

Государственный комитет СССР
по материально-техническому снабжению
НАУЧНО-ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ И ПРОЕКТНЫЙ ИНСТИТУТ
СИСТЕМ УПРАВЛЕНИЯ

ПРОБЛЕМЫ ТИПИЗАЦИИ
ПРОЕКТНЫХ РЕШЕНИЙ АСУ МТС

СБОРНИК ТРУДОВ

выпуск II

Тула - 1979

М.Ш.Левин, Л.Й.Моцкович

ЗАДАЧА РАЗМЕЩЕНИЯ ДАННЫХ НА МАГНИТНЫХ ДИСКАХ

В связи с широким использованием автоматизированных систем управления, в том числе и в материально-техническом снабжении, возрастает значение эффективности применения вычислительной техники. Одним из наиболее существенных факторов повышения ее является время поиска данных в памяти ЭВМ. Разработано большое число методов, позволяющих за счет создания многоступенчатой организации информации значительно снижать время поиска [1, 2]. Чрезвычайно важным методом является рациональное распределение данных по уровням памяти с различным быстродействием [1]. Следующий по значимости фактор — это рациональное размещение данных в памяти одного уровня.

В настоящее время запоминающие устройства на магнитных дисках (МД) входят как основные в состав большинства вычислительных систем. Задачам размещения файлов (информационных массивов, блоков, программных модулей) на МД посвящено немало работ. При этом, как правило, рассматривается размещение файлов равной длины в пределах одного пакета [3, 4, 5]. Но вследствие больших объемов данных в процессе работы вычислительных систем одновременно используется несколько пакетов МД.

Большинство моделей размещения информации в памяти ЭВМ основано на вероятностном описании процесса обращения к файлам. В [6] предполагается, что обращение к файлам осуществляется по схеме независимых испытаний. Экспериментальные исследования показывают, что такое ограничение для реальных систем не является справедливым [7]. Предполагается также, как и в [3, 4], что статистика обращений к массивам задана матрицей стационарных частот перехода от одного массива к другому.

Как отмечено в [8], основными реальными содержательными операциями обработки файлов в информационных системах являются: многоаспектные выборки, группировки, корректировка, формирование результирующих массивов, структурные преобразования. При этом высокий удельный вес имеет операция совместной обработки файлов. Очевидно, что за счет использования нескольких пакетов МД эта операция может быть организована наиболее рационально. В работе [3] ставится вопрос о необходимости учета операции совместной обработки массивов, но ни формальная постановка, ни методы решения не приведены.

В настоящей статье предлагается постановка задачи рационального размещения файлов разной длины на нескольких пакетах МД с учетом возможности совместной обработки и рассматриваются методы ее решения.

Постановка задачи

Пусть имеется множество номеров файлов $A = \{1, \dots, n\}$ и множество номеров пакетов $L = \{1, \dots, \ell\}$. Каждый пакет $k \in L$ характеризуется свободным экстендом длиной V^k дорожек (V^k цилиндров). Размеры файла $i \in A$ определим по аналогии требуемым числом дорожек d_i (или числом цилиндров $\mathcal{D}_i = \lceil \frac{d_i}{m} \rceil$, где m — число дорожек на одном цилиндре). Размещение файлов на пакетах определим парой $\mathcal{F} = (S, f, s, t)$, где $S = \{A_1, \dots, A_\ell\}$ — разбиение множества A на ℓ непересекающихся подмножеств, соответствующих пакетам, S_k — упорядочение множества A_k . Будем рассматривать допустимые размещения $\mathcal{F}$, которые обеспечивают выполнение неравенств $\sum_{i \in A_k} d_i \leq V^k$, $k = 1, \ell$.

Обозначим матрицу стационарных частот переходов через $P = \| \mathcal{L}_{ij} \|_{i,j \in A}$, где $\mathcal{L}_{ij}$ — стационарная частота перехода к файлу j после файла i .

В качестве критерия оптимальности рассмотрим математическое ожидание суммарного времени переходов от одного файла к другому

$$T(\mathcal{F}) = \sum_{i,j=1}^n \mathcal{L}_{ij} \tau_{ij}(\mathcal{F}) \rightarrow \min, \quad (I)$$

где $\tau_{ij}(\mathcal{F})$ — некоторая функция расстояния, характеризующая временные издержки на переход от файла i к файлу j при размещении $\mathcal{F}$. Определение функции $\tau_{ij}(\mathcal{F})$ представляет собой сложную задачу. Часто делают упрощающие предположения о линейной зависимости времени перемещения механизмов доступа от числа пересекаемых цилиндров [4]. При малом числе пересекаемых цилиндров время перемещения практически не зависит от их числа [3], и это оправдывает приближенное определение времени перехода от одного файла к другому при больших размерах файлов. В рассматриваемой постановке сложность определения $\tau_{ij}(\mathcal{F})$ обуславливается также необходимостью учета использования нескольких пакетов МД и операций совместной обработки файлов,

Определим начальное расстояние между файлами $i, j \in A$ следующим образом:

$$r_{ij}^0 = r_{ji}^0 = \frac{d_i + d_j}{2}. \quad (2)$$

При рассмотрении конкретных реальных систем возможно более точное определение расстояния между файлами. Например, пусть файл $i \in A$ содержит Z_i записей равной длины и обращение к записям происходит по схеме независимых испытаний ($\sum_{j=1}^n P_j = 1$, где P_j — частота обращения к записи). Можно определить центр файла i как номер записи $Z_i^0 = \sum_{j=1}^n P_j \cdot S_j$ или номер дорожки $d_i^0 = \lfloor \frac{Z_i^0}{w_i} \rfloor$, где w_i — число записей файла i на одной дорожке. Далее можно определить расстояние правое и левое при переходе от файла i к файлу j ($r_{ij}^{0+} = d_j - d_i + d_j$ или $r_{ij}^{0-} = d_i^0 + d_j - d_j^0$ соответственно).

В дальнейшем используется определение начального расстояния по формуле (2). В случае необходимости возможно уточнение определения начального расстояния, аналогичное рассмотренному выше.

Определим расстояние между файлами i и j , расположенными при размещении $\mathcal{K}$ на пакете κ :

$$R_{ij}^0(\kappa) = r_{ij}^0 + \sum_{k \in M_{ij}(\kappa)} d_k,$$

где $M_{ij}(\kappa)$ — множество номеров файлов, расположенных при размещении $\mathcal{K}$ на пакете κ между файлами i и j .

Для определения функции $r_{ij}^0(\kappa)$ необходимо рассмотреть сложный случай перехода от файла i к файлу j .

Пусть $X \subseteq A$ и $i, j \in X$, $\Omega = \{\Omega_k\}$ — множество упорядоченных подмножеств X , $\Omega_k = \langle x_1^k, \dots, x_{n_k}^k \rangle$. Пусть $\forall k \ x_1^k = i, x_{n_k}^k = j$. Тогда частота перехода от файла i к файлу j через множество X равна $B_{ij}(X) = \sum_{k=1}^n (P_{\Omega_k})$, причем $B_{ij}(X) = d_{ij}$.

При обработке файлов $i, j \in A$ могут иметь место три случая:

1. Совместная обработка файлов (многократные переходы от файла i к файлу j и обратно).
2. Последовательная обработка файлов (однократные переходы от файла i к файлу j).
3. Независимость при обработке файлов ($d_{ij} = d_{ji} = 0$).

Стратегия рационального размещения массивов должна основываться на следующих эвристических правилах:

при совместной обработке следует размещать файлы на различных пакетах (или на одном цилиндре, если это возможно);

при последовательной обработке целесообразно размещать файлы рядом или учитывать возможность разнесения их на разные пакеты; размещение независимых файлов безразлично.

Перечисленные правила являются очевидными и фактически лежат в основе большинства методов рационального размещения файлов на МД и магнитных лентах [1,3,4,9]. Но решение рассматриваемой задачи в целом чрезвычайно сложно, поэтому осуществим разумную декомпозицию. Пусть критерий (I) имеет вид суммы двух критериев - для случая совместной обработки и для случая последовательных переходов. Представим величину χ_{ij} в виде суммы $\chi_{ij} = \chi_{ij}^1 + \chi_{ij}^2$, где χ_{ij}^1 - стационарная частота перехода к файлу j после файла i при совместной обработке, χ_{ij}^2 - стационарная частота последовательного перехода к файлу j после файла i . Определим расстояние между файлами при размещении $\mathcal{K}$ для случая совместной обработки

$$\chi_{ij}^1(\mathcal{K}) = \begin{cases} R_{ij}^0(\mathcal{K}) & , \text{ если файлы } i \text{ и } j \text{ расположены на одном навете,} \\ 0 & - \text{ в противном случае,} \end{cases}$$

и для случая последовательного перехода

$$\chi_{ij}^2(\mathcal{K}) = \begin{cases} R_{ij}^0(\mathcal{K}), & \text{ если файлы } i \text{ и } j \\ & \text{ расположены на одном} \\ & \text{пакете,} \\ \sum_{\substack{h \in \mathcal{K} \\ h \neq i, j}} R_{ij}^0(\mathcal{K}) [B_{ij}(\mathcal{K}) \{A_h(\mathcal{K})\} \chi_{ij}^1(\mathcal{K})] & - \text{ в противном случае.} \end{cases}$$

Здесь κ - номер пакета, на котором расположен файл j . Таким образом, критерий оптимальности имеет вид

$$T(\mathcal{K}) = T^1(\mathcal{K}) + T^2(\mathcal{K}), \quad (3)$$

$$\text{где } T^1(\mathcal{K}) = \sum_{i,j=1}^n P_{ij} \chi_{ij}^1(\mathcal{K}), \quad (4)$$

$$T^2(\mathcal{K}) = \sum_{i,j=1}^n Q_{ij} \chi_{ij}^2(\mathcal{K}). \quad (5)$$

Приведенная формальная постановка приближенно описывает ситуации, имеющие место в реальных системах. В то же время она обобщает модели, исследованные в [3,4,5]. К преимуществам рассмотренной выше модели следует отнести одновременный учет различия длин файлов, матриц стационарных частот переходов от одного файла к другому, операций совместной обработки файлов.

Решение задачи

Поставленная задача представляет собой сложную комбинаторную проблему. Ее решение должно основываться на учете конкретных исходных данных и разумном использовании математических методов. Подход к решению задачи можно представить в виде следующих этапов:

Этап 1. Слияние небольших по размерам массивов с учетом их взаимосвязи (величин $d_{ij} \cdot x_{ij}^0$). Целью этого этапа является получение объединенных массивов, размеры которых близки к емкости цилиндра. Пусть $G(M, U)$ — неориентированный граф, множество вершин которого — $M = \{i \in A / d_i < m\}$, и множество дуг $U = \{d_{ij} / d_{ij} \cdot x_{ij}^0 + d_{ji} \cdot x_{ji}^0 < m\}$, вес вершины $d_i \cdot x_i^0 + d_i \cdot x_i^0$ — вес дуги. Задача состоит в разбиении графа G на минимально связанные подграфы при условии, что для вершин каждого подграфа сумма длин соответствующих файлов не превышает m . Для решения этой задачи могут быть использованы различные методы: динамического программирования, ветвей и границ, приближенные методы [3, 10, 11].

Этап 2. Разбиение множества файлов на подмножества, соответствующие пакетам. Задача этого этапа аналогична задаче этапа 1, но веса дуг равны $d_{ij} \cdot x_{ij}^0$.

Этап 3. Упорядочение массивов на каждом пакете. В качестве частоты перехода от файла i к файлу j , расположенным на пакете K , необходимо рассматривать величину $B_{ij} \cdot (M / |K| + d_{ij})$. Аналогичная задача упорядочения и метод ее решения рассмотрены в [5].

Этап 4. Локальная оптимизация получившегося размещения. Метод, используемый на этом этапе, заключается в попарных перестановках близких по размерам файлов с целью уменьшения значения критерия (3) при сохранении допустимости размещения. Примером такого подхода является алгоритм, описанный в [3].

Заметим, что на каждом этапе возможно применение комбинированного подхода, основанного на различных методах. Для решения задачи размещения данных в целом может быть использован алгоритм случайного поиска.

Л и т е р а т у р а

1. Ш в е ц о в В.И. Экстремальные задачи обработки данных. Изв. АН СССР, Техническая кибернетика, 1978, № 1.
2. Ш в е ц о в В.И. Оптимизация многоступенчатой организации данных. Изв. АН СССР, Техническая кибернетика, 1978, № 4.

3. Г у р и н Н.Н. Оптимальное размещение блоков информации на магнитном диске с подвижными головками. "Автоматика и телемеханика", 1978, № 12.
4. С и г а л о в Г.Г., К у р ь я н о в а Н.И. Минимизация среднего времени доступа к накопителю информации на магнитном диске. "Управляющие системы и машины", 1976, № 6.
5. Т р и ф о н о в Ю.В. Размещение файлов в памяти прямого доступа. "Автоматика и вычислительная техника", 1976, № 3.
6. Б у р к о в В.Н., Р у б и н ш т е й н М.И., С о к о л о в В.Б. Некоторые задачи оптимального размещения информации в памяти большого объема. "Автоматика и телемеханика", 1969, № 9.
7. Г у р и н Н.Н., Д а ш к о В.Е., К о г а н Я.А., Л е м а н А.А. Исследование взаимодействия операционной системы с запоминающими устройствами на магнитных дисках. "Автоматика и телемеханика", 1974, № 2.
8. Л и т в и н о в Л.А. Некоторые методы обработки файлов в памяти прямого доступа и оценка их эффективности. "Управляющие системы и машины", 1978, № 5.
9. З а и к и н О.А., К у ш т и н а Э.И., Г у р к о в Р.М. Алгоритм рационального размещения массивов в информационной библиотеке АСУ. - В сб.: Проблемы разработки и внедрения АСУ на машиностроительных предприятиях. Информационное обеспечение. Изд. Института экономики и организации промышленного производства СО АН СССР, 1972.
10. О р л о в а Г.И., Д о р ф м а н Я.Г. Оптимальное деление графа на несколько подграфов. Изв. АН СССР, Техническая кибернетика, 1972, № 1.
11. Р ы ж о в А.П. Алгоритм разбиения графа на минимально связанные подграфы. Изв. АН СССР, Техническая кибернетика, 1975, № 6.