

A-84

2957/2-77



ОБЪЕДИНЕННЫЙ
ИНСТИТУТ
ЯДЕРНЫХ
ИССЛЕДОВАНИЙ
ДУБНА

1/8-77

P10 - 10699

Д.Д.Арнаутов

МЕТОДИКА ОПТИМИЗАЦИИ
ВРЕМЕНИ ДОСТУПА
ПРИ ОБРАБОТКЕ БОЛЬШИХ МАССИВОВ
В ИНФОРМАЦИОННО-ПОИСКОВОЙ СИСТЕМЕ

1977

P10 - 10699

Д.Д. Арнаудов

МЕТОДИКА ОПТИМИЗАЦИИ
ВРЕМЕНИ ДОСТУПА
ПРИ ОБРАБОТКЕ БОЛЬШИХ МАССИВОВ
В ИНФОРМАЦИОННО-ПОИСКОВОЙ СИСТЕМЕ

Направлено в журнал "Научно-техническая информация"

Объединенный институт
ядерных исследований
БИБЛИОТЕКА

Арнаулов Д.Д.

P10 - 10699

Методика оптимизации времени доступа при обработке больших массивов в информационно-поисковой системе

Рассматривается методика оптимизации времени доступа при работе больших информационно-поисковых систем. Предполагается, что информационный массив расположен на устройствах прямого доступа типа магнитных дисков. Особое внимание обращается на использование принципа селективного чтения только тех записей, в которых наверняка могут находиться релевантные документы.

Подробно рассмотрены методы минимизации и оптимизации времени ответа в последовательных и произвольных организациях информационных массивов. Предложены математические выражения, позволяющие оптимизировать время доступа при поиске документов.

Работа выполнена в Лаборатории вычислительной техники и автоматизации ОИЯИ.

Препринт Объединенного института ядерных исследований. Дубна 1977

Arnaudov D.

P10 - 10699

An Optimization Method of the Access Time during the Retrieval of Large Files in an Information Retrieval System

A method for optimizing the access time is discussed. It is of great importance when the file is large and it is situated on a direct access device. A special attention is paid to the principle of selection of only those buckets, where relevant documents may be situated. In more detail are described the methods referring to the minimization and optimization of a response time in sequential and direct organizations of files. Some mathematical expressions are derived, which help to optimize the access time during the retrieval of the documents.

The investigation has been performed at the Laboratory of Computing Techniques and Automation, JINR.

Preprint of the Joint Institute for Nuclear Research. Dubna 1977

При работе информационно-поисковых систем, особенно при решении экономических и управленческих задач, возможны случаи, когда только небольшое количество сведений из огромного массива релевантно данному запросу. Большой объем информации в этих случаях обрабатывается впустую в процессе решения задачи. В связи с этим необходимо заметить, что время ответа в информационно-поисковой системе, прежде всего, зависит от времени доступа к информации, расположенной на внешних носителях.

Можно указать четыре возможности уменьшения времени доступа.

1. Увеличение скорости трансмиссии (физически, аппаратно)^{/1/}.
2. Увеличение информационного содержания каждого символа (логически)^{/2,3/}.
3. Селективное чтение только тех записей, в которых наверняка могут находиться релевантные документы^{/4/}.
4. Селективное чтение только тех частей записи, которые необходимы для действительной обработки^{/5/}.

В этой работе предлагается методика оптимизации времени доступа, основанная на реализации последних двух возможностей.

В работах^{/6,7/} мы рассмотрели методы доступа при работе информационно-поисковых систем; на их основе разработали некоторую классификационную схему организации массивов. В этой схеме информационные массивы, в самом крупном плане, подразделяются на массивы с последовательным и произвольным доступом.

При последовательной организации информации обычно весь массив читается в оперативную память ЭВМ, и время доступа является возрастающей линейной функцией общего количества данных, передаваемых в оперативную память. Для конкретности в изложении будем иметь в виду поисковый массив, "содержательную" информацию которого несут группы дескрипторов, формирующих поисковые образы документов ^{/8/}. В данном случае речь пойдет о времени доступа при поиске в последовательном массиве по группе ключей, т.е. по набору дескрипторов.

С давних пор известен принцип, по которому простым способом производят некоторое упорядочение массива: когда какая-нибудь запись успешно найдена, она становится в начале массива. Это метод "самоорганизующегося" массива. Он практически означает, что часто используемые записи имеют тенденцию находиться в начале массива. Если, например, N записей встречаются соответственно с вероятностями $\langle p_1, p_2, \dots, p_N \rangle$ и если расположить их так, что запись с самой большой вероятностью будет первой, с ближайшей меньшей вероятностью - второй и т.д., то среднее число сравнений, которое нужно провести, чтобы найти данную запись, равно:

$$C = \frac{1}{2} + \sum_{1 \leq i < j \leq N} \frac{p_i p_j}{p_i + p_j} = \frac{1}{2} + \sum_{i,j} \frac{p_i p_j}{p_i + p_j}$$

(более подробно см. ^{/8/}).

Если эти вероятности имеют распределение по закону Ципфа, то получим следующую оценку времени поиска в последовательном самоорганизующемся массиве:

$$C = \frac{1}{2} + \sum_{1 \leq i, j \leq N} \frac{(k/i)(k/j)}{(k/i) + (k/j)} = \frac{1}{2} + k \sum_{1 \leq i, j \leq N} \frac{1}{i+j} \approx \approx 2N / \log_2 N, \quad \text{где}$$

$$p_1 = k/1, \quad p_2 = k/2, \quad \dots, \quad p_N = k/N.$$

Здесь k - коэффициент формулы Ципфа. Полученные практические результаты ^{/8/} показывают, что самоорганизующийся после-

довательный массив работает лучше, чем показывают вычисления, т.к. последовательные поиски в массиве являются независимыми.

Особое значение имеет применение метода самоорганизующегося массива для минимизации времени доступа, когда сам массив достаточно большой, его записи имеют переменную длину, и он расположен на магнитной ленте.

Пусть L_i - длина записи R_i , и пусть p_i является вероятностью того, что эта запись найдена. Переменное время доступа в таком массиве будет приблизительно пропорционально значению, получаемому из данного выражения:

$$p_1 L_1 + p_2 (L_1 + L_2) + \dots + p_N (L_1 + L_2 + \dots + L_N) \quad (1')$$

(когда $L_1 = L_2 = \dots = L_N = 1$, т.е. все длины одинаковы, получаем $p_1 + 2p_2 + \dots + Np_N$). Логически вытекает, что лучше расположить самые высоковероятные записи в начале МЛ. Но в некоторых случаях этот метод не оправдывает себя.

Для иллюстрации рассмотрим следующий пример. На ленте имеем только две записи А и В. Пусть А в два раза более вероятна, чем В, но в четыре раза длиннее. Следовательно, имеем $N=2$;

$$p_A = \frac{2}{3}; \quad L_A = 4; \quad p_B = \frac{1}{3}; \quad L_B = 1.$$

Если мы поставим А первой на ленте, следуя логическому принципу, среднее время доступа в таком массиве будет:

$$C = \frac{2}{3} \cdot 4 + \frac{1}{3} \cdot 5 = \frac{11}{3}.$$

Если поменяем А и В местами, получим $\frac{1}{3} \cdot 1 + \frac{2}{3} \cdot 5 = \frac{11}{3}$.

Оптимальное расположение записей последовательного массива на МЛ определяем следующим образом, используя теорему Кнута ^{/9/}.

Пусть L_i - произвольная длина i -ой записи, а p_i - вероятность выборки этой записи.

Тогда последовательность записей в массиве получается как в (1') и является оптимальной, если $p_1/L_1 \geq p_2/L_2 \geq \dots \geq p_N/L_N$.

Это означает, что на основе самоорганизующегося массива с использованием теоремы Кнута можно оптимизировать время доступа при последовательном поиске по группе ключей, что дает возможность осуществить быструю выборку последовательных записей в процессе просмотра. Это преимущество особенно характерно при групповом режиме обработки запросов, поскольку ответы на всю группу запро-

сов могут быть получены за один просмотр массива. Кроме того, если поиск производится по ключам различных типов, например по предметному идентификатору, году публикации, фамилии автора, изданию и т.д., то последовательная организация массива часто является единственной практически реальной схемой, поскольку обычно не представляется возможным хранить многочисленные копии массива, удовлетворяющие различным желаемым способам упорядочения. С другой стороны, время ответа на запросы при поиске в последовательном массиве неизбежно больше, так как для нахождения какой-либо информации обычно требуется просмотр всего массива. Если записи расположены на устройстве с прямым доступом, то здесь возможно ускорение процесса за счет двоичного метода поиска.

Но зато эти достоинства последовательной организации оказываются недостаточно хорошими, когда поиск производится по одному ключу, а записи упорядочены по другому ключу.

Обновление тоже достаточно трудно, особенно когда записи имеют переменную длину. В этом случае обновление заблокированных записей, которые описаны с некоторым форматом, возможно только путем переписывания всего блока (особенно это относится к записям на устройстве с непрямым доступом, например на магнитной ленте). Переписывание записей при последовательной организации обычно производится с одного массива на другой. Поэтому неэкономично обновлять одиночные записи в последовательном массиве, обычно это делается для пакета записей. Кроме того, трудно выполняется добавление новых записей или исключение старых.

Наши исследования показали ^{/6,7,8/}, что для организации информации в поисковой системе особое значение имеет применение массивов с произвольным доступом. Поэтому актуальным является процесс оптимизации времени доступа в подобных структурах.

В работе ^{/4/} мы рассмотрели методику создания многоуровневой адаптирующейся информационной структуры массивов. Эта методика дает возможность путем изменения двух параметров структуры: величины сегмента (зоны) и числа уровней иерархии - минимизировать время доступа к информации, расположенной на магнитных дисках. В основе этого метода лежит принцип последовательного раскрытия критерия смыслового соответствия ^{/10/}, что дает возможность селективно читать только те записи, в которых имеется вероятность нахождения релевантных запросу документов. Здесь на

примере двухуровневой информационной структуры рассмотрим способ оптимизации времени доступа за счет уплотнения узловых списков информационного массива. Выражение (I) дает возможность рассчитать время доступа к информации в числовом массиве при двухуровневой структуре массива ^{/4/} (см. рис. I) :

$$T_{\text{двуур.}} = C_{\text{к омпд}} T_{z_1} + \alpha_{\text{омпд}} C_{\text{к омпд}} T_{z_2} \quad (I)$$

Здесь $C_{\text{к омпд}}$ показывает среднее количество зон на дескриптор во второй части массива ОМД (см. рис. I), а $C_{\text{к омпд}}$ указывает на среднее количество зон на дескриптор в основном поисковом массиве ОМПОД (о сегментации массивов более подробно см. ^{/4,8/}). Величины T_{z_1} и T_{z_2} учитывают время нахождения цилиндра дискового устройства, время оборота и время трансмиссии. Коэффициент $\alpha_{\text{омпд}}$ учитывает отношение среднего количества общих зон запроса к $C_{\text{к омпд}}$.

Двухуровневая информационная структура (как видно из рис. I) предполагает сегментизацию узловых списков поискового массива ОМПОД в пределах данной зоны. Все заголовки этих списков собраны в зонах управляющей части числового массива, т.е. в массиве ОМД. Отсюда видно, что число зон массива ОМПОД равно числу заголовков массива ОМД. Тогда

$$C_{\text{к омпд}} = \frac{\text{число всех заголовков}}{V} \quad (2)$$

где V - число всех различных дескрипторов. Кроме того, нужно отметить, что число всех заголовков меньше общего числа всех элементов массива ОМПОД, т.к. предполагается, что в узловых списках имеется более одного члена (в худшем случае, если в списках имеется по одному члену, число всех заголовков будет равно числу элементов массива ОМПОД). Тогда

$$C_{\text{к омпд}} = \frac{K_1 \cdot \text{число всех элементов ОМПОД}}{V} \quad (3)$$

В формуле (3) K_1 является коэффициентом "встречаемости" и связан с числом заголовков в ОМД. Ясно, что $K_1 \leq 1$. Из формулы (2,3) видно, что чем меньше K_1 , тем меньше число заголовков в массиве ОМД, соответственно меньше $C_{\text{к омпд}}$ и $C_{\text{к омпд}}$ и

в результате этого тем меньше время доступа. Экспериментальные исследования, проведенные нами на основе банка данных ИНИСа, показывают, что K_2 зависит не от длины массива, а только от величины зоны. Экспериментально исследованы массивы из 3000, 10000 и 30000 документов с различными величинами зон. Результаты сведены в таблицу I.

Таблица I.

G_2	1,1	1,1	1,12	1,19	1,24	1,32
K_2	0,9	0,9	0,89	0,84	0,8	0,75
G_1	1,42	1,63	1,71	1,78	2,00	2,32
K_1	0,7	0,67	0,64	0,56	0,5	0,43
Z (в физических единицах)	7	10	14	35	70	140

Здесь величина зоны Z представлена в PRU , т.е. в физических единицах записи для физического устройства 84I ЭВМ сдс-6500. Обратная величина $1/K_1 = G_1$ называется коэффициентом "связанности" и обозначает среднее число членов в списке данного дескриптора в определенной зоне массива ОМПОД.

По аналогии с K_1 вводится еще и коэффициент K_2 . Тогда

$$C_{н\ ОМД} = \frac{K_2 \cdot \text{число всех заголовков}}{V} \quad (4)$$

Поскольку массив ОМД тоже сегментирован по зонам, то K_2 связан с той частью элементов массива ОМД, принадлежащих данной зоне, которая является представителем различных дескрипторных заголовков.

В данном случае $K_2 \leq 1$. Обратный коэффициент $G_2 = 1/K_2$ указывает на число заголовков одного и того же дескриптора в данной зоне ОМД. Коэффициенты K_2 и G_2 для массива ИНИСа показаны в таблице I.

Вопрос оптимизации времени доступа в данной структуре может быть решен, если будут уменьшены коэффициенты K_1 и K_2 , соответственно увеличены коэффициенты G_1 , G_2 . Этого можно достичь на основе уплотнения дескрипторных списков в поисковом массиве ОМПОД. Это уплотнение, конечно, не приведет к тому, что

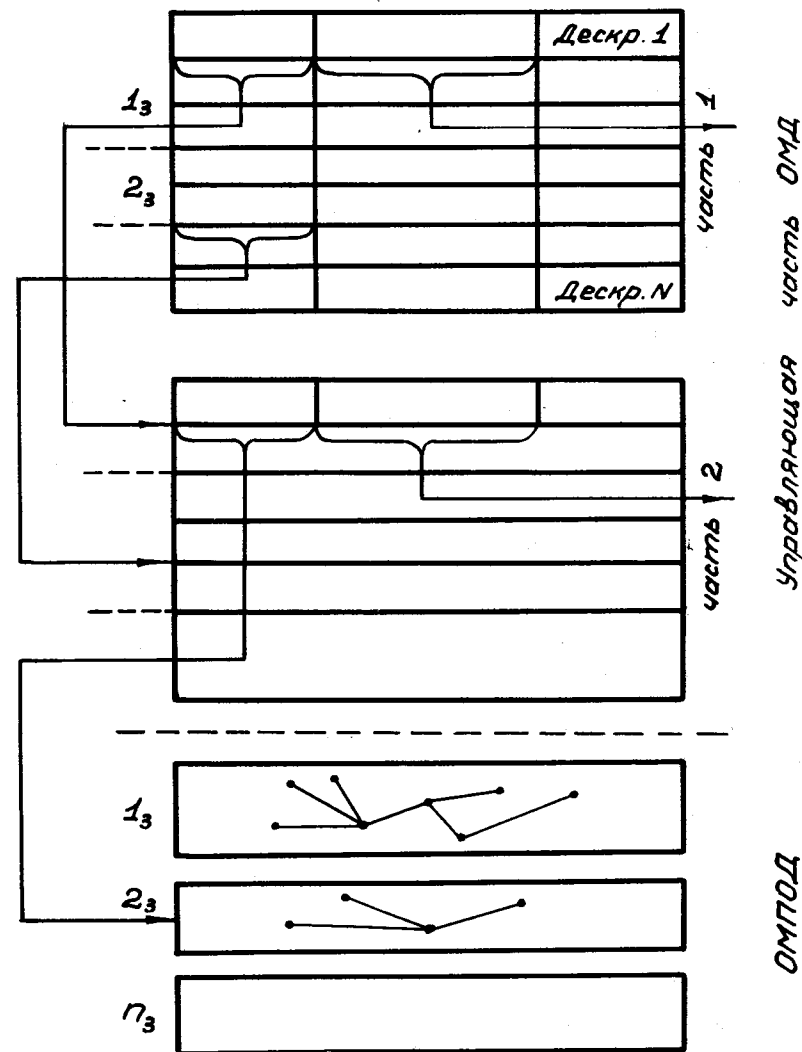


Рис. 1

поисковая система будет отвечать на запросы с определенной комбинацией дескрипторов более эффективным образом, чем на запросы с любой другой комбинацией. В данном случае любая комбинация дескрипторов в запросе является равновероятностной, и поиск оптимизируется, поскольку он основан на произвольной взаимосвязи дескрипторов в запросе. Таким образом, при некоторой, достаточно большой степени уплотнения время доступа в иерархической структуре можно делать меньше, чем время доступа в инверсной структуре. Для иллюстрации этого факта проведем сравнительный анализ времени доступа в инверсной и двухуровневой структурах.

Пусть для запроса пользователя используются в среднем десять дескрипторов. Пусть на номер документа уходят два слова памяти ЭВМ СДС-6400. Напомним, что время доступа в инверсной структуре рассчитывается по формуле:

$$T_{инв.} = N_p \frac{f(j)}{C} T_{z_{инв.}}, \quad (5)$$

где N_p - число дескрипторов запроса;

$f(j)$ - частота использования дескрипторов;

C - число номеров документа в одной физической записи;

$T_{z_{инв.}}$ - время, необходимое для чтения информации соответствующих фрагментов дискового устройства.

Для дальнейших расчетов необходимо ввести еще параметры:

L - средняя длина дескрипторного списка; T_{z_1} и T_{z_2} .

где $T_{z_1} = 1,3(t_n + 1/2 t_0)$ - время чтения зоны величиной в $7 PRU$, а $T_{z_2} = 6,7(t_n + 1/2 t_0)$ - время чтения зоны величиной в $140 PRU$. Здесь t_n - время нахождения цилиндра, а t_0 - время оборота.

Тогда формула (5) принимает следующий вид:

$$\begin{aligned} T_{инв.} &= 10(t_n + 1/2 t_0 + \frac{2L}{448} t_0) = \\ &= 10t_n + 5t_0 + \frac{L}{22,8} t_0. \end{aligned} \quad (5')$$

В данном случае применение параметра L показывает, что каждому дескриптору соответствует в среднем L документов.

При $t_n = 75 \text{ мс}$ и $t_0 = 25 \text{ мс}$ имеем

$$T_{инв.} = 875 + 1,12 L. \quad (6)$$

В работе /4/ мы показали, что

$$C_{компод} = K_1 L; \quad (7)$$

$$C_{комд} = K_2 (K_1 L - 1). \quad (8)$$

Тогда, подставляя (7) и (8) в (I) и имея в виду, что $\alpha_{ОМПОД} = 0,1$ (экспериментальная оценка, описана в работе /4/), получаем:

$$\begin{aligned} T_{двухур.} &= K_2 (K_1 L - 1) T_{z_1} + 0,1 K_1 L T_{z_2} = \\ &= (K_1 K_2 L - K_2) T_{z_1} + 0,1 K_1 L T_{z_2}. \end{aligned}$$

В данном случае рассматривается двухуровневая структура с величиной зоны массива ОМД в семь физических единиц, т.е.

$$Z_{омд} = 7 PRU \quad \text{и} \quad Z_{омпод} = 140 PRU.$$

Тогда время чтения соответствующих зон /4/ вычисляется по формулам (9), (10):

$$T_{z_1} = 1,3(t_n + \frac{1}{2} t_0); \quad (9)$$

$$T_{z_2} = 6,7(t_n + \frac{1}{2} t_0). \quad (10)$$

Имея в виду (9) и (10), получаем

$$T_{двухур.} = (1,3 K_1 K_2 L - 1,3 K_2 + 0,67 K_1 L)(t_n + \frac{1}{2} t_0),$$

при $t_n = 75 \text{ мс}$ и $t_0 = 25 \text{ мс}$:

$$T_{двухур.} = -113 K_2 + L(113 K_1 K_2 + 59 K_1). \quad (II)$$

Применяя алгоритм уплотнения списков /II/, при массиве в 150000 документов из фонда ИНИСа мы получили $K_1 = 0,058$ и $K_2 = 0,75$. В этом случае $L = 135$. Тогда, используя формулы (5) и (II) имеем:

$$T_{инв.} = 1025 \text{ мс}, \text{ а } T_{двухур.} = 649 \text{ мс.}$$

Из приведенного эксперимента следует, что для массива из 150000 документов достаточно иметь в среднем по 17 членов в сегментированных списках, чтобы время доступа в двухуровневой структуре было меньше, чем в инверсной.

Рассмотрим еще один способ оптимизации в массиве с произвольным доступом, который основан на селективном чтении только тех частей записи, которые необходимы для действительной обработки. На рис.2 показана запись *A RECORD* величиной в одну зону. В этой зоне показан сегмент дескрипторного списка, содержащего

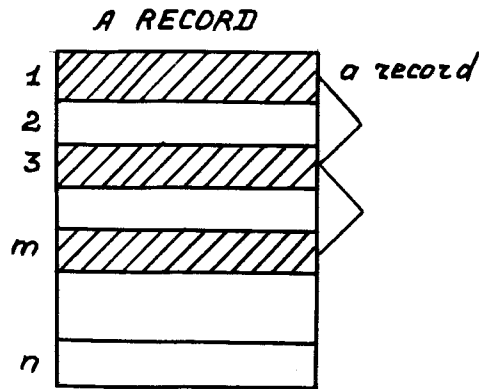


Рис.2.

три члена (т.е. три документа).

Мы уже заметили, что при реализации процедуры поиска необходимо осуществить доступ к отдельным членам сегмента списка, расположенного на магнитном диске. Мы рассмотрели метод, который основан на чтении селективно выбранных зон. Это означает, что обследование сегмента списка не требует перемещения считывающих головок дискового устройства, если они установлены у соответствующего цилиндра.

Понятно, что в таком случае

$$T_{A \text{ RECORD}} < n t_{a \text{ record}}$$

Однако при обработке запросов, в общем случае в неоптимизированной системе, количество членов сегментированных списков (самых

коротких списков при групповой обработке) заведомо меньше n . Тогда при чтении всей зоны фактически осуществляется доступ и к некоторой "лишней" информации, которая не используется в непосредственной обработке.

Пусть обрабатывается одиночный запрос, у которого в самом коротком дескрипторном списке имеются три члена. Пусть величина зоны равняется половине цилиндра дискового устройства (будем иметь в виду характеристики ЭВМ CDC 6400 и параметры дискового устройства 84I) ^{/12/}. Тогда время доступа к отделенному элементу списка можно вычислить по формуле:

$$t_B = t_n + \frac{1}{2} t_0 + t_{транс.} \quad (12)$$

Так как величина члена списка, т.е. узла ^{/8/}, заведомо меньше одной физической записи, то $t_{транс.}$ пренебрежимо мало, и тогда

$$t_B = t_n + \frac{1}{2} t_0 \quad (13)$$

Если величина зоны равна половине цилиндра, то время чтения зоны ^{/13/}

$$\begin{aligned} T_z &= t_n + \frac{1}{2} t_0 + 20 t_0 = \\ &= 6,7 (t_n + \frac{1}{2} t_0) \end{aligned} \quad (14)$$

Из данного примера ясно, что если в среднем дескрипторные списки содержат по три члена, то явно невыгодно читать всю зону в ОП, т.к.

$$T_z > 3 t_B$$

Из данных таблицы I видно, что в неоптимизированной системе при величине зоны в половину цилиндра среднее число документов на дескриптор равно 2,32. Тогда для оптимизации времени доступа при обработке одиночных запросов необходимо определить, в каких случаях требуется выборка всей зоны в ОП, а в каких случаях - выборка отдельных элементов при обследовании соответствующих дескрипторных списков. Для каждого отдельного момента в процессе поиска, когда совершается шаг по цепи списка, поисковая система принимает решение о выборе одного из двух существующих методов.

Это решение, в простейшем случае, базируется на числе физических доступов к диску и заключается в подсчете этого числа и его сравнения с критическим числом. Критическое число определяет максимальное число доступов к отдельным элементам массива (в данном случае оно равно 6,7).

Конечно, эту процедуру можно упростить, если выбрать степень уплотнения списков больше критического числа (т.е. в данном случае иметь в списке в среднем 6,7 членов). Тогда метод оптимизации времени доступа сводится к уже рассмотренному методу чтения селективно выбранных зон с определенной степенью уплотнения узловых списков дескрипторов.

ЛИТЕРАТУРА

- I. Canning R.G. EDP ANALYZER 12,8(Aug.), 1974.
2. Nahn B. Comm.ACM, No.8,v.17,1974, pp.434-436.
3. Neaps H.S. INFOR 10,1 (Febr. 1974), pp.47-61.
4. Арнаудов Д.Д. Сообщение ОИЯИ, P10-9178, Дубна, 1975.
5. Eisner M.J. Journ.ACM, v.23, No.4, 1976, pp.619-635.
6. Арнаудов Д.Д. Сообщение ОИЯИ, P11-10402, Дубна, 1977.
7. Арнаудов Д.Д. Препринт ОИЯИ, IO-7953, Дубна, 1974.
8. Арнаудов Д.Д. Сообщение ОИЯИ, P10-862I, Дубна, 1975.
9. Knuth D. The Art of Programming, v.3, 1973, USA.
10. Арнаудов Д.Д. Сообщение ОИЯИ, P11-10401, Дубна, 1977.
11. Арнаудов Д.Д. и др. Сообщение ОИЯИ, P11-9770, Дубна, 1976.
12. Score Reference Manual, CDC, 1973, USA.
13. Арнаудов Д.Д. Сообщение ОИЯИ, IO-7949, Дубна, 1974.

Рукопись поступила в издательский отдел
27 мая 1977 года.