ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫЕ СИСТЕМЫ С ПРОГРАММИРУЕМОЙ СТРУКТУРОЙ
(Вычислительные системы)
1982 год Выпуск 94

УДК 681.325

СОПОСТАВЛЕНИЕ СПОСОБОВ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ПАКЕТА ЗАДАЧ ПО МАШИНАМ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЫ

Ю.Н.Потапова

Введение

Однородная вычислительная система (ОВС) - это совокупность одинаковых вычислительных машин, объединенных программно-управляемой сетью связи [1]. В работе рассматриваются вопросы распределения на ОВС пакета простых задач. Следуя [2], под пакетом простых задач будем понимать конечное множество равноприоритетных задач, каждая из которых требует для своего решения одну машину. Задачи пакета поступают в систему с распределенных по системе внешних устройств. Время решения каждой задачи складывается из: 1) времени принятия решения о назначении данной задачи на одну из машин системы, 2) времени доставки программы задачи из машины, в которую задача поступает, в машину, на которой она будет решаться, 3) собственно времени решения задачи.

При назначении задач на машины системы нужно стремиться к тому, чтобы время решения всех задач пакета было минимальным. Алгоритм распределения, обеспечивающий минимум времени решения пакета задач, будем называть алгоритмом оптимального распределения пакета. Алгоритмы оптимального распределения могут быть построены на основе методов математического программирования [3]. Однако, практическое применение таких алгоритмов ограничено из-за трудоемкости получения результатов. В связи с этим в [2,3] предлагается ряд эвристических алгоритмов субоптимального распределения пакета задач. Результатом работы эвристических алгоритмов [2,3] является субоптимальное разбиение пакета задач по машинам, а также задание очередности обслуживания задач с учетом времени решения задач и штрафа за задержку их решения. Указанные эвристические алгоритмы основаны на следующих предпосылках: 1) время пересылки задач между машинами системы считается пренебрежимо малым в сравнении со временем счета задачи и не учитывается при распределении задач и 2) параметры всех задач известны к моменту распределения пакета.

В работе делается попытка оценить время решения пакета простых задач с учетом времени пересылки задач между машинами системы.

Постановка задачи

1. Вычислительная машина представляется графом межмашинных связей, вершинам которого сопоставлены машины, а ребрам – линии связи между машинами. По определению ОВС все линии связи имеют одинаковую длину и пропускную способность, т.е. v – число линий связи у всех машин одинаково.

Рассматриваются графы межмашинных связей, представленные [4] подклассом $\Lambda(N,v,g)$-графов (N – число вершин, v – степень, g – обхват), допускающим параметрическое описание [5]. Граф связи системы представлен параметрами $N, w, M = \{l_{ik}/i=\overline{1,w},\ k=\overline{1,v}\}$. Здесь w – число классов эквивалентности. Эквивалентность определяется сравнимостью вершин V графа, представляющего систему, по модулю натурального числа w, делящего нацело N, т.е. для всех эквивалентных вершин $(a,b)\in V$ выполняется условие $a \equiv b \pmod w$. Множество $M = \{l_{ik}/i=\overline{1,w};\ k=\overline{1,v}\}$ – множество отметок ребер графа таких, что если $a \equiv i \pmod w$, то $b-a \equiv l_{ik} \pmod N$.

2. Пакет L простых задач поступает с X распределенных по системе внешних устройств. Значение $|L| \gg N$, где $|L|$ – мощность L.

Каждая задача $l_j \in L$ характеризуется временем решения t_j и временем τ_j пересылки между соседними машинами. Величины t_j, τ_j задаются случайным образом, закон их распределения – показательный, плотности заданы как P_t и P_τ соответственно.

3. Распределение задач по машинам системы осуществляется алгоритмами A и B.

А л г о р и т м A. Задачи рассылаются по системе с л у ч а й н ы м о б р а з о м. Временем выбора машины, решающей задачу, пренебрегаем.

А л г о р и т м B. При выборе машины, решающей задачу, используется принцип в ы р а в н и в а н и я н а г р у з к и по машинам системы. Выравнивание нагрузки производится в пределах не-которой области. Размеры области задаются радиусом r окрестности, обозреваемой каждой машиной системы. Радиус определяется как минимально возможное количество межмашинных связей, соединяющих машину-центр окрестности с наиболее удаленной из обозреваемых машин. Машиной, решающей задачу, назначается минимально нагруженная машина, которая является центром окрестности.

В качестве показателя нагрузки машины выбираем суммарное время, затрачиваемое машиной на решение назначенных на нее задач, плюс время на обзор окрестности по каждой из распределяемых ею задач.

4. Рассматриваются следующие способы очередности обслуживания как распределяемых, так и решаемых задач.

а) Задачи обрабатываются последовательно в порядке расположения в пакете, предварительная подготовка пакета отсутствует. В данной модели из конструктивных соображений используется принцип стека: последним пришел - первым обслужен. Применяемый в сочетании с алгоритмами распределения задач А и В этот способ дает два варианта распределения задач, которые обозначим через АI и ВI соответственно.

б) Способ минимизации функции штрафа. Значение времени τ пересылки задач рассматривается как штраф за задержку их решения. В соответствии с выводами работы [3] задачи обрабатываются в порядке роста отношения t_j/τ_j. Применение этого способа с алгоритмами А и В распределения задач также дает два варианта (А2, В2) распределения.

5. Нашей задачей является сравнение алгоритмов распределения задач и способов очередности их обслуживания. В качестве показателя, по значению которого они будут сравниваться, принимается отклонение θ времени решения пакета задач T от минимального времени решения этого пакета T_{min}. Время T определяется интервалом времени от начала распределения пакета до окончания решения задач всеми машинами системы. Время T_{min} определяется как

$$T_{min} = \frac{\sum_{j=1}^{|L|} t_j}{N}.$$

Значение $\theta = \dfrac{T - T_{min}}{T_{min}}$.

При анализе алгоритмов АI и А2 значение θ определяется как функция от количества входов в систему $\theta = f(X)$.

В случае алгоритмов BI и B2 оценка производится по зависимости отклонения θ от радиуса обозреваемой окрестности и количества входов в систему, т.е. по характеристикам $\theta = \varphi(r), \theta = f(\chi)$.

6. Для сопоставления алгоритмов распределения пакета предлагается критерий "идеального пакета". Суть критерия заключается в следующем. Всеми алгоритмами распределяется пакет задач, который назовем идеальным [6]. Идеальный пакет - это такой пакет, который позволяет распределение, обеспечивающее минимально возможное время T_{min} собственно решения задач всеми машинами системы. Такое распределение (алгоритм С) осуществляется следующим образом. Все задачи пакета разбиваются по числу машин системы на равные по длительности решения блоки. Задачи каждого блока считаются на одной машине. При рассылке задач и решении идеального пакета по алгоритму С отклонение θ времени его решения от T_{min} определяется затратами на рассылку задач по системе.

Сопоставление результатов распределения идеального пакета по алгоритму С с результатами распределения алгоритмами А и В позволяет оценить влияние неравномерности по времени решения распределения задач пакета по машинам, а также затрат, связанных с распределением задач, на полное время решения пакета.

Использование алгоритмом С способов "а" и "б" (см. стр. 6I) очередности обслуживания задач приводит к двум (CI, C2) вариантам распределения идеального пакета задач.

Описание модели

Модель строится на основании следующих предположений.

Время, затрачиваемое машиной на обзор окрестности радиусом r, определяется как $T_{0r} = T_0(n_1+2n_2+\cdots+qn_q+\cdots+rn_r)$, где T_0 - время передачи между двумя машинами показателя загруженности одной из них, n_q - количество машин, находящихся на расстоянии q межмашинных связей от центра окрестности.

Пересылка задачи l_j совмещается во времени со счетом задач l_k $(k \neq j)$ и обзором окрестности для определения машины, принимающей задачу l_i $(i \neq j, k)$, т.е. время пересылки задач не включено в общее время работы системы.

Пересылка задач между машинами осуществляется по кратчайшему пути, связывающему эти машины.

Приоритетность машин по размещению задач в системе определяется порядковым номером машины.

Состояние системы по нагрузке при рассылке задач изменяется по мере перераспределения задач, при решении задач – дискретно через такт Δt работы модели.

По каждой из N машин системы имеем две очереди: Q – распределяемых, R – решаемых задач. Каждая задача, стоящая в очереди Q, характеризуется тремя параметрами: t_j, τ_j, t_{pj}. Параметры t_j, τ_j определены выше, а t_{pj} – время, отмечающее момент готовности j-й задачи к обработке. Очередью R решаемых задач параметр τ_j игнорируется.

Моделирующий алгоритм построен по принципу Δt [7]. При этом процесс функционирования системы рассматривается как последовательная смена состояний. Временной интервал анализа состояния системы равен Δt.

Очереди Q и R просматриваются последовательно по машинам от первой до N-й. Очередь Q распределяемых задач имеет старший приоритет. Участие конкретной машины в распределении задач исключает ее участие в решении задач. Каждая машина одновременно может распределять или решать только одну задачу.

Признаком окончания решения набора задач является нулевое значение длин очередей решаемых и распределяемых задач по всем машинам системы.

Результаты моделирования

Описание и программы модели представлены в [6].

Моделирующая программа реализована на "Фортране". Модель просчитана на машине ЕС 1050 в системе ОС ЕС. Программа моделирования системы, содержащей максимум 100 машин и распределяющей максимум 1000 задач, с использованием личной библиотеки ОС ЕС требует для своего выполнения 178К оперативной памяти машины.

Численные результаты получены для двумерной системы, состоящей из 30 машин. В терминах работы [5] число w классов эквивалентности графа, представляющего систему, равно 1; множество отметок ребер графа $M = \{3,4,27,26\}$, степень вершин графа, или число соседей машин, $v = 4$.

Отношение числа L распределяемых задач к числу N машин системы принято равным 20.

Приняты следующие соотношения временных параметров.

I. Отношение P_τ/P_t выбирается из среднего отношения количества циклов в программе к длине программы, равного I00, т.е. P_τ/P_t = = I00. Модель считалась для P_t = I0, P_τ = I000.

2. Рассмотрены три варианта соотношения интенсивности пересылки задач P_τ и обзора состояния загруженности одной из соседних машин T_0 : $T_0 = 0{,}1\,P_\tau^{-1}$; $T_0 = 0{,}033\,P_\tau^{-1}$; $T_0 = 0{,}01\,P_\tau^{-1}$,что соответствует длинам задач L от нескольких десятков до сотен команд.

3. С целью сокращения времени машинного счета принято различное значение Δt для различных вариантов соотношений временных параметров модели. По абсолютной величине сопоставимы результаты, полученные при одном и том же значении Δt. Значение Δt для каждого из вариантов принято равным $\Delta t = 3/4T_{01}$.

В табл.I сведен перечень исследуемых алгоритмов. Алгоритмы A

Таблица I

Принцип распределения задач по машинам	Алгоритм	Способ очередности обслуживания задач в машине
Выбор принимающей машины по способу выравнивания нагрузки	BI	Последовательная обработка задач
	B2	Очередность обработки определена минимизацией функции штрафа
Случайный выбор принимающей машины	AI	Последовательная обработка задач
	A2	Очередность обработки определена минимизацией функции штрафа
Распределение блоками по машинам	CI	Последовательная обработка задач
	C2	Очередность обработки определена минимизацией функции штрафа

и B исследованы для различного количества машин-держателей исходного пакета. Промоделированы три случая, в которых номера K машин - входов в систему имеют значения: K = I, K = I-30, K = I,I4. Последний случай соответствует расстоянию между входами, равному диаметру системы [8].

На рис.I и 2 представлена характеристика быстродействия системы, выраженная через $\theta = (T-T_{min})/T_{min}$, как функция радиуса r обозреваемой окрестности при распределении задач по принципу выравнивания нагрузки по системе, причем на рис.I - для случая по-

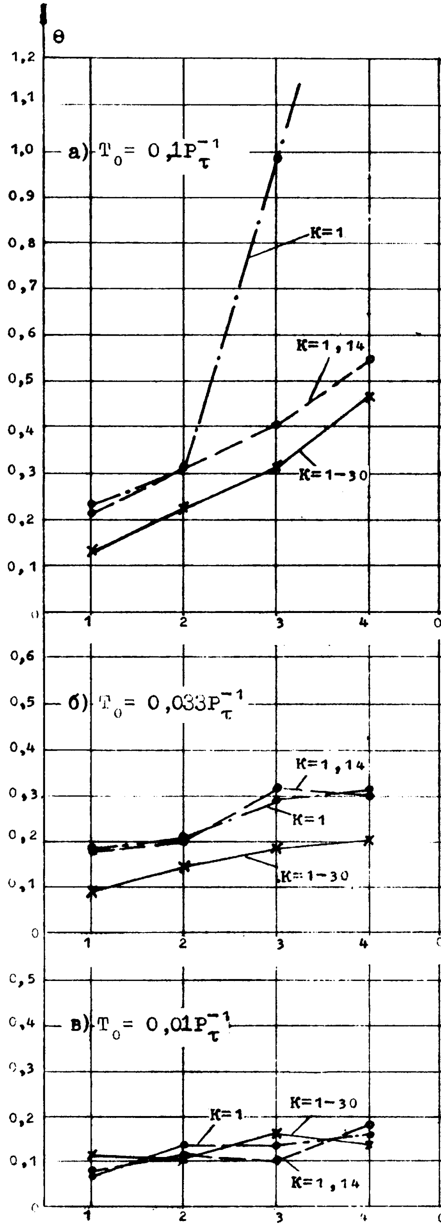

Рис. I. Алгоритм BI.

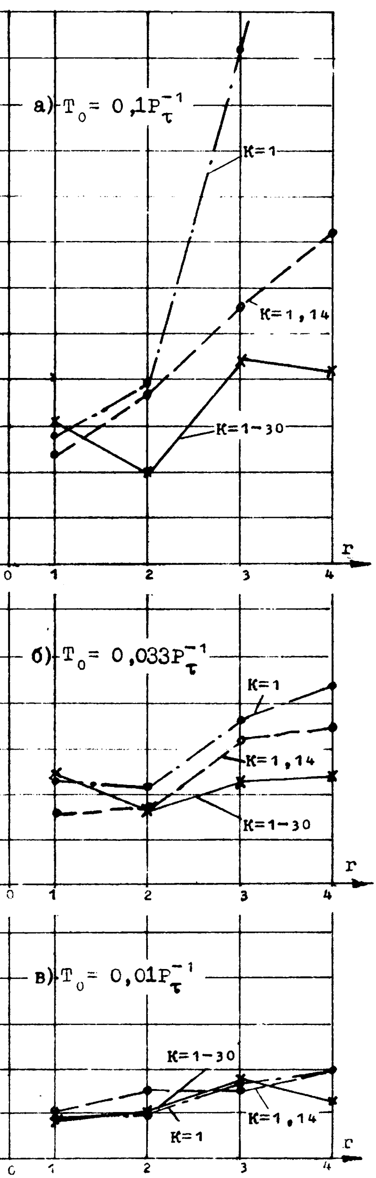

Рис. 2. Алгоритм B2.

следовательной обработки задач в пределах одной машины,на рис.2 - для случая, когда очередность обработки задач определена минимизацией функции штрафа. Варианты "а", "б" и "в" по каждому из рисунков соответствуют различным сочетаниям временных параметров (T_0, P_τ) исследуемой системы.

Данные моделирования системы со случайным выбором принимающей машины и распределением пакета блоками сведены в табл. 2.

Сопоставление результатов моделирования при рассматриваемых параметрах показывает.

I. При использовании рассмотренных алгоритмов распределения пакета упорядочение очереди обрабатываемых задач с целью минимизации функции штрафа (в конкретной интерпретации штрафом считаем время τ пересылки задач) отрицательно сказывается на общем времени решения набора (сравним рис.I и 2; сравним табл.2 гр.2-4 и гр.5-7, а также табл.2 гр.8 и гр.9).

2. Доля времени, затрачиваемая системой на рассылку задач при последовательной обработке задач, не превосходит 0,I T_{min} (табл.2, гр.8).

3. Влияние времени распределения пакета при использовании алгоритма выравнивания нагрузки на величину отклонения θ несущественно. Это следует из того, что изменение на порядок соотношения T_0 и P_τ в сторону уменьшения доли T_0 и, следовательно, затрат на распределение пакета, незначительно сказывается на изменении θ (сравним рис.I,а и I,в при $r = I$).

4. Практически для каждого из конкретных случаев распределения задания по способу выравнивания нагрузки наименьшее значение отклонения θ имеем при анализе состояния системы в пределах окрестности радиуса r, равного единице (любой из вариантов рис.I и рис.2).

5. Уменьшение доли времени T_0 , т.е. уменьшение времени обзора окрестности в общем времени решения пакета,приводит к уменьшению зависимости отклонения времени решения θ от радиуса r обозреваемой окрестности (рис.I и рис.2); кроме того, при этом уменьшается влияние количества машин X-держателей исходного пакета на время решения пакета (сравним варианты "а", "б" и "в" рис.I и 2). При времени обзора, составляющем сотые доли от времени пересылки задач ($T_0 = 0{,}0I\ P_\tau^{-1}$), количество машин-держателей исходного пакета практически не сказывается на быстродействии системы (рис.I,в и рис.2,в). При увеличении времени обзора окрестности до десятых долей от времени пересылки задач ($T_0 = 0{,}I\ P_\tau^{-1}$) количество машин-

Таблица 2

Значение $\theta = (T-T_{min})/T_{min}$

Время опроса состояния соседа (T_0)	Принцип распределения задач							
	Выбор принимающей машины случайный (алгоритм А)						Распределение идеального пакета блоками (алгоритм С)	
	Способ очередности обслуживания задач							
	Последовательная обработка задач (А1)			Минимизация функции штрафа (А2)			Последовательная обработка задач (С1)	Минимизация функции штрафа (С2)
	Номера машин - входов в систему							
	I	I,I4	I–30	I	I,I4	I–30	I	I
I	2	3	4	5	6	7	8	9
$0{,}1\,P_\tau^{-1}$	I,56	I,67	I,62	I,90	I,57	I,94	0,I0	0,41
$0{,}033\,P_\tau^{-1}$	I,54	I,66	I,60	I,88	I,55	I,92	0,03	0,40
$0{,}01\,P_\tau^{-1}$	I,52	I,64	I,58	I,86	I,53	I,91	0,002	0,39

входов в систему следует увеличивать, вплоть до полного количества машин в системе (рис.I,а и рис.2,а).

6. Отклонение θ при распределении по способу выравнивания нагрузки, независимо от вида очередности обработки задач, на порядок меньше, чем отклонение при случайном распределении пакета (сравним рис.I и табл.2,гр.2-4, а также рис.2 и табл.2,гр.5-7).

Таким образом, если сумма затрат времени на субоптимальное разбиение пакета (по принципу субминимума времени решения) и отклонения времени его решения от минимального для систем с рассматриваемыми параметрами равна или превосходит $0,1T_{min}$, то целесообразно использовать алгоритм распределения пакета по способу выравнивания нагрузки. При этом:

- задачи обрабатываются в порядке расположения в пакете;
- предварительная подготовка пакета не требуется и поэтому сведения о параметрах t_j $(j \in L)$ всех задач к началу распределения пакета не нужны;
- каждой машине для принятия оптимального решения достаточно сведений о состоянии загруженности ее непосредственных соседей, т.е. выполняется принцип близкодействия;
- количество машин, через которые пакет поступает в систему, определяется конкретным соотношением затрат на анализ состояния системы и плотностью пересылки задач (T_0 и P_τ).

При случайном распределении задач количество машин-входов в систему может быть малым (в проанализированных вариантах - 2).

В заключение автор выражает благодарность В.В.Корнееву за постоянное внимание к работе и полезные обсуждения.

Литература

I. ЕВРЕИНОВ Э.В.,КОСАРЕВ Ю.Г. Однородные универсальные системы высокой производительности.-Новосибирск: Наука,1966.- 308 с.

2. ХОРОШЕВСКИЙ В.Г. Об алгоритмах распределения задач по ОДВМ.- В кн.: Труды СФТИ. Вып.47, 1965,с.29-34.

3. ЕВРЕИНОВ Э.В., ХОРОШЕВСКИЙ В.Г. Однородные вычислительные системы.- Новосибирск: Наука, 1978. - 319 с.

4. КОРНЕЕВ В.В., МОНАХОВ О.Г. Графы межмашинных связей однородных вычислительных систем.- В кн.: Вопросы теории и построения вычислительных систем (Вычислительные системы,вып.73).Новосибирск, 1978,с.93-106.

5. МОНАХОВ О.Г. Параметрическое описание структур однородных вычислительных систем. - В кн.: Вопросы теории и построения вычис-

лительных систем (Вычислительные системы, вып.80). Новосибирск, 1979, с.3-17.

6. ПОТАПОВА Ю.Н. Исследование алгоритмов распределения пакета задач на вычислительной системе с программируемой структурой.- Отчет Ин-та математики СО АН СССР, Новосибирск, 1982.

7. БУСЛЕНКО Н.П. Моделирование сложных систем.- М.: Наука, 1968. - 355 с.

8. ВОРОБЬЁВ В.А., КОРНЕЕВ В.В. Некоторые вопросы теории структур однородных вычислительных систем. - В кн.: Вычислительные системы. Вып.60. Вопросы теории и построения вычислительных систем. Новосибирск, 1974, с.3-16.

Поступила в ред.-изд.отд.
7 июля 1982 года