

Управление ограничением доступа заданий в многопроцессорной системе

М. Я. Агаларов

Институт Проблем Информатики Российской Академии Наук, ул. Вавилова 44, корп. 2, Москва, Россия

Murad-agalarov@ya.ru

Аннотация. *Рассматривается задача повышения эффективности работы многопроцессорной вычислительной системы путем применения в системе процедур управления доступом заданий к вычислительным ресурсам. Приведены результаты аналитического исследования и сравнительного анализа процедур доступа заданий в системе с использованием компьютерного моделирования.*

Ключевые слова

Многопроцессорная система, вычислительный ресурс, управление доступом.

Рассматривается кластерная вычислительная система (ВС) из однородных процессоров (ПР), на которую поступают задания случайной длины, требующие возможно параллельного выполнения одновременно на нескольких процессорах. В системе для каждого поступающего задания заранее определено количество выделяемых для его выполнения процессоров таким образом, чтобы в среднем задания занимали ПР одинаковое время (т.е. пропорционально длинам заданий).

Считается, что задания принадлежат одному типу (поток), если им для выполнения назначены одинаковые количества ПР, и типы заданий пронумерованы числами $1, \dots, M$ в порядке возрастания количества ресурсов, выделяемых для выполнения. Имеющиеся ПР полностью разделены между типами заданий с номерами $1, \dots, I, I < M$ так, чтобы общее число ПР, выделенных данному типу, было кратно числу ПР, занимаемых заданием этого типа при выполнении.

Группа ПР, выделяемая для выполнения одного задания i -го типа называется вычислительным ресурсом (ВР) i -го типа, $i = 1, \dots, I$. Для выполнения задания типа $I+1, \dots, M$ выделяется одновременно несколько ВР, обеспечивающие такое же среднее время выполнения задания, что и для типов $1, \dots, I$. Задание, если ему для выполнения выделяется более одного ВР, называется длинным, иначе коротким. Каждая группа ВР имеет внешний накопитель ограниченной емкости для хранения соответствующих коротких заданий.

Ставится задача исследования зависимости интенсивности потока выполненных в ВС заданий от процедур доступа заданий на ВР [1]. Рассмотрены четыре вида процедур доступа заданий в ВС:

- 1) длинные задания не допускаются в ВС (процедура НЕДОП), а короткие, если есть свободный ВР соответствующего типа или свободное место в соответствующем накопителе, допускаются;
- 2) длинные задания допускаются в ВС, если либо есть требуемое число свободных ВР соответствующего типа, либо требуемое число мест в накопителях (процедура ПОЛДОП) соответствующего типа;
- 3) длинные задания всегда допускаются в ВС, если есть свободные места в соответствующих накопителях и есть ВР требуемого типа, которые либо свободны, либо заняты короткими заданиями (процедура АПР);
- 4) длинные задания допускаются в ВС в зависимости от числа заданий, находящихся на ВР и в накопителях (процедура ДПР).

В случае 1) и 2) задания выполняются согласно дисциплине FIFO. В случае 3) и 4) длинные задания при отсутствии свободных ВР допускаются на выполнение, сбросив находящиеся на ВР короткие задания в накопитель, если есть такие задания и в соответствующих накопителях есть свободные места.

В противном случае длинные задания отклоняются и теряются. Прерванные короткие задания заново поступают в последующем из накопителя на ВР в порядке очереди. Короткие задания становятся в очередь в порядке поступления.

Для оптимизации процедуры ДПР была использована модель ВС, в которой приняты следующие упрощающие предположения: времена выполнения для всех заданий – экспоненциально распределенные одинаковые случайные величины, потоки заданий каждого типа – пуассоновские. Введем обозначения: k_i – число заданий i -го потока в системе, $\bar{k} = (k_1, \dots, k_M)$ – вектор, описывающий состояние системы, m_j – число всех заданий на j -м ВР и в его накопителе, R_j число процессоров на j -м ВР, w_j – емкость накопителя j -го ВР, d_j – «стоимость» предоставления j -го ВР, $j = 1, \dots, I$, $i = 1, \dots, M$.

Для этого случая предлагается следующее правило, определяющее пороговые значения при процедуре ДПР: если $d_i(\bar{k}) > d_i$, то задание i -го потока не допускается на выполнение, если $d_i(\bar{k}) \leq d_i$, то задание допускается на выполнение, где \bar{k} – текущее состояние системы, $d_i(\bar{k}) = \sum_{l \in L_i} u_{m_l+1}$ – функция «стоимости» предоставления ВР для задания i -го потока, где $u_{m_j} = d_j \pi_{R_j+w_j}(\rho_j) / \pi_{m_j-1}(\rho_j)$, $\pi_{m_j}(\rho_j)$ – первая формула Эрланга для СМО с m_j приборами и нагрузкой ρ_j в случае $m_j < R_j$ и вторая формула Эрланга для системы с R_j приборами, $m_j - R_j$ местами в накопителе и нагрузкой ρ_j в случае $m_j \geq R_j$, $m_j = 1, \dots, R_j + w_j$, $j = 1, \dots, I$, $i = 1, \dots, M$. В рамках использованной модели доказано, что процедура ДПР всегда эффективней, чем НЕДОП.

Ниже приведены результаты расчетов, полученные с использованием имитационной модели описанной выше системы для сравнительного анализа эффективности описанных выше процедур доступа заданий в систему. Была рассмотрена система со следующими параметрами: $I = 3$; $M = 6$; $R_i = 10$, $w_i = 10$ при $i = 1, 2, 3$; $L_1 = 1$; $L_2 = 2$; $L_3 = 3$, $L_4 = \{1, 2\}$; $L_5 = \{2, 3\}$, $L_6 = \{1, 2, 3\}$, L_i – множества номеров ВР, процессоры которых выделены для задания i -го потока; среднее время выполнения любого задания равно единице. На рис. 1 приведен график зависимости интенсивности выходного потока системы от параметра

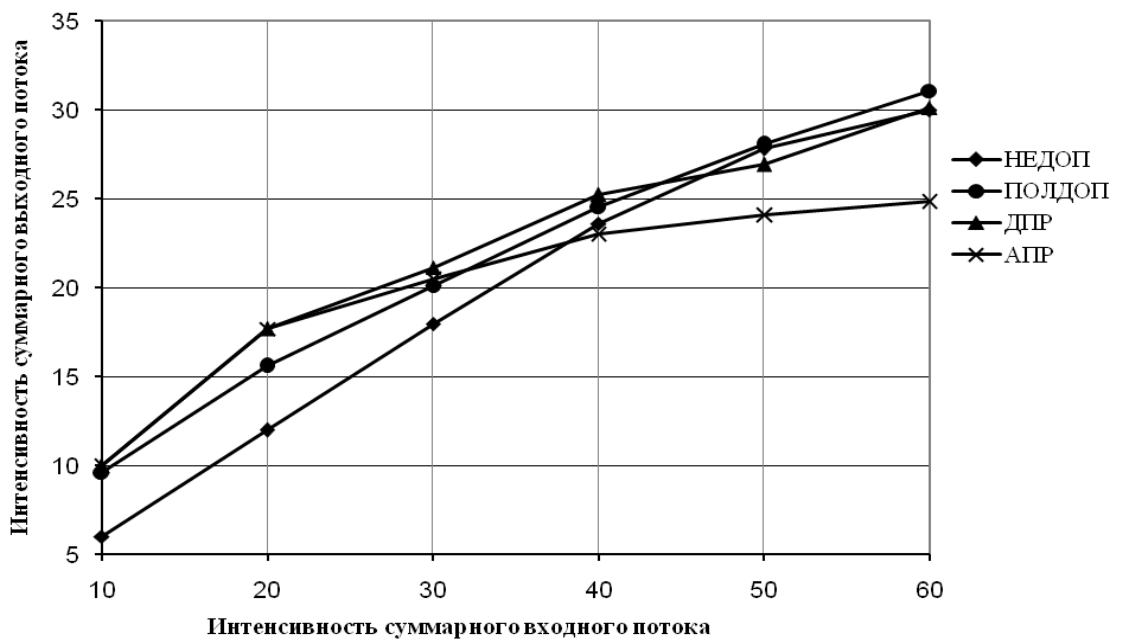
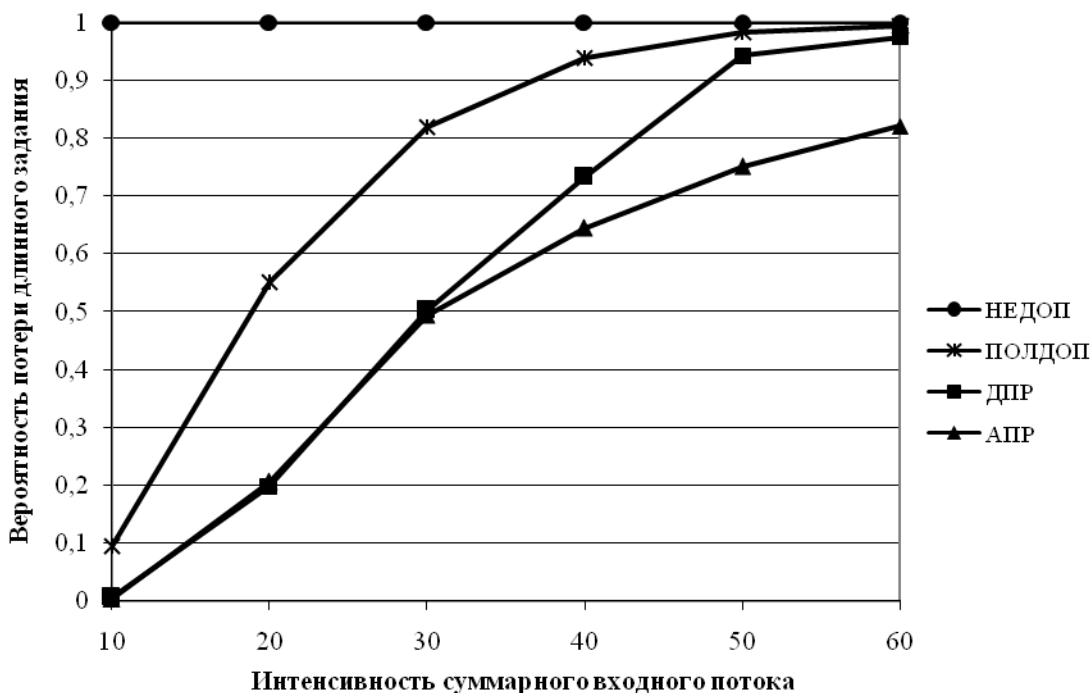
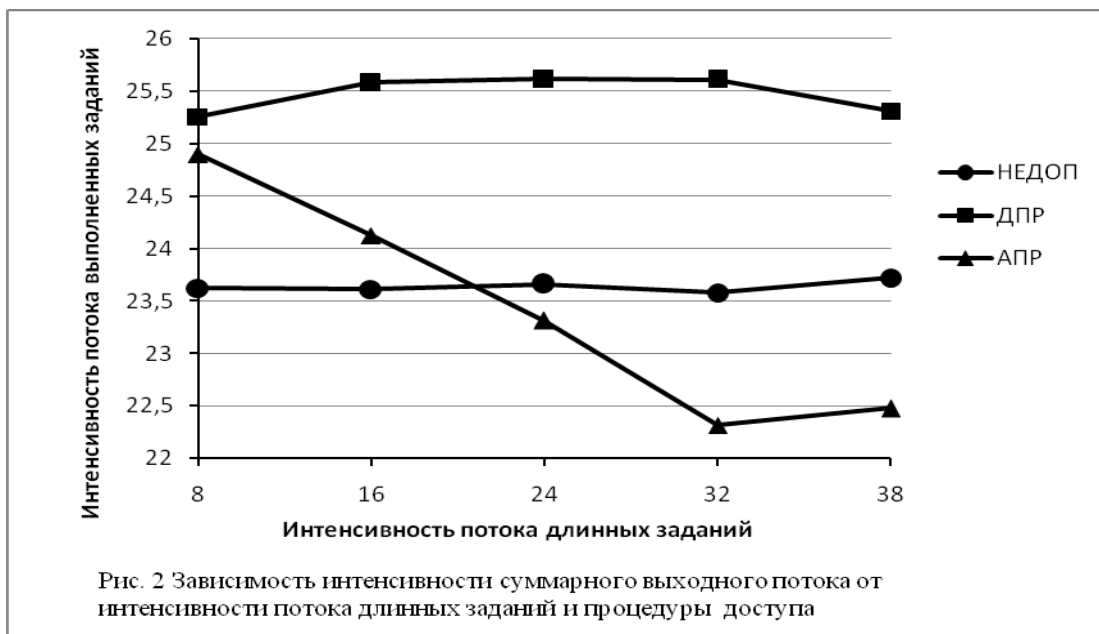


Рис. 1 Зависимость интенсивности потока выполненных заданий от интенсивности суммарного входного потока и процедуры доступа заданий

λ – интенсивности суммарного потока заданий для указанных выше процедур доступа при $p_1 = p_2 = p_3 = 0.2$; $p_4 = p_5 = 0.1$; $p_6 = 0.2$, где p_i – доля потока i -го типа, $i = 1, \dots, 6$; $\lambda = 10, 20, 30, 40, 50, 60$. На рис. 2 показана зависимость интенсивности выходного потока системы от величины интенсивности длинных заданий при фиксированных значениях интенсивностей входных потоков коротких заданий $\lambda_i = 8$, $i = 1, 2, 3$. На рис. 3 приведены зависимости вероятности отклонения длинных заданий от интенсивности входных потоков и процедур доступа заданий на ВР.



Результаты исследований показывают, что ни одна из процедур не имеет преимущества перед другими во всей области изменения параметров входных потоков, однако процедура ДПР предпочтительней остальных в смысле обеспечения одновременно высокой интенсивности суммарного выходного потока заданий и относительно большой вероятности выполнения длинных заданий.

Литература

- [1] М. Тим Джонс. Планирование в Hadoop. <http://www.ibm.com/developerworks/ru/library/os-hadoop-scheduling/> от 24.10.2012.