

УДК 681.327.64

Э. А. ДЕДИКОВ,  
канд. техн. наук,  
А. В. ПАНИШЕВ,  
О. Т. ТИЛЬЧИН,  
В. В. ШУМЕЕВ

ОБ ОДНОЙ ЗАДАЧЕ ОПТИМАЛЬНОГО  
РАЗМЕЩЕНИЯ МАССИВОВ  
НА МАГНИТНОЙ ЛЕНТЕ

В системах обработки данных, имеющих внешнюю память на магнитных лентах (МЛ), требование минимума времени реализации комплекса задач является важнейшим. Его выполнение связано с решением задач оптимального размещения информационных массивов во внешней памяти (ЗОРИ).

Традиционной постановкой ЗОРИ является следующая. При заданной статистике обращений к массивам исходных данных и программам известных характеристиках МЛ требуется определить на каждой МЛ такую последовательность записи массивов, которая была бы оптимальной в смысле выбранного критерия\*.

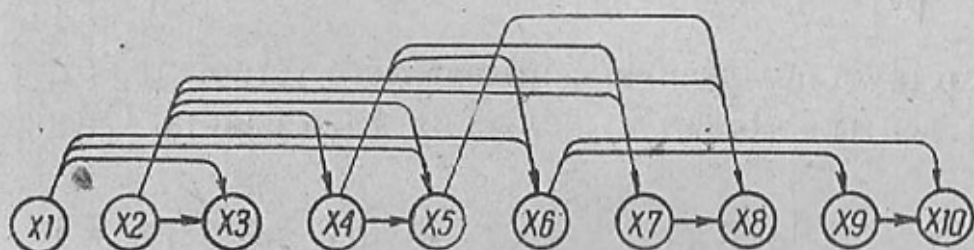
Известен ряд работ, посвященных исследованию задач этого класса. Однако вопросы оптимального размещения на МЛ массивов промежуточных результатов, получаемых на каждом такте вычислительного процесса, рассмотрены недостаточно. Поскольку время поиска требуемого массива промежуточных данных, хранимых во внешней памяти, может составлять существенную часть времени обращения, не теряют смысла постановка задач этого класса и исследование методов их решения.

Пусть УВМ функционирует в режиме пакетной обработки с последовательным решением задач. Предположим, что имеется одна МЛ, предназначенная для работы с промежуточными результатами. Известна стратегия управления движением МЛ — стратегия без возврата. Будем считать, что заданы последовательность  $\varphi(x_1, x_2, \dots, x_N)$  обработки пакетов задач и массивы  $\{M(y_{ij})\}$ , хранимые во внешней памяти ( $y_{ij}$  — длина массива), которые являются результатами решения задач одного пакета  $x_i$  и исходными данными для задач другого  $x_j$  пакета. Ввиду того, что емкость ОЗУ

\* Виленкин С. Я., Трахтенгерц Э. А. Математическое обеспечение управляющих вычислительных машин. М., «Энергия», 1972. 80 с.

недостаточна для их хранения, возникает необходимость записи массивов во внешнюю память и считывания в ОЗУ в момент выполнения пакета, для которого они являются исходными данными.

Последовательность вершин графа  $G(X, U)$ , изображенного на рисунке, соответствует последовательности пакетов, а множеству дуг  $U = \{M(y_{ij})\}$ . При таких предположениях относительно организации вычислительного процесса становятся известными емкость памяти ВЗУ, определяемая как сумма длин промежуточных массивов и равная длине МЛ, и суммарное время записи и считывания.



Представляет интерес нахождение минимума суммарного времени поиска  $T^n$  массивов, зависящее от стратегии управления движением МЛ и порядка записи их во внешнюю память:

$$T^n = \frac{1}{V^n} \sum_{(i,j) \in U} y_{ij},$$

где  $V^n$  — скорость поиска.

Рассмотрим пакет  $k$  такой, что результаты его обработки используются в качестве исходных данных для реализации последующих пакетов  $k_1, k_2, \dots, k_e$ . Последовательность  $\varphi(x_1, x_2, \dots, x_N)$  пакетов считается заданной, следовательно,

$$T_{\min}^n = \frac{1}{V^n} \sum_{k \in X} \min_{C_k} \sum_{i \in B(x_k)} y_{ki}, \quad (1)$$

где

$$B(x_k) = \{(x_k, x_j) \in U \mid x_j \in X\}; \quad k = \overline{1, N}, \quad k + 1 < j;$$

$C_k$  — множество перестановок  $[M(y_{k_1}^1) \ M(y_{k_2}^2) \ \dots \ M(y_{k_e}^l)]$ .

Здесь нижняя строчка перечисляет массивы  $M(y_{kl})$ ;

$$l = |B(x_k)|.$$

Определим

$$\frac{1}{V^n} \min_{C_k} \sum_{i \in B(x_k)} y_{ki} = \min_{C_k} \sum_{i \in B(x_k)} t_{ki}^n, \quad (2)$$

где  $t_{ki}^n$  — время поиска массива длины  $y_{ki}$ .

Пусть  $M(y_{k_1}) = 1; M(y_{k_2}) = 2, \dots; M(y_{k_e}) = l$ .  
Тогда с учетом стратегии управления движением МЛ без возврата получим

$$t_{k_1}^n = \frac{1}{V^n} [(L_{k_1} - L_k) + (L_{k_1} - L_k - y_{k_1})];$$

$$t_{k_2}^n = \frac{1}{V^n} [(L_{k_2} - L_k - y_{k_1}) + (L_{k_2} - L_k - y_{k_1} - y_{k_2})];$$

.....

$$t_{k_e}^n = \frac{1}{V^n} \left[ (L_{k_e} - L_k - \sum_{j=1}^{e-1} y_{k_j}) + (L_{k_e} - L_k - \sum_{j=1}^e y_{k_j}) \right],$$

$L_{k_j}$  соответствует положению считывающего устройства относительно начала ленты в момент выполнения  $k_j$ -го пакета. Отсюда легко получить

$$\sum_{i=1}^e t_{k_i}^n = \frac{1}{V^n} \left\{ 2 \sum_{i=1}^e (L_{k_i} - L_k) - \sum_{i=1}^e [2l - (2i - 1)] y_{k_i} \right\}.$$

Поскольку

$$\sum_{i=1}^e (L_{k_i} - L_k) = \text{const},$$

минимум выражения (2) достигается нахождением

$$F = \max_{C_k} \sum_{i=1}^e [2l - (2i - 1)] y_{k_i}. \quad (3)$$

Следовательно, если  $M(y_{k_1}) = 1; M(y_{k_2}) = 2, \dots; M(y_{k_e}) = l$ , то

$$\sum_{i=1}^e t_{k_i}^n \rightarrow \min \text{ при } y_{k_1} \geq y_{k_2} \geq \dots \geq y_{k_e}.$$

Выражения (1), (3) позволяют сформулировать следующее правило порядка записи на МЛ заданной длины частично упорядоченного множества массивов, обеспечивающее минимальное время поиска их с учетом стратегии управления движением МЛ без возврата: для любого множества  $\{M(y_{k_i})\}$  массивы располагаются в порядке убывания их длины. Полученные результаты подвергались проверке на АСВТ, позволяющей провести эксперимент достаточно просто, за счет работы канальной программы, моделирующей порядок выполнения пакетов и запись массивов на МЛ.

Объем массива, записываемого на МЛ и считываемого с нее, измерялся отрезком длины, содержащим известное количество байтов. Фиксировались моменты начала и окончания работы АСВТ, выполняющей программу моделирования оптимального и произвольного порядков записи и считывания массивов.

В таблице приведено время реализации программы для нескольких допустимых вариантов размещения массивов на МЛ

известной длины. Эксперимент показывает, что для рассмотренного случая затраты времени на реализацию последовательности пакетов могут быть сокращены на 8—10%.

Массивы и их длины, байты												$T_c$
$Y_{13}$ 6000	$Y_{16}$ 2000	$Y_{15}$ 1000	$Y_{27}$ 5000	$Y_{24}$ 2500	$Y_{28}$ 1500	$Y_{25}$ 1000	$Y_{47}$ 4000	$Y_{46}$ 500	$Y_{58}$ 1500	$Y_{610}$ 3000	$Y_{69}$ 2000	50
$Y_{13}$	$Y_{16}$	$Y_{15}$	$Y_{27}$	$Y_{24}$	$Y_{28}$	$Y_{25}$	$Y_{47}$	$Y_{46}$	$Y_{57}$	$Y_{69}$ 2000	$Y_{610}$ 3000	52
$Y_{13}$	$Y_{16}$	$Y_{15}$	$Y_{27}$	$Y_{28}$ 1500	$Y_{24}$ 2500	$Y_{25}$	$Y_{47}$	$Y_{46}$	$Y_{58}$	$Y_{69}$	$Y_{610}$	53
$Y_{13}$	$Y_{16}$	$Y_{15}$	$Y_{25}$ 1000	$Y_{28}$	$Y_{24}$	$Y_{27}$ 5000	$Y_{47}$	$Y_{46}$	$Y_{58}$	$Y_{69}$	$Y_{610}$	55
$Y_{15}$ 1000	$Y_{16}$	$Y_{18}$ 6000	$Y_{25}$	$Y_{28}$	$Y_{24}$	$Y_{27}$	$Y_{47}$	$Y_{46}$	$Y_{58}$	$Y_{69}$	$Y_{610}$	59

УДК 681.327.64

Об одной задаче оптимального размещения массивов на магнитной ленте. Дедиков Э. А., Панишев А. В., Тильчин О. Т., Шумеев В. В. Сб. «Автоматизированные системы управления и приборы автоматики», вып. 35, 1975, с. 32—35.

Формулируется правило размещения промежуточных информационных массивов на магнитной ленте. Приводятся результаты его экспериментальной проверки на АСВТ.

Табл. 1. Ил. 1. Библиогр. 1.