

9050  
~~9050~~  
Тимофеева

ЭНЭ. ЧМНУ. ДУБНА

СООБЩЕНИЯ  
ОБЪЕДИНЕННОГО  
ИНСТИТУТА  
ЯДЕРНЫХ  
ИССЛЕДОВАНИЙ  
ДУБНА



10 - 9050

Д.Д.Арнаулов, Л.П.Тимофеева

ОСОБЕННОСТИ РЕАЛИЗАЦИИ СТРУКТУРЫ  
ОСНОВНЫХ МАССИВОВ  
И СИСТЕМА ПОИСКА ИПС ОИЯИ НА ЭВМ ЕС

**1975**

10 - 9050

Д.Д.Арнаудов, Л.П.Тимофеева

ОСОБЕННОСТИ РЕАЛИЗАЦИИ СТРУКТУРЫ  
ОСНОВНЫХ МАССИВОВ  
И СИСТЕМА ПОИСКА ИПС ОИЯИ НА ЭВМ ЕС

ОИ И  
ЗИБЛИОТЕКА

При построении информационно-поисковой системы /ИПС/ ОИЯИ на ЭВМ типа ЕС структурно-функциональная организация ИПС остается той же, что была на CDC -6200. Общая схема ИПС ОИЯИ показана на *рис. 1*.

В системе используются четыре типа массивов.

1. МД - массив библиографических данных о документах, называемый кратко массивом документов.

2. ОМПОД - основной массив поисковых образов документов, построенный в виде ассоциативных узловых списков.

3. МЗД - массив заголовков дескрипторов.

4. ОМД - основной массив дескрипторов.

Однако имеются некоторые отличия в размещении этих массивов на магнитных дисках, что вызвано особенностями ЗУ прямого доступа ЭВМ типа ЕС, организацией данных, методом доступа к данным на языке КОБОЛ, разработанном для дисковой операционной системы ЕС. Для накопителей на магнитных дисках дисковая операционная система ЭВМ ЕС предоставляет четыре метода организации файлов:

1/ последовательная организация - записи на основе их последовательного физического расположения в файле; здесь нет никакого принципиального отличия от последовательной организации CDC;

2/ расчлененная организация - файл состоит из нескольких членов, различающихся по именам; внутри записи организованы последовательно;

3/ индексно-последовательная организация допускает быструю последовательную обработку, причем организация ссылок на индексы обеспечивает быстрое отыскание отдельных записей при произвольной обработке.

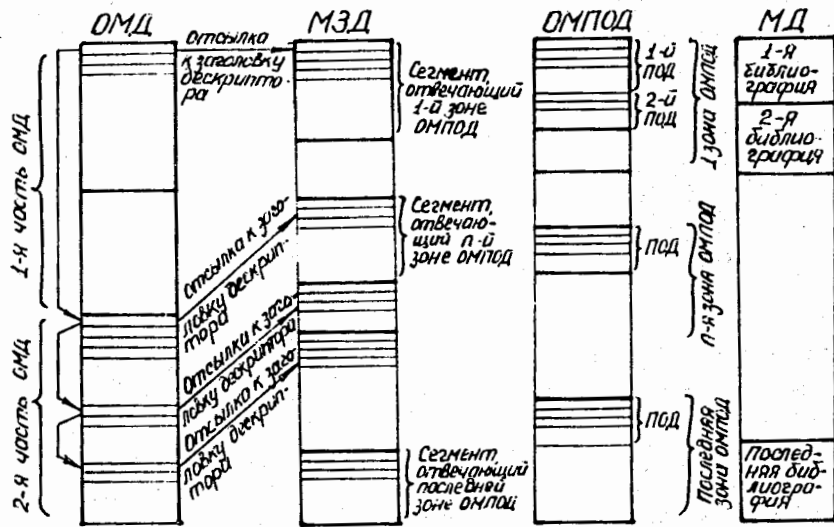


Рис. 1. Структурная схема информационно-поисковой системы.

4/ прямая/произвольная/ организация - характеризуется наличием определенной связи между ключом записи и ее адресом.

При последовательной организации файлов нельзя быстро отыскать отдельные файлы.

Расчлененная организация используется обычно для запоминания на дисках программ, таблиц, т.к. такая организация представляет собой справочник. Записи справочника сгруппированы в блоки по 256 байтов в каждом и располагаются в лексикографической последовательности имен членов, имеют длину от 12 до 74 байтов. Каждый блок справочника имеет 8-байтовую область ключа, содержащую имя последнего члена блока. Для такой организации требуется память на ЗУПД, вмещающая последовательно организованные члены и справочник. Поэтому чаще всего такая организация используется в ОС.

При индексно-последовательной организации каждая запись идентифицируется ключом, причем ключи обязательно упорядочиваются в возрастающем порядке. Это создает определенные трудности при проектировании ИПС.

Требуется значительный расход времени из-за необходимости просмотра адресной системы индексов.

Прямая организация данных используется обычно для тех файлов, для которых время, требуемое при отыскании отдельных записей, должно быть сведено к минимуму, и характеризуется некоторым предсказуемым соотношением между ключом записи и ее адресом в запоминающем устройстве прямого доступа /ЗУПД/. Программист устанавливает зависимость между ключом записи и ее адресом в ЗУПД. При желании обратиться к какой-либо записи необходимо задать ее ключ, который преобразуется в соответствующий этому ключу адрес на диске, что позволяет одним поиском выделить любую запись файла. Для преобразования ключа в адрес записи может быть организован список так называемых "перекрестных ссылок" между ключами и адресами записей. Сам список может быть файлом, размещенным в ЗУПД. Несмотря на то, что местоположение любой записи может быть определено непосредственно, требуется время для нахождения адреса в списке.

Часто при прямой организации файлов бывает удобно в качестве адреса записи использовать ее ключ. Для этого необходимо, чтобы записи имели фиксированную длину и ключ был цифровой. Ключ делится на число записей на дорожке, частное дает относительный ее адрес, а остаток плюс один - номер записи на дорожке. Этот метод прямой организации сводит к минимуму время производственной обработки, т.к. записи помещены в последовательности ключей, однако возможным его недостатком является большой объем неиспользуемой памяти, т.к. для всех возможных значений ключа должно быть отведено место, даже если многие из этих значений не используются.

В том случае, когда ключ изменяется в таком диапазоне, что файл имеет очень высокий процент неиспользованных ключей и прямая адресация невозможна, применяется косвенная адресация. При косвенной адресации диапазон изменений ключа файла сжимается до меньшего диапазона изменений адресов с помощью вычислений определенного типа, называемых рандомизацией. Неиз-

бежны случаи появления "синонимов", т.е. двух и более записей, у которых ключи рандомизованы в один и тот же адрес. Для уменьшения количества синонимов необходимо отвести для файла больший объем памяти, чем требуется для хранения всех записей. Вводится так называемый коэффициент упаковки, принимаемый равным 80-85%. Например, под файл из 10000 записей с коэффициентом упаковки 83%, надо отвести место для размещения 12000 записей. Такое резервирование памяти не всегда представляется удобным.

При составлении программ на КОБОЛе в ДОС ЕС файлы могут иметь соответственно последовательную, произвольную и индексно-последовательную организацию.

При произвольной организации данных расположением записей в файле управляет пользователь путем определения ключа ACTUAL KEY. Этот ключ состоит из двух компонентов:

- идентификатора дорожки, определяющего относительную или фактическую дорожку, на которой должна быть размещена запись или на которой должен быть начат ее поиск;
- идентификатора записи, который однозначно определяет запись на дорожке.

Идентификатор дорожки может быть задан двумя способами: через относительную или фактическую адресацию дорожек. При относительной адресации дорожек идентификатор указывает относительный адрес дорожки, на которой нужно поместить запись или начать поиск записи, относительно начала файла. Идентификатор дорожки в этом случае должен быть восьмизначным двоичным числом, занимающим четыре байта. Максимальный идентификатор дорожки - 16777215. При прямой адресации идентификатор занимает восемь байтов. Структура их следующая:

М - однобайтовый номер тома /М от 0 до 221/;

ВВ - два нулевых байта;

СС - двухбайтовый номер цилиндра, первый байт нулевой, второй - от 0 до 199;

НН - двухбайтовый номер дорожки, первый байт должен быть нулевым, второй изменяется от 0 до 9;

R - номер записи на дорожке, один байт. Значение его может изменяться от 0 до 255.

Возможны два метода доступа к обрабатываемым в КОБОЛе файлам: последовательный и прямой. При последовательном доступе запись и чтение происходят последовательно. Прямой доступ к произвольному файлу применим при создании, чтении, обновлении и добавлении записей к файлу. Причем обязательно должен быть указан ключ ACTUAL KEY, который используется при определении местоположения записи. При чтении записей файла поиск записи производится только на указанной дорожке, если фраза APPLY EXTENDED-SEARCH не указана, или по всему цилиндру, если фраза APPLY EXTENDED-SEARCH указана. Если требуемая запись найдена, область данных считывается в память. Если требуемая запись не найдена, возникает ситуация недействительного ключа.

При реализации ИПС ОИЯИ на ЭВМ типа ЕС был принят произвольный способ организации данных и прямой доступ к произвольному файлу. Как уже говорилось, структурная схема ИПС осталась той же, что была предложена в<sup>5/</sup>. Кратко охарактеризуем приведенные на рис. 1 массивы.

Массив документов /МД/ в поиске не участвует. К нему обращаются после того, как поисковые образы релевантных документов найдены. Массив документов располагается на магнитном диске и строится как массив с прямым доступом. Он занимает более чем один диск. МД состоит из логических записей переменной длины. Каждая запись имеет индекс /номер записи/, который в явном виде в массиве документов не указывается. Этот номер указан в ОМПОД, по нему определяется содержание соответствующего ключа ACTUAL KEY и, следовательно, местоположение данной библиографии на диске. Структурное содержание записи приведено в<sup>5/</sup>. Каждая библиографическая запись имеет в среднем 1500 символов.

Основной массив поисковых образов документов /ОМПОД/ строится как отображение массива документов. Поисковым образом каждого документа является некоторый набор дескрипторов. Эти дескрипторы, с одной

стороны, связаны в цепочки с помощью индексов /адресов связи/ с аналогичными дескрипторами других ПОДов; с другой стороны - сгруппированные вместе, они образуют так называемый узел, характеризующий данный документ. Номер узла документа в явном виде не указывается. Он совпадает с номером /индексом/ того члена узла, в котором находится его первый дескриптор. Структура узла приведена в работе<sup>5/</sup>. Размер каждого слова узла - 20 символов. Каждый узел содержит в среднем десять дескрипторов. Магнитный диск 5056 ЕС представляет собой пакет, состоящий из 200 цилиндров /плюс три запасных/. Каждый цилиндр имеет 10 дорожек в соответствии с числом рабочих поверхностей. ПОДы располагаются по зонам. Величина каждой зоны - один цилиндр емкостью 36250 байтов. Выбор зоны величиной в один цилиндр дает возможность использовать "естественную" сегментацию диска на цилиндре. Это имеет большое значение для процесса поиска, так как для обработки данного цепного списка не требуется механического перемещения читающей головки.

Итак, на магнитном диске ЕС ЭВМ можно иметь 200 таких зон. Если в среднем на индексирование одного ПОДа приходится 10 дескрипторов, то в одной зоне можно иметь примерно 120-180 записей, а на диске - от 24000 до 36000 документов. Количество документов в зоне определяется размером выбранной на диске физической записи. Это объясняется тем, что при произвольной /прямой/ организации данных на дисках используют формат дорожки "счетчик - ключ - данные". Записи этого формата состоят из маркера адреса, области счетчика, области ключа, области данных /см. рис. 2/.

Так как дорожка разделена на многочисленные записи данных, то дополнительные маркеры адреса, области счетчика и промежутки сокращают число байтов, которые можно выделить для данных. Во многих случаях для определения числа записей заданной длины, приходящихся на одну дорожку, может быть использована табл. 1. В некоторых случаях она не может быть использована, и для вычисления числа записей на дорожку можно использовать следующую формулу:

$$A_i = 81 + \frac{537(KL + DL)}{512}, \quad /1/$$

где: KL - длина области ключа /не включая циклический контроль/; DL - длина области данных /не включая циклический контроль/;  $A_i$  - показывает число байтов, требуемых для любой записи данных, кроме последней дорожки.

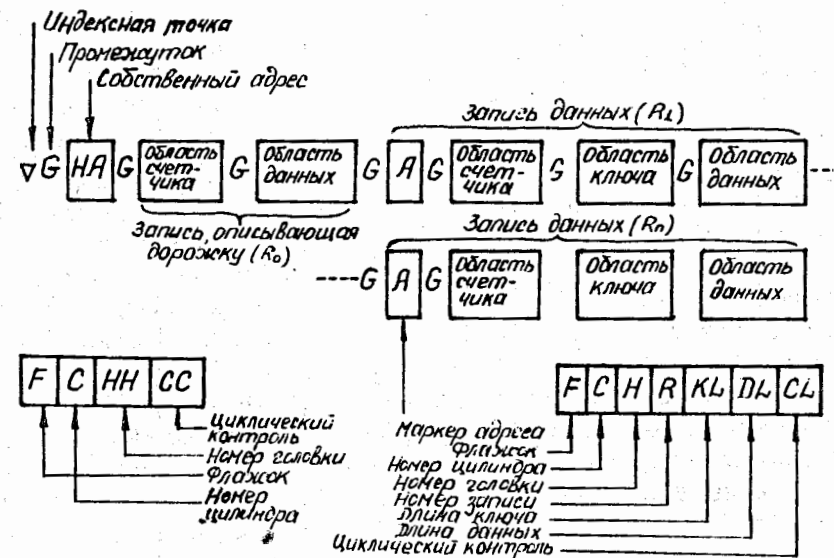


Рис. 2. Формат дорожки "счетчик-ключ-данные".

Формула для последней записи на дорожке следующая:

$$A_n = 20 + KL + DL, \quad /2/$$

где KL и DL имеют тот же смысл, что и в формуле /1/, а  $A_i$  показывает число байтов, требуемых для последней записи дорожки.

Коэффициент 20 в формуле /2/ учитывает циклический контроль и промежуток, следующий за областью ключа. Коэффициент 81 в формуле /1/ складывается из двух компонентов  $81 = 20 + 61$ , где 20 имеет тот же смысл,

Таблица I

Число физических записей на дорожке	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13					
	Максимальная длина физической записи в байтах																	
	3605	1720	1111	811	632	512	428	364	315	275	244	217	194					
	Число физических записей на дорожке	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	30
		Максимальная длина физической записи в байтах																
		178	158	143	130	119	108	99	90	82	76	69	63	58	53	48	44	40

что и в формуле /1/, а  $b_1$  включает число байтов, требуемых для маркера адреса, области счетчика, циклического контроля и фиксированных промежутков для записи этого типа.

Чтобы определить число записей данных на дорожке, можно комбинировать формулы следующим образом:

$$N = \frac{C_1}{C_2}, \quad /3/$$

где:  $N$  - число записей на дорожку;  $C_1$  - емкость дорожки минус байты, требуемые для последней записи;  $C_2$  - байты, требуемые для каждой записи, кроме последней.

Если записи данных короче приведенных в таблице I, то используются формулы /1/, /2/, /3/.

При выборе размещения массива ПОД на диске ЕС ЭВМ встает вопрос о выборе размера записи. Это важно как с точки зрения использования места на диске, так и с точки зрения временных характеристик обработки информации.

Если считать, что каждый узел представляет собой отдельную запись, то в этом случае длина данных  $20 \times 10 = 200$  байтов, длина ключа 8 байтов, тогда размер каждой записи на диске, кроме последней, будет:

$$81 + \frac{537 \times (8 + 200)}{512} = 81 + 218 = 299 \text{ /байтов/}.$$

Размер последней записи:  $20 + 8 + 200 = 228$  /байтов/,  
 число записей на дорожке =  $1 + \frac{3625 - 228}{229} = 1 + 11 = 12$  /записей/,

где 3625 байтов - емкость дорожки, то есть на одной дорожке может разместиться 12 ПОДов. Если учесть, что на одном цилиндре 10 дорожек, в зоне может быть размещено 120 ПОДов, а на диске 24000 ПОДов. Однако такой выбор записи на диске не вполне удачен: узлы могут быть разбросаны произвольно в зоне. Они могут находиться в случайных местах на дорожках данного цилиндра. При пакетной обработке оказывается не всегда эффективным запись каждого узла отдельно в оперативную память, так как из-за времени задержки при считывании

записи с дорожки может случиться, что при доступе к узлам расходуется времени больше, чем на 10 оборотов дискового пакета. Если выбрать в качестве записи дорожку на диске, размер записи, согласно табл. 1, будет 3605 байтов, то есть на одной дорожке будет  $3625 : 200 = 18$  ПОДов. В одной зоне может быть расположено 180 ПОДов, а на диске - 36000. Если выбрать размер записи, равный одной зоне, то количество документов в зоне будет равно  $36250 : 200 = 181$  ПОД. При реализации стратегии поиска ИПС ОИЯИ принимают во внимание число логических доступов к диску. Это число подсчитывается и сравнивается с критическим числом. Затем принимается соответствующее решение. Критическое число определяется как максимальное число доступов к отдельным элементам массива. Для определения критического числа рассчитывается время выборки одного элемента.

В случае записи размером в ПОД время выборки определяется по следующей формуле, как показано в <sup>6/</sup>:

$$tb_1 = t_n + \frac{1}{2}t_0 + t_{тр} \quad /4/$$

где:  $t_n$  - время для нахождения данного цилиндра;  $t_0$  - время оборота дискового пакета;  $t_{тр}$  - время трансмиссии.

Для ЭВМ ЕС  $t_n = 75$  мс,  $t_0 = 25$  мс. Временем трансмиссии в этом случае можно пренебречь. Следовательно,

$tb_1 = t_n + \frac{1}{2}t_0 = 75 + 12,5 = 87,5$  мс. В случае записи размером в дорожку время доступа в одной записи будет:

$$tb_2 = t_n + t_0 + t_{тр} \quad /5/$$

$$t_{тр} = \frac{n}{\theta} \cdot t_0 \quad /6/$$

где:  $n$  - число читаемых символов;  $\theta$  - число символов на дорожке. Следовательно,

$$t_{тр} = \frac{3600}{3625} \cdot t_0 \sim t_0$$

откуда:  $tb_2 = t_n + t_0 + t_0 = t_n + 2t_0 = 75 + 50 = 125$  мс.

Если выбрать размер записи, равный одной зоне, время выборки будет:

$$tb = t_n + 10t_0 + t_{тр} = t_n + 10t_0 + 10t_0 = t_n + 20t_0 = \\ = 75 + 2 \cdot 25 = 575 \text{ мс.}$$

В этом случае не тратится время на задержку при чтении данной дорожки.

В случае, если запись выбрана размером в ПОД, как показано в <sup>6/</sup>, критическое число определяется выражением

$$tb = Ktb_1, \quad K = \frac{tb}{tb_1} = \frac{575}{87,5} \sim 7.$$

В случае, если выбран размер записи - одна дорожка,  $K$  определяется следующим образом:

$$tb = K_1tb_2; \quad K_1 = \frac{575}{125} \sim 4.$$

Следовательно, если необходимо производить больше чем 7 доступов в данный момент реализации процедуры поиска, то более эффективно записать всю зону в оперативную память, а потом обрабатывать соответствующие цепные списки.

Методика программирования алгоритмов формирования структуры подобных массивов описана в <sup>7/</sup>. Этот массив заполняется по зонам в хронологическом порядке. Если в некоторой зоне ОМПОД в поисковом образе документов впервые встретился дескриптор, то для него "открывается" заголовок МЗД.

Массив МЗД содержит заголовки дескрипторов. Элементами массива являются фиксаторы списков поисковых образов документов. Каждый заголовок состоит из 20 символов и включает в себя: число документов, включенных в список данного дескриптора; адрес списка на диске, адрес первого документа списка и некоторую дополнительную информацию.



Основной массив дескрипторов ОМД является дескрипторным указателем. Он, в свою очередь, имеет списковую структуру и является первым уровнем иерархии управляющей части основного информационного массива. Этот массив состоит из двух частей: в первой находятся отсылки к первым фиксаторам соответствующего дескриптора. Во второй - отсылки к следующим фиксаторам того же дескриптора. Все отсылки связаны в цепочку. Сами дескрипторы в ОМД в явном виде не указываются. Их ПОДы совпадают с индексами элементов первой части ОМД. Каждый элемент ОМД занимает 25 байтов и содержит следующую информацию: адрес заголовка в МЗД, число членов в цепи заголовка дескриптора, адрес следующего элемента в списке ОМД, соответствующего данному коду дескриптора /список расположен во второй части ОМД/ и число членов в этом списке отсылок.

Стратегия поиска в ИПС ОИЯИ, реализованная на CDC-6200 и описанная в /6/, полностью применима для ИПС ОИЯИ, реализуемой на ЕС ЭВМ, то есть осуществляется иерархической трехуровневый поиск. Упрощенно процесс поиска может быть описан следующим образом: сначала по коду дескриптора в массиве ОМД находятся адреса фиксаторов, соответствующих данному коду дескриптора. Их может быть несколько, так как массив ОМПОД сегментирован на зоны, не связанные между собой. Затем по фиксаторам определяются адреса поисковых образцов документов в массиве ОМПОД. По этим адресам выбираются ПОДы и по ним находятся сами документы. Однако на самом деле все обстоит гораздо сложнее, то есть приходит пакет запросов и по нему выбираются нужные документы. Все запросы обрабатываются параллельно. В зависимости от числа различных дескрипторов запроса и от их распределения по зонам при сравнении с критическим числом принимается решение о выборке всей зоны в целом или только отдельных ее элементов. Поиск ведется путем сужения области поиска с использованием ведущих дескрипторов. Более подробно стратегия поиска описана в /6/.

В заключение рассмотрим на конкретном примере некоторые соотношения.

1/ Пусть имеется некоторый массив из 10000 документов. Каждый документ индексирован 10 дескрипторами. В одной зоне можно разместить 180 таких ПОДов. Для всех 10000 нужно 56 зон на магнитном диске.

2/ Среднее число документов на один дескриптор для данного массива 160 документов.

3/ Среднее число документов в дескрипторном списке данной зоны - 10 документов.

4/ Тогда из одной зоны ОМПОД будем иметь количество заголовков, определяемое из следующего соотношения:  $180 \times 10 = 10 \times X$ ;  $X = 180$  заголовков. Это определяет среднее количество заголовков в одной зоне МЗД, которые исходят из одной зоны ОМПОД. Всего в МЗД будет  $180 \times 56 = 10080$  заголовков. Для этого необходимо 6 зон в МЗД.  $200 \times 10080 : 3600 \sim 6$ .

5/ Если в каждой зоне МЗД встречается несколько заголовков данных дескрипторов, в среднем 10, то тогда для цепных списков во второй части ОМД необходимо иметь не больше чем одну зону /массив ОМД примерно в 10 раз меньше, чем МЗД, но имеет постоянную первую часть из двух зон/. В таком случае для данного примера ОМД равно 3 зонам. Считаем, что пакет состоит из 60 запросов, в каждом по 10 дескрипторов.

Рассмотрим время, которое уходит на доступ к отдельным зонам в процессе поиска. 1-й этап - обращение к зонам в ОМД.

Максимальное среднее время обращения к ОМД /имеем 10 дескрипторов запроса и движение по самой короткой цепи дескрипторов/ при сравнении общей зоны -  $3 /75 + 20 \times 25/$  мс. 2-й этап - обращение к МЗД.

На первом этапе выбраны для каждого запроса общие зоны в МЗД. Если имеем 60 запросов и не имеем никаких повторений /общие зоны для нескольких запросов могут быть одни и те же/, то максимальное время для обработки МЗД будет  $6 \times /75 + 20 \times 25/$  мс. Алгоритм сделан так, что, несмотря на различное количество запросов, никогда не бывает больше одного обращения к данной зоне. 3-й этап - обращение к ОМПОД.

Максимальное время обработки:  $56 \times /75 + 20 \times 25/$  мс. Общее время обработки:  $/3 \cdot /75 + 500/ + 6 \cdot /75 + 500/ +$

+ 56. / 75 + 500/ = 65.575 = 37475 ≈ 38 мс. Здесь дано максимальное среднее время, и единственный принцип, который используется - это поиск без повторений выборки данной зоны. В действительности за счет оптимизации поиска, а также за счет того, что поиск фактически происходит только в определенной части поискового массива, а не во всем массиве, это время поиска будет заведомо меньше.

#### Литература

1. КОБОЛ. Описание языка. ЕЮ. 132.043.Д1. М., 1971.
2. КОБОЛ. Описание языка. ЕЮ. 132.043.Д2., М., 1971.
3. Управление данными в ДЭС ЕС. ЕЮ.132.30.Д1., М., 1971.
4. Введение в запоминающие устройства прямого доступа и методы организации данных. Система ИБМ/360. М., 1974 "Статистика".
5. Д.Д.Арнаутов. Структурно-функциональная организация основных информационных массивов ИПС ОИЯИ. Сообщение ОИЯИ, Р10-8621, Дубна, 1975.
6. Д.Д.Арнаутов. Стратегия поиска в ИПС ОИЯИ. Сообщение ОИЯИ, Р10-8622, Дубна, 1975.
7. Д.Д.Арнаутов. Организация мультисписочных узловых структур и их программная реализация на КОБОЛе. Сообщение ОИЯИ, Р10-7587, Дубна, 1973.

Рукопись поступила в издательский отдел  
9 июля 1975 года.