

### ИССЛЕДОВАНИЕ ВЗАИМОДЕЙСТВИЙ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ПРОЦЕССОВ

Ю.И.Колосова, Н.Н.Миренков

Проверка правильности взаимодействий параллельных ветвей (р-ветвей) — одна из новых функций системы отладки параллельных программ (р-программ) для однородных вычислительных систем (ОВС) [1]. Она может проводиться как на уровне системных команд (КС) [2], так и на уровне системных макрооператоров (МО).

В результате поочередного выполнения (подобно [3]) каждой р-ветви до появления в ней КС(МО) образуется набор КС(МО) (см. рисунок). Его можно эффективно проанализировать с помощью методики, аналогичной [4, 5], где событиям, связанным с определенными действиями (в данном случае системными взаимодействиями) предлагается ставить в соответствие языковую модель, грамматика которой задается в  $\mathcal{R}$ -метаязыке [6].

При реализации проверки на уровне КС событие определяется набором  $K_i$  и временем  $t_i$  ( $i=1, \dots, \ell$ ) их появления в р-ветвях;  $t_i$  — случайная величина в интервале  $(T, T^*)$ , где  $T = \sum_{j=1}^{K_i} \tau_j$ ,  $T^* = \sum_{j=1}^{K_i} \tau_j^*$ ;  $\tau_j, \tau_j^*$  — минимальное и максимальное время выполнения  $j$ -ой команды,  $K_i$  — число выполненных команд,  $\ell$  — число р-ветвей.

Для функционирования ОВС достаточно иметь пять КС [1]: настройку (Н), передачу (П), прием (Пр), обобщенный условный и безусловный переходы (ОУП, ОНП). Участие р-ветви в том или ином взаимодействии регулируется её модальностью — значениями признаков в её регистре настройки (например, "R", "Q", "S" в ОВС "Минск-222" [7] или "B", "CF" в ОВС "МИНИМАКС" [8]).

Пусть  $\bar{t}_i$  — математическое ожидание  $t_i$ . Набор  $K_i$  упорядочивается по возрастанию  $\bar{t}_i$  (при равенстве  $\bar{t}_i$  упорядочивание ведется по  $i$ ).

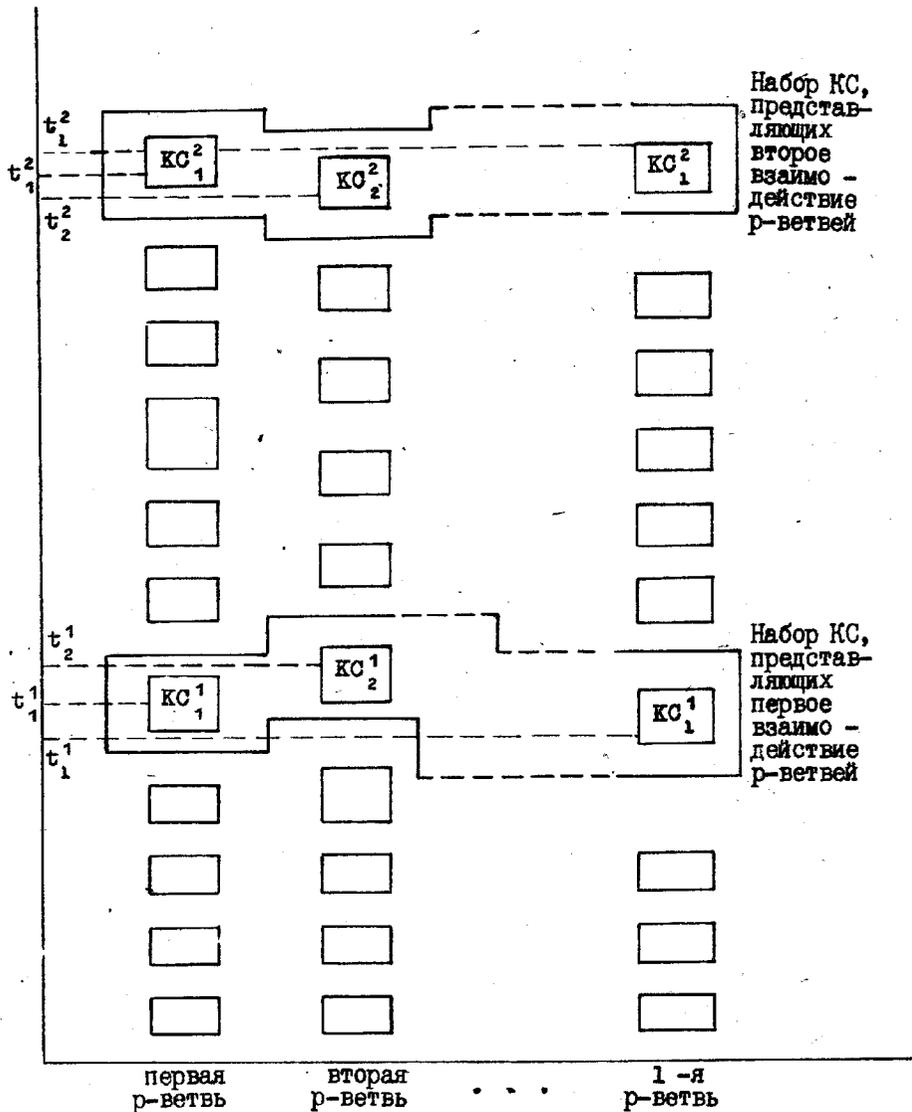


Схема появления KS в p-ветвях

Последовательность символов упорядоченных KS назовем *цепочкой*. Цепочку из символов KS, принадлежащих ветвям одной подсистемы, назовем *подцепочкой*.

Векторы, компоненты которых несут информацию о содержимом  $R$ ,  $Q$  и  $\Omega$  всех ветвей, обозначим  $z(z_1, \dots, z_r)$ ,  $q(q_1, \dots, q_r)$  и  $\omega(\omega_1, \dots, \omega_r)$ .

Системные ситуации анализируются в два этапа.

На первом символы цепочки последовательно преобразуются; при этом распознаются выходы всех ветвей на программный останов (ПО) и ситуации, порождаемые ошибочными значениями компонент векторов  $q$  и  $\Omega$ .

Символы преобразуются по следующим правилам:

$$\text{OYP} \rightarrow \begin{cases} \text{OYP}_c, & \text{если это } n\text{-ый символ OYP в подцепочке, где} \\ & 1 < n = \sum_i \omega_i \text{ (суммирование - по компонентам со-} \\ & \text{ответствующей подсистемы);} \\ \text{OYP}, & \text{если } \omega_j = 1, \text{ } j\text{- номер ветви, в которой встре-} \\ & \text{тилась KS}^* \text{;} \end{cases}$$

$\text{OBI} \rightarrow \text{OBI}$ , если  $\sum_i q_i > 1$  (суммирование - по компонентам, соответствующим ветвям той же подсистемы, KS которых предшествуют OBI в цепочке\*);

$\text{H} \rightarrow \text{H}$ ,  $\text{II} \rightarrow \text{II}$ ,  $\text{HP} \rightarrow \text{HP}$ ,  $\text{DO}$  (динамический останов)  $\rightarrow \text{DO}$ .

На втором этапе по мере поступления преобразованных символов цепочки формируются подцепочки, в которых выявляются допустимые последовательности. При этом могут одновременно анализироваться все подцепочки. Допустимые последовательности задаются следующей бакусовой формой:

$\langle \text{допустимая последовательность} \rangle ::= \langle \text{синхронизация} \rangle | \langle \text{обмен} \rangle | \langle \text{обобщенный безусловный переход} \rangle | \langle \text{настройка} \rangle$   
 $\langle \text{синхронизация} \rangle ::= \text{OYP}_c | \langle \text{незаконченная синхронизация} \rangle \text{OYP}_c$   
 $\langle \text{незаконченная синхронизация} \rangle ::= \langle \text{символ KS} \rangle | \langle \text{символ KS} \rangle$   
 $\langle \text{незаконченная синхронизация} \rangle$   
 $\langle \text{символ KS} \rangle ::= \text{OYP} | \text{DO}$   
 $\langle \text{обмен} \rangle ::= \langle \text{обобщенный прием} \rangle \text{II} | \langle \text{D-останов} \rangle \langle \text{обобщенный прием} \rangle \text{II}$   
 $\langle \text{обобщенный прием} \rangle ::= \text{Pr} | \text{Pr} \langle \text{прием смешанный} \rangle$

\* Если ни одно из условий не выполняется, то ситуация считается недопустимой.

$\langle \text{прием смешанный} \rangle ::= \langle \text{символ ПС} \rangle | \langle \text{символ ПС} \rangle \langle \text{прием смешанный} \rangle$

$\langle \text{символ ПС} \rangle ::= \text{Пр} | \text{ДО}$

$\langle \text{Д-останов} \rangle ::= \text{ДО} | \text{ДО} \langle \text{Д-останов} \rangle$

$\langle \text{настройка} \rangle ::= \text{Н} | \langle \text{Д-останов} \rangle \text{Н}$

$\langle \text{обобщенный безусловный переход} \rangle ::= \langle \text{незаконченная синхронизация} \rangle \text{ОП}$ .

Первая выявленная допустимая последовательность в подцепочке считается искомой. Она отражает наиболее вероятное системное взаимодействие, которое может появиться во время реализации программы. Не исключается возможность появления иного взаимодействия, при наличии в выявленной последовательности (ВП) КС, временной интервал которой пересекается с временным интервалом другой КС.

Различаются пересечения с интервалом КС из ВП (существенные только для допустимой последовательности  $\langle \text{обобщенный безусловный переход} \rangle$ ) и с интервалом КС, не принадлежащей ВП.

Пересечения первого типа имеют место, если в ВП  $\langle \text{обобщенный безусловный переход} \rangle$  существует КС для которой  $T_{КС}^* > T_{ОП}$ .

Пересечения второго типа имеют место, если существует  $КС \notin \text{ВП}$ , для которой  $T_{КС} < \max T_{ВП}^*$ . В зависимости от команды с интервалом которой установлено пересечение одного типа и выделенной допустимой последовательности можно различать три вида ситуаций:

1 - ошибочную, указывающую на возможность конфликтной ситуации,

2 - допустимую, не влияющую на системное взаимодействие,

3 - двусмысленную, указывающую на возможность реализации системного взаимодействия, не представленного ВП.

Условия возникновения этих ситуаций различны для КС из одной подсистемы (табл. 1) и для КС из разных подсистем (табл. 2) и зависят от пересечения (П) временных интервалов или их равенства (Р).

Пересечения первого типа вызывают только двусмысленную ситуацию. Информация о ситуациях является составной частью сообщений, характеризующих возможные системные взаимодействия при наличии допустимой последовательности. Последняя определяет ветви, в которых моделируется выполнение р-ветвей до появления в них очередных КС, что приводит к рассмотрению новой цепочки.

Таблица 1

КС \ ВП	t	Синхронизация		Обмен		Настройка (H <sub>0</sub> )		Настройка (H <sub>1</sub> )		Обобщенный безусловный переход	
		П	Р	П	Р	П	Р	П	Р	П	Р
Н	H <sub>0</sub>	1	2	1	1	2	2	3	1	3	2
	H <sub>1</sub>	1	1	1	1	3	1	3	2	3	2
ОУП		1	1	1	1	1	1	1	1	3	2
ОУП <sub>0</sub>		1	1	1	1	1	1	1	1	3	2
ОП		3	2	1	2	3	2	3	2	3	2
П		1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
Пр		1	1	1	1	1	1	1	1	1	2
ДО		2	2	2	2	2	2	2	2	3	2
ПО		2	2	2	2	2	2	2	2	2	2

Таблица 2

КС \ ВП	t	Синхронизация	Обмен	Настройка				Обобщенный безусловный переход		
				Присоединяет подсистему к КС		Нет		П	Р	
		П	Р	П	Р	П	Р	П	Р	
Н	присоединяет	1	1	1	1	1	1	1	1	1
	нет	2	2	2	2	1	1	2	2	2
ОУП		2	2	2	2	1	1	2	2	2
ОУП <sub>0</sub>		3	2	3	2	1	1	3	2	3
ОП		3	2	3	2	1	2	3	2	3
П		1	1	1	1	1	1	1	1	1
Пр		3	2	3	2	1	1	3	2	3
ДО		2	2	2	2	2	2	2	2	2
ПО		2	2	2	2	2	2	2	2	2

Распознавание системных взаимодействий легко реализуется с помощью  $R$ -таблицы (табл.3) [6], позволяющей компактным образом представить все конструкции допустимых последовательностей. Строка  $R$ -таблицы имеет вид:

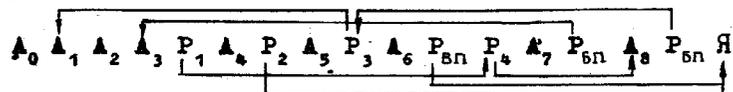
T1	T2	T3	T4	T5
----	----	----	----	----

где T1 - символ ЛС, T2 - указатель конца уровня, T3 - адрес множества правил преемников, T4 - адрес стандартной программы (СП) перехода (семантики), T5 - адрес СП ошибки.

Т а б л и ц а 3

№ строка	Символ	Уровень	Адрес преемника	СП перехода	СП ошибки
1	Н	0	-	СП Н	-
2	ОУП	0	5	СП ОУП	-
3	Пр	0	II	СП Пр	-
4	ДО	I	I4	СП ДО	СП1
5	ОУП	0	5	СП ОУП	-
6	ОУП <sub>c</sub>	0	-	СП ОУП <sub>c</sub>	-
7	ОПН <sub>c</sub>	0	-	СП ОПН <sub>c</sub>	-
10	ДО	I	5	СП ДО	СП2
1	Пр	0	II	СП Пр	-
2	ДО	0	II	СП ДО	-
3	П	I	-	СП ОБ	СП3
4	Н	0	-	СП Н	-
5	ОУП	0	5	СП ОУП	-
6	Пр	0	II	СП Пр	-
7	ОПН	0	-	СП ОПН	-
20	ДО	I	I4	СП ДО	СП4
I	.	I	-	-	СП5

Программа хождения по  $R$ -таблице записывается следующей операторной схемой:



$A_0$  - задает для каждой подцепочки, определяемой вектором  $\tau$ , рабочую ячейку, содержащую адрес начала  $R$ -таблицы. Очищает рабочую ячейку "н а б о р".

$A_1$  - выбирает очередной символ цепочки.

$A_2$  - определяет вход в  $R$ -таблицу по номеру подцепочки, к которой принадлежит выбранный символ.

$A_3$  - выделяет символ из строки  $R$ -таблицы.

$P_1$  - передает управление (ПУ) на  $P_4$  при несопадении символа цепочки с символом строки.

$A_4$  - выполняет СП перехода.

$P_2$  - ПУ на Я, если адрес преемника равен нулю.

$A_5$  - заносит в рабочую ячейку соответствующей подцепочки адрес преемника.

$P_3$  - ПУ на  $A_1$ , если цепочка не пуста.

$A_6$  - выдает сообщение, что в цепочке нет допустимой последовательности.

$P_4$  - ПУ на  $A_5$ , если уровень кончился.

$A_7$  - формирует адрес очередной строки  $R$ -таблицы в соответствующей рабочей ячейке.

$A_8$  - выполняет СП ошибки.

$P_{ПН}$  - безусловный переход.

Я - выход из программы хождения.

Функции СП перехода (семантик) следующие:

СП Н - меняет компоненты векторов  $\tau$ ,  $\rho$  и  $\omega$  в соответствии с информацией команды Н.

СП ОУП - в ячейке "н а б о р" устанавливает в единицу разряд, соответствующий ветви, вышедшей на ОУП.

СП Пр - в ячейке "н а б о р" устанавливает в единицу разряд, соответствующий ветви, вышедшей на Пр.

СП ОУП<sub>c</sub> - по информации векторов  $\tau$  и  $\omega$  моделирует выполнение синхронизации в соответствующих ветвях.

СП ДО - в ячейке "н а б о р" устанавливает в единицу разряд, соответствующий ветви, вышедшей на ДО.

СП ОПН - по информации векторов  $\tau$ ,  $\rho$  и ячейки "н а б о р" моделирует выполнение обобщенного условного перехода.

СП ДО - ПУ на  $P_2$ .

СП ОБ - по информации ячейки "н а б о р" моделирует выполнение обмена,

Т а б л и ц а 4

№ строки	Символ	Уровень	Адрес приемника	СП перехода	СП ошибки
1	ЕТО	0	7	-	-
2	ЕТС	0	8	-	-
3	ЕКО	0	9	-	-
4	ЕРО	0	10	-	-
5	ЕДО	0	11	-	-
6	GCP	1	12	-	СП1
7	ЕТО	1	7	СП ТО	СП2
8	ЕТС	1	8	СП ТС	СП3
9	ЕКО	1	9	СП КО	СП4
10	ЕРО	1	10	СП РО	СП5
11	ЕДО	1	11	СП ДО	СП6
12	GCP	1	12	СП GCP	СП7

Предложенные методы анализа взаимодействий параллельных процессов аналогичны методам синтаксического контроля, основанных на использовании аппарата  $\mathcal{R}$ -грамматик.

Формальное описание допустимых системных взаимодействий в виде бакусовой формы сводится к их представлению в виде  $\mathcal{R}$ -таблицы.

Данные методы являются универсальными и могут использоваться при отладке параллельных программ на ОВС и при моделировании их выполнения на одной машине.

Отличная от нуля вероятность появления непроанализированных во время отладки взаимодействий делает необходимой реализацию приведенных методов непосредственно в процедурах, соответствующих системным макрооператорам. Это в процессе счета параллельной программы обеспечит:

- обнаружение семантических ошибок, связанных с неправильным использованием макрооператоров;
- выдачу аварийной информации;
- защиту операционной системы от неопределенных (тупиковых) ситуаций.

СП Пр - сбрасывает содержимое ячейки "набор", далее работает аналогично СП ПР.

СП перехода, соответствующие допустимым последовательностям (то есть СП Н, СП О, СП ОП, СП ОУП<sub>с</sub>), перед моделированием выполняют блок анализа. Этот блок при наличии пересечения в соответствии с табл. 1,2 выдает сообщения о возможных ошибках.

СП ошибки локализуют нежелательные взаимодействия, выявленные при хождении по  $\mathcal{R}$ -таблице.

СП1 - сообщает об ошибочном начальном символе в НП.

СП2 - сообщает о конфликтной ситуации при синхронизации.

СП3 - сообщает о конфликтной ситуации при обмене.

СП4 - сообщает о бесконечном ожидании.

СП5 - обеспечивает обход той подсистемы, где было установлено нежелательное взаимодействие одной из перечисленных выше СП-ошибки, после выполнения которых в соответствующую подсистему рабочую ячейку засылается адрес строки \* табл. 3.

Описанный алгоритм никаких ограничений на число  $p$ -ветвей не накладывает, однако на практике он, естественно, зависит от времени выполнения каждой  $p$ -ветви исследуемой  $p$ -программы.

При реализации проверки на уровне МС процесс анализа существенно упрощается. От пользователя не требуется знакомства со структурой системы, с системными командами. Вся "архитектура" ОВС замаскирована в системных макрооператорах [9]. Событие определяется только набором макрооператоров, появившихся в  $p$ -ветвях. Например, если в трансляторе имеется макрооператор EXCHANGE, реализующий пять типов схем обмена [10] (ТО - трансляционный обмен, ТС - трансляционно-циклический, КО - коллекторный, РО - парный, ДО - дифференцированный), и макрооператор обобщенного условного перехода GCP, то все допустимые события представляются простейшей  $\mathcal{R}$ -таблицей (табл.4), из которой видно, что таким событием является идентичность появившихся макрооператоров.

Алгоритм хождения по этой  $\mathcal{R}$ -таблице аналогичен описанному выше. СП ошибки сигнализируют о их характере в случае несовпадения макрооператоров. СП перехода осуществляют проверку на полное совпадение параметров макрооператоров и в заключение сигнализируют об ошибке, либо моделируют выполнение этих макрооператоров во всех  $p$ -ветвях.

## Л и т е р а т у р а

1. ЕВРЕИНОВ Э.В., КОСАРЕВ Ю.Г. Однородные вычислительные системы высокой производительности. Новосибирск, "Наука", 1966.
2. ГОЛОВЯШКИНА А.В., ЖУКОВ Е.Н., КОЛОСОВА Ю.И., КОСАРЕВ Ю.Г., ПЫХТИН В.Я. Особенности употребления команд системы "Минск-222". - "Вычислительные системы", Новосибирск, 1967, вып. 24, с. 41-54.
3. КОЛОСОВА Ю.И. Об отладочных программах для вычислительной системы "Минск-222". - "Вычислительные системы", Новосибирск, 1972, вып. 51, с. 76-81.
4. ГЛУШКОВ В.М., ВЕЛЬБИЦКИЙ И.В., СТОГНИЙ А.А. Об одном подходе к построению системного математического обеспечения современных вычислительных машин. - "Кибернетика", Киев, 1972, №3, с. 25-35.
5. ВЕЛЬБИЦКИЙ И.В., КОСАРЕВ Ю.Г. Системный подход к построению трансляторов для вычислительных систем. - "Вычислительные системы", Новосибирск, 1970, вып. 42, с. 12-21.
6. ВЕЛЬБИЦКИЙ И.В., ЮЩЕНКО Е.Л. Метаязык, ориентированный на синтаксический анализ и контроль. - "Кибернетика", Киев, 1970, № 2, с. 50-54.
7. ГУЩЕНКОВ В.Н., ЖАВРИД Л.М., КАЗУШКИ В.А., КОСАРЕВ Ю.Г., САВИК Н.П. Усовершенствование системы "Минск-222". - "Вычислительные системы", Новосибирск, 1970, вып. 42, с. 74-81.
8. ВИНКУРОВ В.Г., ДМИТРИЕВ Ю.К., ЕВРЕИНОВ Э.В., КОСТЕЛЯНСКИЙ В.М., ЛЕХНОВА Г.М., МИРЕНКОВ Н.Н., РЕЗАНОВ В.В., ХОРОШЕВ В.Г. Однородная вычислительная система из мини-машин. - "Вычислительные системы", Новосибирск, 1967, вып. 51, с. 127-145.
9. ГРИШАЕВА Н.К., КЕРБЕЛЬ В.Г., КОЛОСОВА Ю.И., КОНСТАНТИНОВ В.И., КОРНЕЕВ В.М., ЛЕВАГИНА Т.А., МИРЕНКОВ Н.Н., ШИШЕРМАН С.Е. Язык параллельных алгоритмов. Настоящий сборник, с. 33-54.
10. КОСАРЕВ Ю.Г. О схемах обмена между ветвями параллельных алгоритмов. - "Вычислительные системы", Новосибирск, 1972, вып. 51, с. 70-75.

Поступила в ред.-изд.отд.

29 марта 1973 года