

УДК 681.31.323

О ПОДКЛЮЧЕНИИ ВНЕШНИХ УСТРОЙСТВ К ОДНОРОДНОЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЕ

В.В.Корнеев

Рассматриваются вопросы выбора способа подключения внешних устройств к однородной вычислительной системе (ОВС). В качестве критерия используется среднее время доступа к внешним устройствам и функция структурной живучести ОВС.

1°. В силу идеологии ОВС [1] внешнее устройство (ВУ), подключенное хотя бы к одной элементарной машине (ЭМ), является обобществленным. Любая ЭМ может получить к нему доступ и управлять работой этого внешнего устройства. Мы будем полагать, что внешнее устройство подсоединяется к ЭМ через канал ввода/вывода. При этом, в зависимости от организации канала (от того, допускается или нет непосредственный обмен данными между внешними устройствами канала), возможны два основных варианта работы с внешним устройством.

1. Управление внешним устройством осуществляется ЭМ, к которой оно подключено. Для того чтобы ЭМ, непосредственно не связанная с ВУ, произвела с ним обмен данными, необходимо использовать в качестве посредника память ЭМ, к которой подключено ВУ.

2. Управление внешним устройством осуществляется путем передачи информации по межмашинным связям. ЭМ, которой понадобится данное внешнее устройство, непосредственно адресуется к нему.

На рис.1 и 2 показаны возможные конфигурации использования каналов ввода/вывода элементарной машины для подключения к

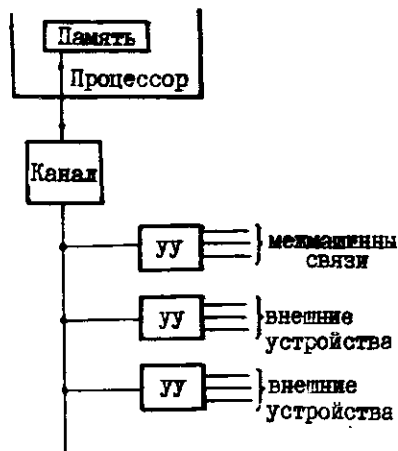


Рис. 1

ОБС внешних устройств. Использование схемы рис.1 означает, что в каждый момент времени только одно внешнее устройство имеет доступ в память, канал которой делится между процессором и каналом. При этом неважно, какое это устройство: осуществляющее ли машинный обмен или ввод/вывод с обобщающего ВУ. Схема на рис.2 обеспечивает разделение циклов памяти между процессором, машинными связями и внешними устройствами различных каналов. Выбор той или иной схемы определяется пропускной спо-

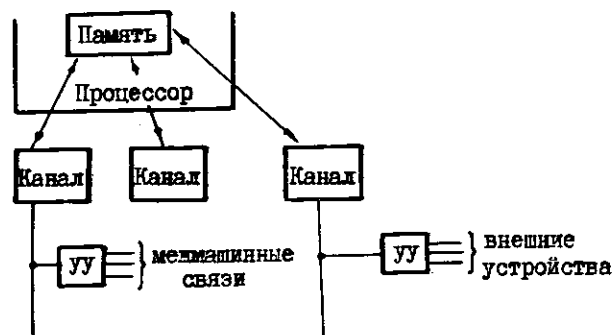


Рис. 2

собности используемых каналов. Если есть возможность выбора пропускной способности, то более предпочтительной является схема на рис.1, так как исследования [2] показали, что в сети связи задержки в процессе обслуживания минимизируются, если потоки сконцентрированы в физически минимальном числе каналов. Последнее является тем более желательным, что оно упрощает програм-

мное обеспечение, создает единый вид данных, передаваемых по системе связи, позволяет упростить адресацию к внешним устройствам.

С целью повышения надежности одно и то же внешнее устройство может быть подключено к нескольким ЭМ системы. В [3] предлагается, чтобы обобщающие внешние устройства были подключены ко всем ЭМ системы. Последнее желательно, но в настоящее время практически трудно реализуемо.

2°. Пусть имеется ОБС из N ЭМ, к которым подключено $\sum_{i=1}^k f_i$ внешних устройств, где f_i — число ВУ типа $i \in \{1, 2, \dots, k\}$. Устройство типа i подсоединяется к m_i элементарным машинам. Требуется определить ЭМ, к которым необходимо подключить внешние устройства, чтобы при этом получить наилучшие показатели функционирования ОБС, а именно: обеспечить наивысшую возможную при данных характеристиках надежности компонент живучесть ОБС и максимально сократить время обращения к устройствам. При оценке способов подключения внешних устройств интерес представляют потенциальные значения указанных характеристик, так как нет никаких оснований полагать, что применение одних и тех же алгоритмов функционирования сделает более эффективной ОБС с меньшими потенциальными значениями живучести и большими потенциальными значениями времени обращения. Кроме того, мы будем считать, что внешние устройства разных типов независимы, то есть устройство одного типа не может выполнять функции устройства другого типа. В силу однородности, полагаем, что возможности каждой ЭМ по подключению внешних устройств одинаковы и выполняется условие:

$$\sum_{i=1}^k f_i \cdot m_i \leq N \cdot l,$$

где l — число каналов для подключения внешних устройств к каждой ЭМ. Абстрагируем ОБС с подключенными внешними устройствами в раскрашенный граф $\mathcal{T}$. Элементарным машинам поставим в соответствие вершины с отметками 0, а внешним устройствам типа i — вершины с отметками i . Связям между ЭМ и между ЭМ и внешними устройствами сопоставим ребра графа $\mathcal{T}$.

Определим однородный выбор q вершин $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_q$ на оптимальной КАМС-структуре ν класса $\theta(N, n)$ [4], имеющей следующие свойства.

1. Структура $\mathcal{A}$ является групп-графом транзитивной группы G автоморфизмов $\mathcal{A}$.

2. Каждой вершине α взаимно-однозначно соответствует элемент $^*\mathcal{G}$ с суммой модулей степеней образующих, меньшей или равной m^* , где m^* выбирается из условия $S^{\mathcal{G}}(m^*-1) < N \leq S^{\mathcal{G}}(m^*)$, при этом $S^{\mathcal{G}}(m) = S^{\mathcal{G}}(m-1) + 2 \sum_{i=0}^{m-1} S^{\mathcal{G}}(i)$ является максимальным числом элементов абелевой группы с суммой модулей степеней образующих, меньшей или равной m .

Рассмотрим бесконечную абелеву группу G_{∞}^k , имеющую k образующих $a_1, a_2, \dots, a_k$ и определяющие соотношения вида: $a_i \cdot a_j = a_j \cdot a_i, i, j = \overline{1, k}$. Таким образом, у группы G_{∞}^k нет никаких иных определяющих соотношений кроме тех, которые задают коммутативность группы. Построим граф $M(m)$ со следующими свойствами. Число вершин графа $M(m)$ равно числу элементов группы G_{∞}^k с суммой модулей степеней образующих, меньшей или равной m . В дальнейшем это число будет обозначаться $S^k(m)$. Сопоставим каждой вершине $M(m)$ элемент группы G_{∞}^k с суммой модулей степеней образующих, меньшей или равной m . Две вершины p и q графа $M(m)$ связаны ребром $\{p, q\}$, если соответствующие им элементы группы b_p и b_q удовлетворяют следующему условию: $b_p \cdot a_l = b_q, l = \overline{1, k}$. При этом ребру $\{p, q\}$ сопоставляется отметка α_l , если p принадлежит ярусу j , а q - ярусу $(j+1)$, и отметка α_l^{-1} , если p принадлежит ярусу $(j+1)$, а q - ярусу j . Будем говорить, что вершина графа $M(m)$ принадлежит ярусу j , если сумма модулей степеней образующих сопоставленного ей элемента группы равна j .

Будем считать, что q вершин с номерами $n_1, n_2, \dots, n_q$ однородно выбраны на КАИС-структуре класса $\theta(N, k)$, если они получены по следующему алгоритму.

Пусть m удовлетворяет условию:

$$S^k(m-1) < \frac{N+q}{q} \leq S^k(m).$$

1. В качестве n_1 выбирается любая вершина КАИС-структуры $\alpha \in \theta(N, k)$. Исходя из вершины n_1 , строится граф $M(m)$ и отмечаются вершины яруса m .

* Предполагается, что группа G задана образующими элементами и определяющими соотношениями.

2. В качестве n_i ($i = 2, \dots, q$) выбирается непомеченная вершина, исходя из которой строится граф $M(m)$, не имея помеченных вершин на первых $(m-1)$ ярусах. Помечаются вершины, принадлежащие ярусу m графа $M(m)$.

3. Повторяется шаг 2 алгоритма до тех пор, пока не наберется q вершин.

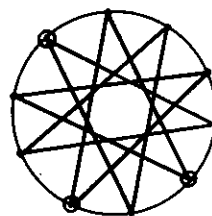


Рис.3

На рис.3 продемонстрирован результат однородного выбора трех вершин на оптимальной КАИС-структуре класса $\theta(10, 2)$. Выбранные вершины обведены.

Обозначим через x_{ij} число устройств типа i , подключенных к машине с номером j , а через λ_i нагрузку, которую создает для ЭМ устройство типа i при подключении его к ней. Нагрузка есть обобщенная характеристика, включающая требования по необходимым ресурсам: времени обслуживания внешнего устройства, памяти и др.

Оптимальным способом подключения внешних устройств к ОВС является способ, доставляющий

$$\min \sum_{j=2}^N \left(\sum_{i=1}^k x_{ij} \lambda_i - \sum_{i=1}^k x_{ij} \lambda_i \right)^2 \quad (1)$$

при следующих ограничениях:

$$0 \leq x_{ij} \leq f_i, \quad (2)$$

$$x_{ij_1} - x_{ij_2} = 0 \quad (3)$$

для любых j_1 и $j_2 \in (\overline{1, q}), q \leq N$,

$$x_{ij_1} - x_{ij_2} = 1 \quad (4)$$

для $j_1 \in \overline{q+1, N}$ и $j_2 \in \overline{1, q}$.

Вершины с номерами $q+1, q+2, \dots, N$ выбраны однозначно. (5)

Требование (1) означает, что все ЭМ однородной вычислительной системы равномерно загружены. Условия (3)-(5) указывают,

что к каждой ЭМ подключено внешних устройств типа i либо $\left[\frac{f_i \cdot m_i}{N} \right]$, либо $\left[\frac{f_i \cdot m_i}{N} \right] + 1$. Номера ЭМ, к которым подключено $\left[\frac{f_i \cdot m_i}{N} \right] + 1$ внешних устройств типа i , являются однородно выбранными на соответствующей КАИС-структуре.

Так как внешние устройства независимы друг от друга будем вести рассуждения относительно подключения устройств одного типа. Рассмотрим вероятность того, что подсистеме [4] ранга κ будет доступно внешнее устройство при заданных коэффициентах готовности $\rho_{эм}, \rho_k, \rho_c, \rho_{вх}, \rho_{свх}$ соответственно ЭМ, коммутаторов, линий связи, внешних устройств и связей внешних устройств с ОВС. Очевидно, что указанная вероятность будем максимальна при однородном выборе точек подключения. Это следует из того, что на КАИС-структуре имеется конечное число конфигураций подсистем ранга κ , включающих заданную вершину. Однородный выбор обеспечивает наименьшую пересекаемость подсистем ранга κ , содержащих точки подключения внешних устройств. Следовательно, указанный способ обеспечивает максимальное число различных конфигураций подсистем ранга κ , включающих точки подключения внешних устройств, то есть вероятность того, что к подсистеме ранга κ будет подключено внешнее устройство, максимальна.

Очевидно, что однородный выбор обеспечивает минимальность максимальной и средней длины пути из любой ЭМ к внешнему устройству заданного типа. Легко видеть, что при $m_i = l, i = \overline{1, k}$, получается подключение внешних устройств, предложенное в [3].

Л и т е р а т у р а

1. ЕВРЕЙНОВ Э.В., КОСАРЕВ Ю.Г. Однородные универсальные вычислительные системы высокой производительности. Новосибирск, "Наука", 1966.

2. КЛЕЙНРОК Л. Коммуникационные сети. М., "Наука", 1970.

3. КОСАРЕВ Ю.Г. О структурах вычислительных систем, устойчивых к изменению числа машин. -В кн.: Вычислительные системы. Вып. 42. Новосибирск, 1970, с. 59-73.

4. КОРНЕЕВ В.В. О макроструктуре однородных вычислительных систем. -В кн.: Вычислительные системы. Вып. 60. Новосибирск, 1974, с. 17-34.

Поступила в ред.-изд. отд.

16 января 1975 года