

УДК 518.5:519.8

ПРОГРАММА МОДЕЛИРОВАНИЯ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ РАБОТ МЕЖДУ
L ИСПОЛНИТЕЛЯМИ

Э.Г. Крылов

Программа записана на языке АЛГОЛ-60 и транслировалась с помощью транслятора МЭИ-3 на машине "Минск-22".

Основное назначение - моделирование поступления случайного потока наборов работ, связанных между собой порядком выполнения, и составление расписания реализации поступивших работ L исполнителями. Предполагается, что возможности исполнителей при реализации всех работ эквивалентны. Каждая работа характеризуется своим рангом - числом требуемых исполнителей и предполгаемым временем реализации. Программа позволяет выбрать такое число исполнителей L*, которое при заданном наборе работ обеспечивает рациональную (близкую к оптимальной) загрузку исполнителей.

Сначала, используя счетчик псевдослучайных чисел с прямоугольным распределением на интервале числовой прямой (U, V), U и V - целые, программа выбирает случайное число на заданном интервале и целую часть этого числа использует в качестве N1 - числа различных поступивших работ. Аналогично случайным образом каждой I-й работе (I = 1, 2, ..., N1) присваивается ранг RANG [I] и число TIME [I], которое равно целому числу некоторых квантов времени. Полученная совокупность из N1 параллельных ветвей, каждая из которых требует для реализации своего числа исполнителей и единиц времени, интерпретируется как ориентированный граф. Вершинами графа являются работы ранга B_i (i = 1, 2, ..., N = $\sum_{I=1}^{N1} \text{TIME [I]}$), требующие квант времени на реализацию, а дуги графа определяют порядок выполнения работ.

Кроме того, граф дополняется фиктивной вершиной с нулевым номером, в которую вводятся дуги из конечных вершин всех путей. Граф представляется матрицей смежности A[0:N, 0:N], которая устроена следующим образом: по главной диагонали расположены ранги работ; в нулевой строке - уровни вершин графа, равные длине максимального пути из вершины с номером диагонального элемента в фиктивную вершину; элементы A[I, J] = -1, если в графе имеется дуга из вершины с номером J в вершину с номером I (I, J = 1, 2, ..., N); все остальные элементы и элемент A[0, 0] равны нулю.

Требуется составить расписание реализации L исполнителями поступивших работ, представленной матрицей A.

В качестве начального L задается целое число I2, которое затем меняется на I, и для каждого L, I2 ≤ L ≤ 2xI2, составляется расписание по некоторому эвристическому алгоритму. На каждом таком шаге фиксируется качество загрузки исполнителей

$$F[I1] = \frac{\text{SUM } 2 [I1]}{G1 [I1] \times L[I1]}$$

$$I1 = 0, 1, 2, \dots, I2; L[I1] = I2, I2+1, \dots, 2xI2;$$

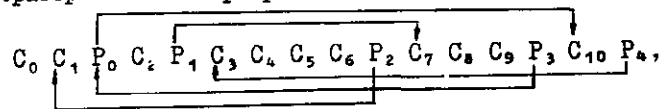
SUM2 [I1] - суммарное число незанятых исполнителей в течение G1 [I1] квантов времени, за которое реализуется заданный набор работ на шаге I1.

Решением задачи будет расписание для L* [I1] исполнителей, когда F* [I1] минимально.

Единственным ограничением, налагаемым на связи в реализуемом графе, является отсутствие в нем петель и циклов.

После того, как решение принято, граф должен быть реализован в течение G1* квантов времени. Предположим, что граф реализуется в течение случайного числа квантов времени G < G1*. Оставшийся после частичной реализации граф представляется матрицей смежности B2. Пусть к этому моменту поступил новый набор работ, который моделируется описанным выше способом. Из оставшегося графа и вновь поступившего komponuem новый граф, представленный матрицей смежности B3. Эта матрица затем переименуется в матрицу A, для нее с помощью нашего алгоритма снова ищется рациональное расписание реализации, и процесс продолжается.

операторная схема программы имеет вид:



- где C_0 - PH:=0; NI:=0;
 C_1 - ввод исходных данных;
 P_1 - ПУ: если PH=0 - на C_2 , если PH=I - на C_{10} ;
 C_2 - выбор числа N1; формирование массивов RANG и TIME;
 формирование матрицы смежности A размером $(N+1) \times (N+1)$;
 P_1 - ПУ: если NI=0 - на C_3 , если NI=I - на C_7 ;
 C_3 - поиск расписания для матрицы A по эвристическому алгоритму, обеспечивающему рациональную загрузку исполнителей;
 C_4 - выбор случайного числа G;
 C_5 - моделирование частичной реализации матрицы A;
 C_6 - запись матрицы смежности B2 размером $(N2+1) \times (N2+1)$ на магнитную ленту; NI:=I, PH:=0;
 P_2 - ПУ безусловно на C_4 ;
 C_7 - запись в МОЗУ матрицы B2 с магнитной ленты;
 C_8 - компоновка из матриц B2 и A матрицы B3 размером $(N3+1) \times (N3+1)$;
 C_9 - запись матрицы B3 на магнитную ленту; PH:=I; NI:=0;
 $N:=N3$;
 P_3 - ПУ безусловно на P_0 ;
 C_{10} - запись в МОЗУ матрицы B3 с магнитной ленты с изменением идентификатора B3 на A;
 P_4 - ПУ безусловно на C_3 .

Исходные данные.

- U - целое число, нижняя граница для случайного выбора числа N1;
 V - целое число, верхняя граница для случайного выбора числа N1;
 I_2 - целое, начальное число исполнителей и компонента верхней границы интервала $(2, I_2+1)$ для случайного выбора элементов массива RANG;
 S - целое число, верхняя граница интервала $(1, S)$ для случайного выбора элементов массива TIME.

Выходные данные.

Результаты работы программы выдаются на узкую печать. При выполнении оператора C_2 следует информация для контроля работы программы: целый массив RANG[1:N1]; целый массив TIME[1:N1];
 $N1$
 целое число $N = \sum_{I=1}^N TIME[I]$; целый массив элементов A[I, I],
 $I = N, N-1, \dots, 1$; целый массив элементов A[0, J], J=N, N-1, ..., 1;
 матрица A[0:N, 0:N].

При выполнении оператора C_3 следуют непосредственные результаты - массивы, характеризующие составление расписания порядка выполнения работ I исполнителями. Каждый массив включает:
 - L - число исполнителей;
 - номер кванта времени;
 - массив чисел, содержащих информацию о работах, подлежащих исполнению в указанный квант времени, в формате QOONOK, где Q - уровень вершины графа, B - ранг работы, K - двузначный номер вершины графа, совпадающий с назначенным номером работы (если номер вершины - 7, то K = 07).

После печати расписания реализации данного набора для всех L, $I_2 \leq L \leq 2 \times I_2$, следуют: F[0: I2] - массив десятичных чисел в экспоненциальной форме; целые числа L*, G1* и десятичное F* - соответственно число исполнителей, число временных квантов и качество загрузки исполнителей, при которых достигается наилучшее качество загрузки.

При выполнении операторов C_4 , C_5 и C_6 выдается информация, относящаяся к процессу моделирования частичной реализации заданного набора работ для числа L* исполнителей: G - целое число временных квантов, в течение которых выполняется набор работ; G выбирается случайным образом на интервале $(G1^*-4, G1^*)$; массив B2[0:N2, 0:N2] - матрица смежности графа, оставшегося после исключения из исходного графа работ, выполненных за G квантов времени и еще одной работы, выбираемой случайно из работ, подлежащих исполнению в $(G+1)$ -м кванте времени.

По завершении операторов C_6 , P_2 , C_1 и P_0 программа вновь выполняет оператор C_2 : формирует по новым исходным данным исходный граф вновь поступившего набора работ, представленный матрицей A'[0:N', 0:N'] . При этом выдается аналогичная информация.

После выполнения операторов $C_2, P_1, C_7, C_8, C_9, P_3, P_0, C_{10}$ из матриц B_2 и A' конструируется матрица $A[0:N, 0:M], N=M_2 + M'$. Для контроля выдаются: массив элементов $A[I, I], I=N, N-1, \dots, 1$, массив элементов $A[0, J], J=N, N-1, \dots, 1$; массив $A[0:N, 0:M]$.

После оператора P_4 выполняется оператор C_3 и т.д. Процесс работы может длиться непрерывно, если каждый раз при обращении программы к вводу с перфоленки вводить набор чисел (U, V, L_2, S) .

При работе программы может возникнуть останов по команде (СЧАК I2543). Останов появляется, если в результате введенных чисел U, V, L_2, S размер формируемой матрицы A превысит отведенный для нее размер МОЗУ. Если требуется продолжение работы программы, то необходимо поступить следующим образом. Предполагаем, что спланированное на предыдущем этапе расписание выполнено полностью. Занесем в СЧАК начальный адрес программы I7666, заблокируем ввод с перфоленки и пустим программу. После останова по вводу с перфоленки нужно занести "0" в ячейку I10, разблокировать ввод с перфоленки, занести в СЧАК адрес I2625 и пустить программу.

В программе в качестве процедуры $RANDOM(U, V, X_0)$ использован счетчик псевдослучайных чисел на числовом интервале (U, V) — модифицированный ALGORITHM 133 RANDOM^{*)}.

Модификация отличается от исходного алгоритма I33 RANDOM тем, что вместо исходных чисел $M35 = 2^{35}, M36 = 2^{36}$ и $M37 = 2^{37}$ взяты соответственно числа $M27 = 2^{27}, M28 = 2^{28}$ и $M29 = 2^{29}$, а в качестве начального числа взято $X = 101\ 759\ 609$. Наша модификация для 500 случайных чисел на интервале $(0, 1)$ дала математическое ожидание и дисперсию соответственно 0,5120522 и 0,3436045 вместо теоретически ожидаемых 0,5 и 0,3333333.

Трансляция программы на машине "Минск-22" с помощью транслятора ММ-3 длится около 25 минут.

Время составления расписания для фиксированного числа L , как правило, не превышает одной минуты. Программа работает без остановов, если число N меньше 50.

Поступила в ред.-изд.отд.
13 декабря 1973 года

*) Behrenz P.G. ALGORITHM 133, RANDOM. — "Communications ACM", 1962, vol.5, N 11, p.553.