

О ФУНКЦИОНАЛЬНОЙ ОРГАНИЗАЦИИ ОДНОРОДНЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

А.С. Шум

Рассматриваются относительная адресация элементарных машин (ЭМ) в однородной вычислительной системе (ОВС), функционирование подсистем при выполнении программы со сложными циклами без программных перенастроек (режим синхроннопрограммной работы - СПР).

Относительная адресация позволяет использовать без изменений параллельные программы задач в подсистемах с различной геометрической конфигурацией и различным расположением их относительно физической структуры ОВС.

§ 1. Относительная адресация в многомерных ОВС

Увеличение числа ЭМ в ОВС усложняет проблемы их адресации при выделении подсистем. Из числа известных способов адресации для систем высокой производительности наиболее гибким является способ адресной настройки с переменной структурой [1]. Целе-сообразно иметь в системе адресацию, которая позволяла бы прокладывать пути связи и размещать создаваемые подсистемы в различных местах физической структуры ОВС без изменений адресов в

программах.

Пусть структура ОВС представлена z -мерной решеткой с ЭМ в её узлах. С решеткой связана система координат X_z , где $z = 1, 2, \dots, z$. Каналы связи между ЭМ двусторонние и параллельны осям координат; входные каналы обозначим через $+X_z^+$ и $-X_z^+$, выходные — через $+X_z^-$ и $-X_z^-$, где "+", "-" перед X_z указывают соответственно совпадение и несовпадение направлений связей с направлениями координат, X_z — длина канала до соседней ЭМ по координате z .

Так как пути связи между ЭМ могут прокладываться только параллельно координатным осям, то длина $\alpha_{\alpha\beta}$ кратчайшего пути связи $D_{\alpha\beta}$ от ЭМ α до ЭМ β определится выражением:

$$\alpha_{\alpha\beta} = \sum_{i=1}^z (x_i^{(\beta)} - x_i^{(\alpha)}).$$

Ясно, что конфигурация пути $D_{\alpha\beta}$ не единственна.

Для любого пути связи $Z_{\alpha\beta}$ длиной $Z_{\alpha\beta} > \alpha_{\alpha\beta}$ относительно на каждой i^* -й координате справедливы равенства:

$$\sum_{\pm} (\pm X_{i^*}^{\pm}) = \Pi_p \{D_{\alpha\beta}\}_{X_{i^*}} = x_{i^*}^{(\beta)} - x_{i^*}^{(\alpha)}, \quad (I)$$

где $\Pi_p \{D_{\alpha\beta}\}_{X_{i^*}}$ — проекция пути $D_{\alpha\beta}$ на ось X_{i^*} .

Таким образом, достижение ЭМ β из ЭМ α возможно по любому пути связи $Z_{\alpha\beta}$, для которого выполнено (I).

Прокладка пути связи осуществляется последовательно от данной ЭМ к соседней, затем к следующей и т.д. Адрес ЭМ β , к которой прокладывается путь от ЭМ α , задается в виде разностей координат: $A(x_i^{(\beta)} - x_i^{(\alpha)})$. В каждой ЭМ устанавливается определенная очередность рассмотрения входных связей $+X_z^+$ и $-X_z^+$. Работа каждой ЭМ, участвующей в прокладке пути связи, определяется следующим алгоритмом (АЛ).

1. Прием адреса $A(x_i^{(\beta)} - x_i^{(\alpha)})$ и длины пройденного им пути $Z_i^+ = \sum (\pm X_i^{\pm})$. В ЭМ α адрес берется из ее памяти, а $Z_i^+ = 0$, во всех других ЭМ A и Z_i^+ принимаются от соседних ЭМ.
2. Сравнение соответствующих компонент адреса и пройденного пути:

$$(x_i^{(\beta)} - x_i^{(\alpha)}) - Z_i^+ = \Delta_i \quad (2)$$

3. Последовательное рассмотрение результатов сравнений (2) в соответствии с установленной очередностью. Если все $\Delta_i = 0$, то данная ЭМ является машиной β , прокладка пути связи завершена. Если для очередной i^* -й координаты $\Delta_{i^*} \neq 0$, то перейти к пункту 4.

4. Определение новых значений длин пройденного пути:

$$Z_{i^*}^{\pm} = \begin{cases} Z_{i^*}^{\pm} + 0, \\ Z_{i^*}^{\pm} + 1, & \text{если } x_{i^*}^{(\beta)} - x_{i^*}^{(\alpha)} > Z_{i^*}^+, \\ Z_{i^*}^{\pm} - 1, & \text{если } x_{i^*}^{(\beta)} - x_{i^*}^{(\alpha)} < Z_{i^*}^+. \end{cases}$$

5. Определение направления передачи и передача соседней ЭМ значений A и $Z_{i^*}^{\pm}$. Направление передачи $+X_{i^*}^+$, если $Z_{i^*}^+ > Z_{i^*}^-$, и $-X_{i^*}^+$, если $Z_{i^*}^+ < Z_{i^*}^-$.

Конфигурация пути связи определится очередностью рассмотрения результатов (2) в каждой ЭМ, вошедшей в путь.

Условием минимальной длины проложенного пути связи служит отсутствие ограничений на использование направлений связи в каждой ЭМ пути. Если встречено хотя бы одно ограничение, то длина пути не обязательно будет минимальной.

Одним из основных свойств ОВС является возможность оперативного удовлетворения потребности в повышенной мощности, возникшей в подсистеме. Нарастивание мощности производится включением в подсистему новых ЭМ, к которым прокладываются пути связи от машин подсистемы. Пусть ЭМ α должна образовать дополнительную подсистему, не имея информации об окружающих её запретных областях (к ЭМ которых не могут быть проложены пути связи). Так как время появления таких областей, их конфигурация и место расположения заранее не известны, то и учет их при составлении программ невозможен.

Проследим образование подсистемы в указанной ситуации. В рассматриваемый момент времени не каждая ЭМ, к которой проложен путь связи, может быть включена в подсистему (например, ес-

ли она уже входит в эту подсистему). Возможность такого включения определяется значением двоичного индикатора C . Считаем, что она имеется при $C = 1$.

Алгоритм работы ЭМ в процессе образования подсистемы получается модификацией алгоритма АІ.

1. Пункт 1 и 2 АІ.

2. Проверка значения C . Если $C = 0$, то выполняется АІ, начиная с пункта 3. Если $C = 1$, то осуществляется переход к пункту 3 данного алгоритма.

3. Напоминание значений Δ_i .

4. Установка $C = 0$. Данная ЭМ является машиной β , поиск завершен.

Этот алгоритм обрабатывает каждый адрес, поступающий в ЭМ. ЭМ α высылает эти адреса последовательно. В результате образуется подсистема из нужного числа ЭМ без нарушений их адресации в программах.

Для прокладки пути связи в образованной таким образом подсистеме пункты 2 и 3 алгоритма АІ заменяются соответственно следующими.

2. Сравнение соответствующих компонент адреса, пройденного пути и справочных коэффициентов:

$$(x_i^{(\beta)} - x_i^{(\alpha)}) - Z_i - \Delta_i = \delta_i.$$

3. Поочередное рассмотрение полученных значений δ_i . Если все $\delta_i = 0$, то данная ЭМ является машиной β , прокладка пути завершена. Если для очередной рассматриваемой i -й координаты $\delta_i \neq 0$, то перейти к пункту 4.

Естественно, что изменения ограничений в ЭМ на использование выбираемых направлений прокладки путей связи после образования подсистемы не допустимы, так как это может привести к неоднозначности в расшифровке адресов.

§ 2. Выполнение программы в режиме СПР

В режиме СПР все ЭМ подсистемы выполняют одну и ту же программу, которую выдает какая-либо одна ЭМ. Операнды для выполнения программы каждая ЭМ извлекает из своей памяти. Поэто-

му при реализации команд условной передачи управления (УПУ) возможен различный ход выполнения программы в разных ЭМ. Возникает необходимость программных перенастроек подсистемы, значительно снижающих эффективность режима СПР.

Задача состоит в такой организации функционирования ОВС, которая свела бы к минимуму затраты времени на обмены управляющей информацией между ЭМ.

Рассмотрим функционирование подсистемы при выполнении программы сложного n -кратного цикла, представленного каноническим видом. К каноническому сводятся любые виды циклов, поэтому общность рассмотрения не нарушается [2]. Каждый цикл завершается в программе командой УПУ.

Считая условно, что вход в сложный цикл осуществляется с нулевого, пронумеруем все циклы в направлении их усложнения: $\ell = 0, 1, 2, \dots, n$.

Выполнение программы n -кратного цикла рассматриваем в дискретном времени $t = 0, 1, 2, \dots$, момент которого $t = 0$ соответствует началу режима СПР, а моменты $t > 0$ - окончания реализации команд УПУ. Полагаем, что реализация команд цикла производится на отрезках времени t , заключенных между t и $t+1$. Процессор ЭМ в конце каждой реализации цикла ℓ' вырабатывает признак ω . При значении $\omega = 0$ команда УПУ совершает передачу управления, а при $\omega = 1$ сохраняет естественный порядок следования команд. Команда УПУ цикла ℓ' , реализованная на некотором множестве ЭМ, разбивает его на два: M^0 и M^1 . В M^0 войдут ЭМ со значениями $\omega = 0$, а в M^1 - ЭМ со значениями $\omega = 1$. ЭМ первого множества должны будут еще произвести реализацию цикла ℓ' , а ЭМ второго завершили его выполнение. ЭМ, не принимавшие участие в рассматриваемом выполнении цикла ℓ' , могут быть отнесены к множеству M^1 . После окончания каждой реализации цикла ℓ' получим:

$$(M) = (M^0) + (M^1),$$

где (M) , (M^0) и (M^1) - количества ЭМ в соответствующих множествах. Первая реализация цикла ℓ' производится на ЭМ множества M^0 , которое получено при ближайшей предшествующей реализации ℓ' -го цикла в момент $t - \tau$, где $\tau = \ell' + 1, \ell' + 2, \dots, n$. При $\ell' = 1$ и отсутствии реализации цикла ℓ' ($\ell' = 0$) в качестве M^0 выступают M .

Таким образом, множество ЭМ для реализации цикла ℓ' в отрезке времени t определяется выражением:

$$M(\ell', t) = \begin{cases} M^0(\ell', t-1) \cup M^1(\ell', t-1) = M_1, & \text{если } M^0(\ell', t-1) \neq \emptyset, \\ M^0(\ell', t-1) \cup M^1(\ell', t-1) = M_2, & \text{если } M^0(\ell', t-1) = \emptyset. \end{cases}$$

Будем считать, что каждому t соответствует совокупность множеств $M(\ell, t)$, каждое из которых образовано последней реализацией соответствующего цикла:

$$M(\ell, t) = \begin{cases} M(\ell, t-1), & \text{если } \ell \neq \ell', \\ M(\ell', t), & \text{если } \ell = \ell'. \end{cases} \quad (3)$$

Момент t окончания выполнения цикла определяется условием $M^0(\ell', t) = \emptyset$. Так как при этом $M^1(\ell', t) = M$, то обобщенный признак может вырабатываться на множествах всех ЭМ подсистемы:

$$\Omega'(\ell', t) = \bigwedge_{i=1}^M \omega_i(\ell', t), \quad (4)$$

где $i = 1, 2, \dots, M$.

Каждому множеству $M(\ell', t)$ в момент t его создания припишем номер x' , образуемый из номера предыдущего множества $M(\ell', t-1)$ по правилу:

$$\begin{aligned} x'(\ell', t) &= x'(\ell', t-1) + \bar{\Omega}'(x', t-1) f(t-1) - \Omega'(x', t-1), \\ x'(\ell', 0) &= 0, \end{aligned} \quad (5)$$

где

$$f(t-1) = \begin{cases} 1, & \text{если } \ell'(x', t-1) \neq \ell^*(t), \\ 0, & \text{если } \ell'(x', t-1) = \ell^*(t), \end{cases}$$

$$\ell'(x', t) = \ell^*(t) \bar{\Omega}'(x', t-1) \vee \ell(x'-1, t-1) \cdot \Omega'(x', t-1),$$

$$\ell^*(t) = \ell^*(t-1) \varphi(t-1) + \Omega'(x', t-1) + \bar{\varphi}(t-1),$$

$$\ell^*(0) = 0,$$

$$\varphi(0) = 0,$$

$$\varphi(t-1) = \begin{cases} 1, & \text{если } \ell'(t-1) \neq 1, \\ 0, & \text{если } \ell'(t-1) = 1. \end{cases}$$

Теперь каждому из множеств (3) поставлен в соответствие номер x , т.е.

$$M(x, t) = \begin{cases} M(x, t-1), & \text{если } x \neq x', \\ M(x-1, t-1) \Omega(x, t-1) \vee \\ \vee M_i(\ell', t-1) \bar{\Omega}(x, t-1), & \text{если } x = x'. \end{cases} \quad (6)$$

Для определения отношения к программе ЭМ должна иметь по одному элементу из каждого множества (6):

$$\omega_i(x, t) = \begin{cases} \omega_i(x, t-1), & \text{если } x \neq x', \\ \omega_i(x-1, t-1) \Omega(x, t-1) \vee \\ \vee \omega_i^{(AV)}(t-1) \bar{\Omega}(x, t-1), & \text{если } x = x', \end{cases} \quad (7)$$

$$\omega_i(0, 0) = 0,$$

$$\omega_i(x, 0) = 1, \text{ если } x \neq 0,$$

где $\omega_i^{(AV)}(t-1)$ — признак ω , вырабатываемый процессором ЭМ в конце отрезка времени $t-1$.

$$\Omega'(x', t) = \bigwedge_{i=1}^{(M)} \omega_i(x', t). \quad (8)$$

Отношение к командам программы, получаемым ЭМ i из канала связи, в каждый момент t определяется значениями $\omega_i(x, t)$, где $i = 1, 2, \dots, M$, а выдача их из некоторой ЭМ i^* , которая выделена признаком $B_{i^*} = 1$, — значением выражения:

$$\Pi_{i^*}(t) = B_{i^*} \cdot \bar{\Omega}'(x', t).$$

Свое поведение ЭМ определяет после каждой реализации команды УПУ в следующей последовательности:

1. В конце периода $t-1$ в процессоре вырабатывается значение $\omega_i^{(ay)}(t-1)$, рассматриваемое как новое $\omega_i(x', t-1)$.
2. Из выражения (8) определяется вновь $\Omega'(x', t-1)$.
3. Вычисляется по (5) $x'(t)$.
4. Определяются из (7) $\omega_i(x, t)$.
5. Выражение (8) даёт $\Omega'(x', t)=0$.
6. ЭМ i^* выдаёт программу в канал связи, так как $\eta_{i^*}(t)=1$.
7. ЭМ i выполняет программу, если $\omega_i(x', t)=0$. При $\omega_i(x', t)=1$ ЭМ не воспринимает эту программу на всем отрезке t .

Операции по определению отношения ЭМ к программе при выполнении сложных циклов в режиме СПР выполняются одновременно во всех ЭМ подсистемы, сложность их невелика, поэтому времени они потребуют немного. Обмен управляющей информацией между ЭМ подсистемы ограничивается выработкой обобщенного признака. Время выработки его определяется задержками в каналах связи подсистемы.

Таким образом, адресация и режим СПР, организованные рассмотренными способами, позволят значительно повысить гибкость создаваемых ОВС.

ЛИТЕРАТУРА

1. Э.В. ЕВРЕИНОВ, Ю.Г. КОСАРЕВ. Однородные универсальные вычислительные системы высокой производительности. Новосибирск, "Наука" СО, 1966.
2. А.А. БРУДНО. Программирование в содержательных обозначениях. М., "Наука", 1968.

Поступила в редакцию
21.IV.1969г.