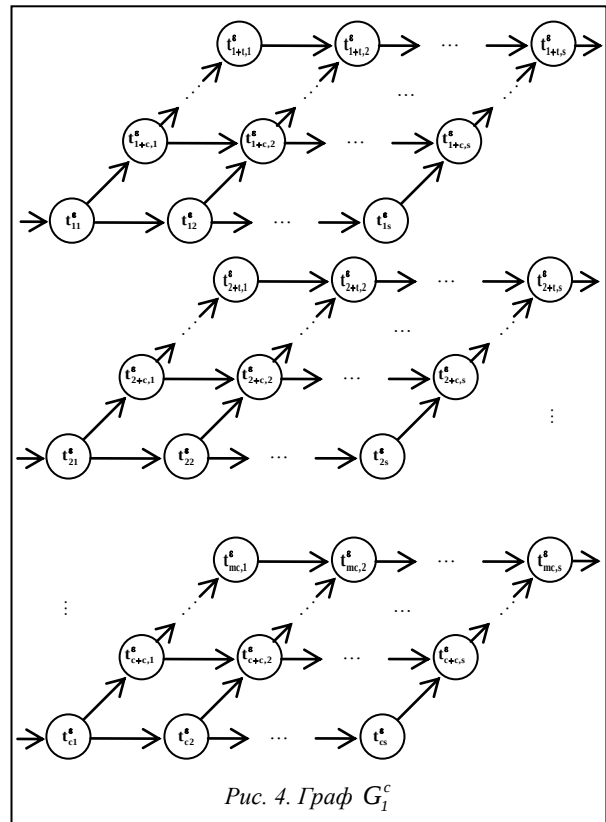


Рис. 4. Граф G_1^c

Таким образом, выведем следующую теорему.

Теорема 1. Минимальное общее время выполнения $n=mc$, $m \geq 2$, неоднородных распределенных конкурирующих процессов, использующих $2 \leq s \leq p$ копий структурированного на $2 \leq s \leq \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$ блока ПР с временем выполнения блоков с учетом дополнительных системных расходов $[t_{ij}^e]$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, s}$, в МС с p , $\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor \geq 2$, процессорами в асинхронном режиме, определяется длиной критического пути в c -слойном вершинно-взвешенном графе G_1^c из начальной вершины t_{q1}^e в конечную $t_{q+(m-1)c, s}^e$, $q = \overline{1, c}$, $m = \frac{n}{c}$.

Пример 2. Используя данные примера 1, найти минимальное общее время $T_n^{ac}(p, n, s, c)$, используя алгоритм нахождения критического пути в c -слойном вершинно-взвешенном графе G_1^c .

По заданным $n=6$, $s=3$ и матрице T^e строим 2-слойный ($c=2$) вершинно-взвешенный граф G_1^c (рис. 5). Каждый слой содержит ms вершин, где $m=n/c=3$. Длина критического пути в графе равна 12, что совпадает с минимальным общим временем, полученным в примере 1.

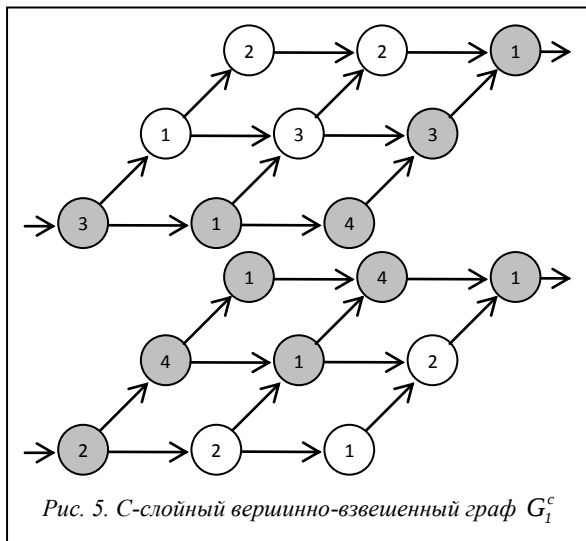


Рис. 5. С-слойный вершинно-взвешенный граф G_1^c

Асинхронный режим выполнения распределенных конкурирующих процессов в условиях ограниченного параллелизма

Рассмотрим случай *ограниченного* параллелизма, то есть когда число блоков структурированного ПР больше числа групп по c процессоров в каждой, то есть $s > \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$, $s = k \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor + r$, $k \geq 1$,

$$1 \leq r < \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor.$$

Как и в случае с одной копией ПР в общей памяти МС множество из s блоков разобьем на $(k+1)$ групп по $\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$ блоков в каждой, за исключением $(k+1)$ -й группы, которая будет содержать r блоков. Тогда матрицу $T^e = [t_{ij}^e]$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, \left(k \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor + r \right)}$, времени выполнения блоков разбиваем на $(k+1)$ подматрицу T_l^e , $l = \overline{1, k+1}$, размерностью $n \times \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$ каждая, за исключением последней T_{k+1}^e , которая будет содержать при s , не кратном $\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$, только r столбцов, а остальные $\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor - r$ столбцов будут нулевыми. По каждой из подматриц T_l^e , $l = \overline{1, k+1}$, строим $(k+1)$ -ю линейную диаграмму Ганта, каждая из которых отображает во времени выполнение очередных $\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$ блоков структурированного ПР на $c \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$ процессорах всеми n процессами, использующими ограниченное число s копий структурированного ПР. При $r \neq 0$ $(k+1)$ -я диаграмма будет отражать выполнение последних r блоков на cr процессорах. На рисунке 6 представлена диаграмма Ганта для МС с параметрами $p=7$, $n=4$, $s=3$, $c=2$:

$$T^e = \begin{bmatrix} 3 & 1 & 4 & 2 & 1 & 4 & 2 & 1 \\ 2 & 2 & 1 & 1 & 3 & 3 & 2 & 2 \\ 1 & 3 & 3 & 1 & 1 & 3 & 3 & 1 \\ 4 & 1 & 2 & 3 & 1 & 1 & 2 & 5 \end{bmatrix}.$$

Суммарное время выполнения всех процессов, использующих s копий ПР, в этом случае будет определяться как сумма длин критических путей в

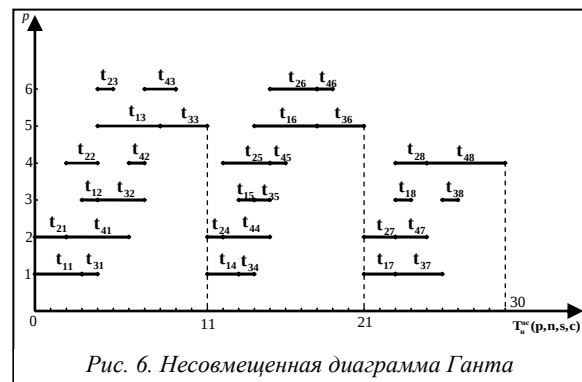


Рис. 6. Несовмещенная диаграмма Ганта

каждой из подряд идущих несовмещенных диаграмм Ганта. Однако это время можно сократить, если последовательно поблочно совмещать диаграммы Ганта, начиная со второй, по оси времени справа налево на максимально возможную величину, не нарушая технологические условия асинхронного режима. В результате совмещения получим результирующую совмещенную диаграмму Ганта (рис. 7).

Полученная структура результирующей совмещенной диаграммы Ганта определяется матрицей T^* (2), которая состоит из подматриц $T_1^e, T_2^e, \dots, T_{k+1}^e$. В матрице T^* учтены как все горизонтальные, так и все вертикальные связи между блоками, а также связи между блоками из разных диаграмм Ганта. Отметим также, что результирующая матрица T^* имеет размерность

$(k+1)n \times (k+1) \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$, является блочной, симметричной, верхней диагональной относительно второй диагонали, типа Ганкелевой порядка $k+1$

$$T^* = \begin{bmatrix} T_1^e & T_2^e & T_3^e & \dots & T_k^e & T_{k+1}^e \\ T_2^e & T_3^e & T_4^e & \dots & T_{k+1}^e & 0 \\ T_3^e & T_4^e & T_5^e & \dots & 0 & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ T_k^e & T_{k+1}^e & 0 & \dots & 0 & 0 \\ T_{k+1}^e & 0 & 0 & \dots & 0 & 0 \end{bmatrix}, \quad (2)$$

где T_1^e и T_{k+1}^e – матрицы вида

$$T_1^e = \begin{bmatrix} t_{1,1}^e & t_{1,2}^e & \dots & t_{1,\lfloor \frac{p}{c} \rfloor}^e \\ t_{2,1}^e & t_{2,2}^e & \dots & t_{2,\lfloor \frac{p}{c} \rfloor}^e \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ t_{n,1}^e & t_{n,2}^e & \dots & t_{n,\lfloor \frac{p}{c} \rfloor}^e \end{bmatrix}, \quad l = \overline{1, k},$$

$$T_{k+1}^e = \begin{bmatrix} t_{1,k}^e & t_{1,k+1}^e & \dots & t_{1,\lfloor \frac{p}{c} \rfloor}^e & 0 & \dots & 0 \\ t_{2,k}^e & t_{2,k+1}^e & \dots & t_{2,\lfloor \frac{p}{c} \rfloor}^e & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ t_{n,k}^e & t_{n,k+1}^e & \dots & t_{n,\lfloor \frac{p}{c} \rfloor}^e & 0 & \dots & 0 \end{bmatrix}.$$

По матрице T^* построим c -слойный вершинно-взвешенный граф G_2^c , аналогичный графу G_1^c . Вершинам каждого слоя q размерности $(k+1)m \times (k+1) \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$ графа G_2^c будут приписаны веса $t_{q+(i-1)c,j}^e$, $q = \overline{1, c}$, $i = \overline{1, (k+1)m}$, $j = \overline{1, s}$. Вершины t_{q1}^e будут являться входными, а $t_{q+(k+1)m-1,c,s}^e$ – выходными, $q = \overline{1, c}$. Выведем следующую теорему.

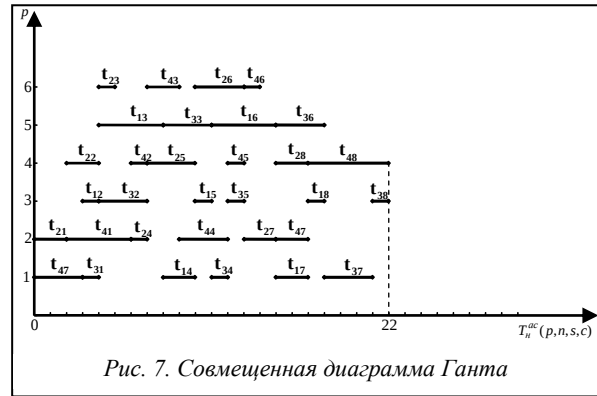


Рис. 7. Совмещенная диаграмма Ганта

Теорема 2. Минимальное общее время $T_n^{ac}(p, n, s, c)$ выполнения n , $n \geq 2$, неоднородных распределенных конкурирующих процессов, использующих линейно структурированный на s , $s \geq 2$, блоков ПР, с временем выполнения блоков с учетом дополнительных системных расходов $\varepsilon > 0$, задаваемых матрицей $T^e = [t_{ij}^e]$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, s}$, в МС с p , $p \geq 2$, процессорами и $c \geq 2$ копиями структурированного ПР $\left(\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor \geq 2 \right)$, в асинхронном режиме в случае неограниченного параллелизма $\left(s > \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor \right)$, определяется длиной критического пути из начальной вершины t_{q1}^e в конечную $t_{q+(k+1)m-1,c,s}^e$, $q = \overline{1, c}$, графа G_2^c .

Пример 3. По значениям параметров диаграммы Ганта, изображенной на рис. 6, найти минимальное общее время $T_n^{ac}(p, n, s, c)$, используя алгоритм нахождения критического пути в c -слойном вершинно-взвешенном графе G_2^c .

Так как $\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor = 3$, то $8 = s = k \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor + r = 2 \cdot 3 + 2$, следовательно, $k=2$, $r=2$. Матрицу T^e разбиваем на подматрицы T_l^e , $l = \overline{1, 3}$, размерностью 4×3 каждая. Матрица T^* будет иметь размерность $(k+1)n \times (k+1) \left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor = 12 \times 9$ и следующий вид:

$$T^* = \begin{bmatrix} \begin{bmatrix} 3 & 1 & 4 \\ 2 & 2 & 1 \\ 1 & 3 & 3 \\ 4 & 1 & 2 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 2 & 1 & 4 \\ 1 & 3 & 3 \\ 1 & 1 & 3 \\ 3 & 1 & 1 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 2 & 1 & 0 \\ 2 & 2 & 0 \\ 3 & 1 & 0 \\ 2 & 5 & 0 \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} 2 & 1 & 4 \\ 1 & 3 & 3 \\ 1 & 1 & 3 \\ 3 & 1 & 1 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 2 & 1 & 0 \\ 2 & 2 & 0 \\ 3 & 1 & 0 \\ 2 & 5 & 0 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} 2 & 1 & 0 \\ 2 & 2 & 0 \\ 3 & 1 & 0 \\ 2 & 5 & 0 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \end{bmatrix}.$$

Построим по матрице T^* 2-слойный вершинно-взвешенный граф G_2^c (рис. 8). Длина критического пути равна 22.

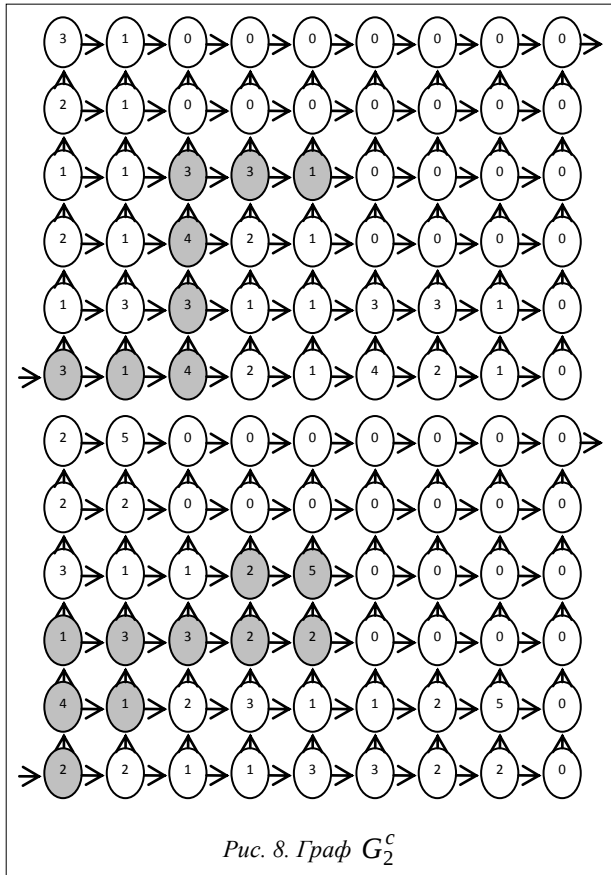


Рис. 8. Граф G_2^c

Время выполнения однородных и одинаково распределенных конкурирующих процессов

Согласно определению 2, систему распределенных конкурирующих процессов будем считать *однородной*, если время выполнения каждого блока Q_j , $j = \overline{1, s}$, каждым из процессов равное, то есть $t_{ij}^e = t_j^e$, $i = \overline{1, n}$, $j = \overline{1, s}$.

На рисунке 9 представлена диаграмма Ганта, иллюстрирующая выполнение однородных распределенных конкурирующих процессов при ограниченном числе копий ПР в МС с параметрами

$$p=7, n=4, s=3, c=2, T^e = \begin{bmatrix} 3 & 1 & 4 \\ 3 & 1 & 4 \\ 3 & 1 & 4 \\ 3 & 1 & 4 \end{bmatrix}.$$

Оценим общее время выполнения n однородных распределенных конкурирующих процессов в асинхронном режиме, используя s копий структурированного ПР. Пусть $(t_1^e, t_2^e, \dots, t_s^e)$ – длительности выполнения каждого из блоков Q_j ,

$j = \overline{1, s}$, ПР с учетом накладных расходов ε , $t_j^e = t_j + \varepsilon$, $j = \overline{1, s}$. Обозначим длительность выполнения всего ПР каждым из процессов через

$$T_s^e = \sum_{j=1}^s t_j^e.$$

Покажем, что в этих условиях вычисление общего времени $T_o^{ac}(p, n, s, c)$ в случае неограниченного параллелизма сводится к нахождению общего времени выполнения однородных распределенных процессов при одной копии структурированного ПР. При $n=mc$, $m \geq 2$, $2 \leq c \leq p$, выполнение s копий структурированного ПР в асинхронном режиме равносильно выполнению s групп по m процессов, конкурирующих за использование одной копии ПР на $\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor$ процессорах.

Из формулы вычисления общего времени выполнения n однородных конкурирующих процессов, использующих одну копию структурированного ПР с учетом того, что $n=mc$, $m \geq 2$, $2 \leq c \leq p$, получаем

$$\begin{aligned} T_o^{ac}(p, mc, s, c) &= T_o^{ac}\left(\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor, m, s, 1\right) = \\ &= T_s^e + (m-1) \max_{1 \leq j \leq s} t_j^e. \end{aligned} \quad (3)$$

Для доказательства формулы (3) воспользуемся функционалом (1) задачи Беллмана–Джонсона, который для систем однородных конкурирующих процессов примет вид

$$\begin{aligned} T_o^{ac}(p, n, s, c) &= \\ &= \max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq \dots \leq u_{s-1} \leq m} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_1^e + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_2^e + \dots + \sum_{i=u_{s-1}}^m t_s^e \right] = \\ &= \sum_{j=1}^s t_j^e + (m-1) \max_{1 \leq j \leq s} t_j^e, \end{aligned}$$

где $m = \frac{n}{c}$, $t_j^e = t_j + \varepsilon$, $j = \overline{1, s}$, а $u_1, u_2, \dots, u_{s-1}$ – целые числа.



Рис. 9. Асинхронный режим – однородные процессы

В случае, когда $s > \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil$, $s = k \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil$, $k > 1$, матрица времени выполнения блоков ПР строится аналогично матрице T^* . Отличие в том, что в каждой из подматриц T_i^* , $i = \overline{1, k}$, матрицы T^* все строки совпадают. Тогда, по аналогии с теоремой 2, общее время $T_{op}^{ac}(p, n, s, c)$ выполнения n распределенных однородных конкурирующих процессов при ограниченном числе копий ПР определяется длиной критического пути из начальной вершины в конечную соответствующего сетевого графа.

Если $s > \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil$, $s = k \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil + r$, $k \geq 1$, $1 \leq r < \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil$, то последняя подматрица T_{k+1}^* матрицы T^* будет содержать $\left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil - r$ нулевых столбцов.

Определение 4. Однородное структурирование ПР на s блоков с временем выполнения $(t_1^*, t_2^*, \dots, t_s^*)$, $\sum_{j=1}^s t_j^* = T_{op}^*$, будем называть *равномерным*, если $t_1^* = t_2^* = \dots = t_s^* = t^*$.

Следствие. В случае равномерного структурирования для вычисления минимального общего времени выполнения распределенных конкурирующих процессов при ограниченном числе копий программного продукта имеют место формулы

$$T_{op}^{ac}(p, n, s, c) = \begin{cases} (m + s - 1)t^*, & \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil \geq \min\{m, s\}, \\ \left(km + \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil - 1 \right)t^*, & \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil < \min\{m, s\}, \\ s = k \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil, & k > 1, \\ ((k + 1)m + r - 1)t^*, & \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil < \min\{m, s\}, \\ s = k \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil + r, & k \geq 1, 1 \leq r < \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil. \end{cases}$$

Рассмотрим систему одинаково распределенных конкурирующих процессов. Время выполнения всех ее блоков с учетом накладных расходов c каждым из i -х процессов совпадает и равно t_i^* , то есть справедлива цепочка равенств $t_{i1}^* = t_{i2}^* = \dots = t_{is}^* = t_i^*$ для всех $i = \overline{1, n}$.

На рисунке 10 представлена диаграмма Ганта, иллюстрирующая выполнение одинаково распределенных конкурирующих процессов в МС с па-

раметрами $p=7$, $n=4$, $s=3$, $c=2$, $T^* = \begin{bmatrix} 3 & 3 & 3 \\ 4 & 4 & 4 \\ 2 & 2 & 2 \\ 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$ в

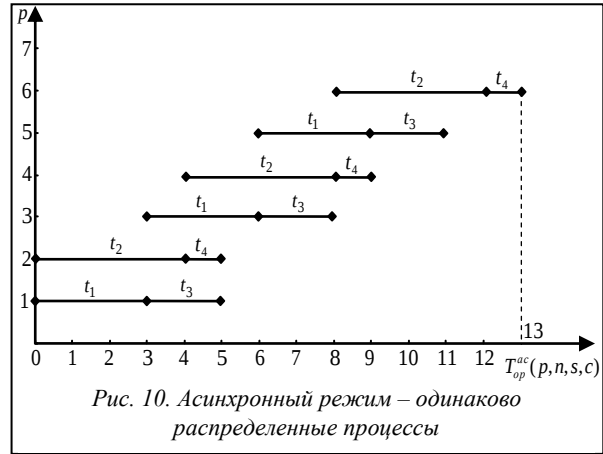


Рис. 10. Асинхронный режим – одинаково распределенные процессы

случае неограниченного $\left(s \leq \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil \right)$ параллелизма.

Обозначим через $T_{op}^q = \sum_{i=1}^m t_{q+(i-1)c}^*$ суммарное время выполнения каждого из блоков Q_j , $j = \overline{1, s}$, всеми m процессами из q -й группы, а $t_{max}^q = \max_{1 \leq i \leq m} t_{q+(i-1)c}^*$ – максимальное время выполнения блока из этой группы, $q = \overline{1, c}$. Справедлива следующая теорема.

Теорема 3. Минимальное общее время выполнения n , $n \geq 2$, одинаково распределенных конкурирующих процессов, использующих структурированный на s , $s \geq 2$, блоков ПР в МС с p , $p \geq 2$, процессорами в асинхронном режиме при ограниченном числе копий ПР составляет величину $T_{op}^{ac}(p, n, s, c)$, равную

$$T_{op}^{ac}(p, n, s, c) = \max_{1 \leq q \leq c} \begin{cases} T_{op}^q + (s-1)t_{max}^q & \text{при } s \leq \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil \\ \text{или } s > \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil, \text{ но } T_{op}^q \leq \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil t_{max}^q, \\ kT_{op}^q + \left(\left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil - 1 \right)t_{max}^q & \text{при } s = k \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil, k > 1, \\ \text{и } T_{op}^q > \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil t_{max}^q, \\ (k+1)T_{op}^q + (r-1)t_{max}^q & \text{при } s = k \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil + r, \\ k \geq 1, 1 \leq r < \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil \text{ и } T_{op}^q > \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil t_{max}^q. \end{cases}$$

Для доказательства рассмотрим сначала случай, когда $s \leq \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil$ или $s > \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil$, но $T_{op}^q \leq \left\lceil \frac{p}{c} \right\rceil t_{max}^q$.

Воспользуемся функционалом (1) задачи Беллмана–Джонсона, который для систем одинаково распределенных конкурирующих процессов примет вид $T_{op}^{ac}(p, n, s, c) =$

$$= \max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq \dots \leq u_{n-1} \leq m} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{q+(i-1)c}^* + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{q+(i-1)c}^* + \dots \right]$$

$$\sum_{i=1}^m t_{q(i-1)c} \Bigg] T^q (s-1) \max_{1 \leq i \leq m} t_{q(i-1)c},$$

где $m = \frac{n}{c}$, $t_{q(i-1)c} = t_{q(i-1)c}$, $q = \overline{1, c}$, $i = \overline{1, m}$, $u_1, u_2, \dots, u_{s-1}$ – целые числа.

Рассмотрим далее случай, когда $s \leq k \frac{p}{c}$,

$k > 1$, и $T^q = \frac{p}{c} t_{\max}^q$. Вычисление общего времени

$T_{op}^{ac}(p, n, s, c)$ с помощью функционала задачи Беллмана–Джонсона приводит к формуле $T_{op}^{ac}(p, n, s, c)$

$$= \max_{1 \leq u_1 \leq u_2 \leq \dots \leq u_{\frac{p}{c}-1}} \left[\sum_{i=1}^{u_1} t_{q(i-1)c} + \sum_{i=u_1}^{u_2} t_{q(i-1)c} + \dots \right. \\ \left. \sum_{i=u_{\frac{p}{c}-1}}^{km} t_{q(i-1)c} \right] k T^q \left(\left\lfloor \frac{p}{c} \right\rfloor - 1 \right) t_{\max}^q.$$

Здесь $t_{q(i-1)c} = t_{q(i-1)c}$, $q = \overline{1, c}$, $i = \overline{1, m}$.

В случае, когда $s \leq k \frac{p}{c}$, $r, k \geq 1$, $1 \leq r \leq \frac{p}{c}$

и $T^q = \frac{p}{c} t_{\max}^q$, вычисление общего времени с помощью функционала задачи Беллмана–Джонсона приводит к третьей формуле для вычисления

общего времени выполнения одинаково распределенных конкурирующих процессов при ограниченном числе копий ПР.

В заключение отметим, что рассмотренное обобщение математической модели с одним структурированным ПР (конвейером) на случай ограниченного числа ПР позволяет установить взаимосвязи мультиконвейерной обработки с аналогичной обработкой при одном программном конвейере, получить аналитические оценки общего времени выполнения конкурирующих процессов при ограниченном параллелизме и провести математическое исследование эффективности и оптимальности мультиконвейерной организации конкурирующих процессов, вскрыть потенциальные возможности роста ускорения вычислений, выполнить сравнительный анализ различных режимов такой обработки.

Литература

1. Воеводин В.В., Воеводин Вл.В. Параллельные вычисления. СПб: БХВ–Петербург, 2002.
2. Топорков В.В. Модели распределенных вычислений. М.: Физматлит, 2004.
3. Иванников В.П., Коваленко Н.С., Метельский В.М. О минимальном времени реализации распределенных конкурирующих процессов в синхронных режимах // Программирование. 2000. № 5. С. 44–52.
4. Павлов П.А. Оптимальность структурирования программных ресурсов при конвейерной распределенной обработке // Программные продукты и системы. 2010. № 3. С. 76–82.
5. Kapitonova Yu.V., Kovalenko N.S., Pavlov P.A. Optimality of systems of identically distributed competing processes // Cybernetics and Systems Analysis. NY: Springer. 2006, pp. 793–799.

СОДЕРЖАНИЕ

Коганов А.В. Векторные системы усреднений на графе.....	3
Подковыров А.А. Программа для автоматического создания и проверки исходных материалов конструкторской документации	7
Прилипко А.Г. Инкрементальное тиражирование данных при взаимодействии информационных систем	10
Грибков И.В., Захаров А.В., Кольцов П.П., Котович Н.В., Кравченко А.А., Куцаев А.С., Осипов А.С. Некоторые вопросы количественной оценки производительности детекторов границ	13
Бакулин А.А. Проверка допустимости схемы маршрутизации в системе RapidIO.....	20
Шунков В.Е. Оптимизация элементов интегральных микросхем для защиты от одиночных сбоев.....	24
Пеков Ю.А., Алексеевский А.В., Спирин С.А. Выявление консервативных гидрофобных ядер семейств белковых доменов	27
Лазутин Ю.М., Чертов Г.А., Родиков А.В., Рогожкин В.А. Методология построения потоков данных в сложных аппаратно-программных комплексах	31
Бахмутский М.Л. Алгоритм выделения тренда зашумленных больших временных рядов	36
Крыжановский М.В., Мальсагов М.Ю. Применение чисел малой разрядности в задаче бинарной оптимизации.....	40
Мадера А.Г. Математическое моделирование конвективного теплопереноса в электронных устройствах	44
Кандалов П.И. Алгоритм визуализации линий уровня двумерных скалярных полей на регулярной сетке	49
Бачурин С.А., Гусева А.И. Технология разработки систем поддержки научных исследований	52
Кораблин Ю.П., Кучугуров И.В. Процессная семантика языков распределенного программирования	57
Ковалев А.А. Оптимизация размещения средств траекторных измерений генетическими алгоритмами	64
Кораблин Ю.П., Кучугуров И.В., Косакян М.Л. Вопросы эквивалентности схем параллельных программ	66
Абраменкова И.В., Пучков А.Ю., Павлов Д.А. Нейро-нечеткий метод снижения чувствительности решения обратных задач к вариациям данных	72
Лапшина С.Ю. Высокопроизводительные вычисления в практике моделирования роста перколяционных кластеров	75
Бакушеев С.В., Куликов А.В. Расширяемая система генерации заданий	79
Митрофанов И.В., Краснов А.А., Порысева Е.А., Кольцова Э.М. Модуль для полуавтоматического извлечения и обработки данных в области нанокompозитов	82
Никифоров А.Ю., Русаков В.А. Синтез синтаксисов в создании специализированных языков программирования	85
Веселовский А.М., Каряжкин А.А., Пикулин В.В. Программный комплекс поддержки жизненного цикла пространственно-распределенных систем	88
Мокрозуб В.Г., Немтинов В.А., Лагутин Д.А. Представление графов и неориентированных гиперграфов с ограничениями в реляционной базе данных	91
Лихачёв В.Н. Обработка ошибок реляционных баз данных.....	96
Сивоголовко Е.В. Методы обобщающей кластеризации при анализе социальных сетей.....	98
Быкова В.В. Программирование задач на графах ограниченной древовидной ширины	101

Мельникова В.В., Котов С.Л., Палюх Б.В., Проскуряков М.А. Тестирование программ с использованием генетических алгоритмов	107
Горохов Н.А., Черемушкин Е.С., Парыгин С.В., Стейгмайер Ф. Библиотека для поиска сайтов связывания с транскрипционными факторами	110
Зотин А.Г., Золотарева Е.Ю. Применение мультиспектральной сегментации для анализа состояния растений по данным видеорегистратора	113
Горячев В.А. Программная система реструктуризации группы предприятий электроэнергетики	117
Созыкин А.В., Гольдштейн М.Л., Черноскутов М.А. Система оперативного мониторинга температуры и энергопотребления суперкомпьютера «УРАН»	120
Доровский С.В. Подход к автоматизации построения гидродинамических моделей	123
Болодурина И.П., Решетников В.Н., Таспаева М.Г. Методы уточнения интегрированного наземно-космического мониторинга в системе ГЛОНАСС	130
Гейда А.С., Лысенко И.В., Птушкин А.И., Седлов Е.В. Метод планирования инновационной деятельности	134
Большакова Е.И., Январев В.И. О разработке расширяемой модели редактируемого мультимедийного документа	136
Генрихов И.Е. Исследование переобученности распознающих процедур на основе полных решающих деревьев	141
Янюшкин В.В., Захаров В.Л. Интеллектуальные системы и алгоритмы управления объектами обстановки в тренажерах	148
Коробицын В.В., Сибара С.А. Ускорение модификации пространственных деревьев методом оболочек	151
Коваленко Н.С., Павлов П.А. Распределенные вычисления при ограниченном числе копий программного ресурса	155
Писаренко Е.В. Метод оценки констант нелинейных кинетических моделей многостадийных химических реакций	163
Захаров А.А. Автоматическая реконструкция трехмерных объектов по техническому чертежу	168
Диденко А.А., Ершова А.Н., Гордиенко М.Г., Меньшуткина Н.В. Моделирование вакуумной сублимационной сушки	170
Власова Е.А. Модель финансового управления	174
Левыкин Д.А. Математическая модель электрического контакта шероховатых поверхностей	178
Абраменкова И.В., Образцов А.А., Жилкин И.А. Многоагентный подход к нечеткому моделированию работы автотранспортного предприятия	180
Андреев В.В., Герова Н.В. Использование электронного портфолио применительно к профессорско-преподавательскому составу	183
Болодурина И.П., Волкова Т.В. Распределенная обработка данных средствами автоматизированных систем вуза	186
Киреев В.С. Метод анализа иерархий Саати в системе оценки инновационности образовательных проектов	188
Васин Д.А., Пикулин В.В. Инфологические и структурные модели подсистемы управления материально-техническим обеспечением учебного процесса	190
Азази А.А., Дмитриев Г.А., Семенов Н.А. Компьютерная обработка папиллярных изображений при диагностике сахарного диабета	193
Федюков М.А. Моделирование головы человека по изображениям для систем виртуальной реальности	197
SUMMARY	200

© ПРОГРАММНЫЕ ПРОДУКТЫ И СИСТЕМЫ

Международное научно-практическое
приложение к международному журналу
«ПРОБЛЕМЫ ТЕОРИИ
И ПРАКТИКИ УПРАВЛЕНИЯ»

SOFTWARE & SYSTEMS

Главный редактор

С.В. ЕМЕЛЬЯНОВ, академик РАН

Научные редакторы номера

В.Б. БЕТЕЛИН, академик РАН

В.П. КУПРИЯНОВ, профессор

Издается МНИИПУ,
Главной редакцией
международного журнала и
НИИ «Центрпрограммсистем»

Журнал зарегистрирован
в Комитете Российской Федерации
по печати 26 июня 1995 г.

Регистрационное
свидетельство № 013831

Подписной индекс в каталоге
Агентства «Роспечать»

70799

ISSN 0236-235X

МЕЖДУНАРОДНАЯ РЕДАКЦИОННАЯ КОЛЛЕГИЯ

Куприянов В.П. — д.э.н., профессор, генеральный директор НИИ «Центрпрограммсистем», первый заместитель главного редактора (г. Тверь)

Семенов Н.А. — д.т.н., профессор Тверского государственного технического университета, заместитель главного редактора (г. Тверь)

Решетников В.Н. — д.ф.-м.н., профессор Российского государственного технологического университета им. К.Э. Циолковского, заместитель главного редактора (г. Москва)

Арефьев И.Б. — д.т.н., профессор Морской академии Польши (Польша, г. Щецин)

Батыршин И.З. — д.т.н., профессор Мексиканского института нефти (Мексика, г. Мехико)

Боянов Борис — академик Болгарской Академии наук (Болгария, г. София)

Вагин В.Н. — д.т.н., профессор Московского энергетического института (технического университета) (г. Москва)

Валькман Ю.Р. — д.т.н., Институт кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины (Украина, г. Киев)

Голенков В.В. — д.т.н., профессор Белорусского государственного университета информатики и радиоэлектроники (Беларусь, г. Минск)

Еремеев А.П. — д.т.н., профессор Московского энергетического института (технического университета) (г. Москва)

Кузнецов О.П. — д.т.н., профессор Института проблем управления РАН (г. Москва)

Курейчик В.М. — д.т.н., профессор Технологического института Южного федерального университета (г. Таганрог)

Лисецкий Ю.М. — к.т.н., генеральный директор «S&T Ukraine» (Украина, г. Киев)

Нгуен Тхань Нги — д.ф.-м.н., профессор, проректор Ханойского открытого университета (Вьетнам, г. Ханой)

Осипов Г.С. — д.ф.-м.н., профессор, заместитель директора Института системного анализа РАН (г. Москва)

Палюх Б.В. — д.т.н., профессор Тверского государственного технического университета (г. Тверь)

Попков В.К. — д.ф.-м.н., профессор, академик МАИ (г. Новосибирск)

Поспелов Д.А. — д.т.н., профессор, академик РАЕН (г. Москва)

Рахманов А.А. — д.т.н., профессор, заместитель генерального директора Концерна «РТИ Системы» (г. Москва)

Сотников А.Н. — д.ф.-м.н., профессор, Межведомственный суперкомпьютерный центр РАН (г. Москва)

Сулейманов Д.Ш. — д.т.н., академик АН Республики Татарстан, профессор Казанского государственного технического университета (Республика Татарстан, г. Казань)

Тарасов В.Б. — к.т.н., Московский государственный технический университет им. Н.Э. Баумана (г. Москва)

Федотов Александр — д.фил.н., профессор Софийского университета им. Св. Климента Охридского (Болгария, г. София)

Хорошевский В.Ф. — д.т.н., профессор Московского физико-технического института (технического университета) (г. Москва)

Шейнман Арнольд — к.т.н., корпорация «Motorola» (США, г. Чикаго)

Язенин А.В. — д.ф.-м.н., профессор Тверского государственного университета (г. Тверь)

АССОЦИИРОВАННЫЕ ЧЛЕНЫ РЕДАКЦИИ

Московский энергетический институт (технический университет)

Технологический институт Южного федерального университета в г. Таганроге

Тверской государственный технический университет

Научно-исследовательский институт «Центрпрограммсистем», г. Тверь

АДРЕС РЕДАКЦИИ

Россия, 170024, г. Тверь,
пр. 50 лет Октября, 3а

Телефон (482-2) 39-91-49
Факс (482-2) 39-91-00

E-mail: RED@CPS.TVER.RU
WWW.SWSYS.RU

Подписано в печать 23.11.2011 г.
Отпечатано в типографии НТП

«Фактор»
Россия, 170000, г. Тверь, а/я 0605
Заказ № 134

Выпускается один раз в квартал
Год издания двадцать четвертый
Формат 60x84 1/8

Тираж 1000 экз.
Объем 208 стр.
Цена 150 руб.

Авторские гонорары не выплачиваются.

При перепечатке материалов ссылка на журнал обязательна.