**Лекция 7 Виртуальная память.**

**7.1 Понятие виртуальной памяти**

Разработчикам программного обеспечения часто приходится решать проблему размещения в памяти больших программ, размер которых превышает объем доступной оперативной памяти. Один из вариантов решения данной проблемы – организация структур с перекрытием – рассмотрен в предыдущей лекции. При этом предполагалось активное участие программиста в процессе формирования перекрывающихся частей программы. Развитие архитектуры компьютеров и расширение возможностей операционной системы по управлению памятью позволило переложить решение этой задачи на компьютер. Одним из главных достижений стало появление виртуальной памяти (virtual memory). Впервые она была реализована в 1959 г. на компьютере «Атлас», разработанном в Манчестерском университете.

Суть концепции виртуальной памяти заключается в следующем. Информация, с которой работает активный процесс, должна располагаться в оперативной памяти. В схемах виртуальной памяти у процесса создается иллюзия того, что вся необходимая ему информация имеется в основной памяти. Для этого, во-первых, занимаемая процессом память разбивается на несколько частей, например страниц. Во-вторых, логический адрес (логическая страница), к которому обращается процесс, динамически транслируется в физический адрес (физическую страницу). И наконец, в тех случаях, когда страница, к которой обращается процесс, не находится в физической памяти, нужно организовать ее подкачку с диска. Для контроля наличия страницы в памяти вводится специальный бит присутствия, входящий в состав атрибутов страницы в таблице страниц.

Таким образом, в наличии всех компонентов процесса в основной памяти необходимости нет. Важным следствием такой организации является то, что размер памяти, занимаемой процессом, может быть больше, чем размер оперативной памяти. Принцип локальности обеспечивает этой схеме нужную эффективность.

Возможность выполнения программы, находящейся в памяти лишь частично, имеет ряд вполне очевидных преимуществ:

* Программа не ограничена объемом физической памяти. Упрощается разработка программ, поскольку можно задействовать большие виртуальные пространства, не заботясь о размере используемой памяти.
* Поскольку появляется возможность частичного помещения программы (процесса) в память и гибкого перераспределения памяти между программами, можно разместить в памяти больше программ, что увеличивает загрузку процессора и пропускную способность системы.
* Объем ввода-вывода для выгрузки части программы на диск может быть меньше, чем в варианте классического свопинга, в итоге каждая программа будет работать быстрее.

Таким образом, возможность обеспечения (при поддержке операционной системы) для программы «видимости» практически неограниченной (характерный размер для 32-разрядных архитектур 232 = 4 Гбайт) адресуемой пользовательской памяти (логическое адресное пространство) при наличии основной памяти существенно меньших размеров (физическое адресное пространство) – очень важный аспект.

Но введение виртуальной памяти позволяет решать другую, не менее важную задачу – обеспечение контроля доступа к отдельным сегментам памяти и, в частности, защиту пользовательских программ друг от друга и защиту ОС от пользовательских программ. Каждый процесс работает со своими виртуальными адресами, трансляцию которых в физические выполняет аппаратура компьютера. Таким образом, пользовательский процесс лишен возможности напрямую обратиться к страницам основной памяти, занятым информацией, относящейся к другим процессам.

Например, 16-разрядный компьютер PDP-11/70 с 64 Кбайт логической памяти мог иметь до 2 Мбайт оперативной памяти. Операционная система этого компьютера тем не менее поддерживала виртуальную память, которая обеспечивала защиту и перераспределение основной памяти между пользовательскими процессами.

В системах с виртуальной памятью те адреса, которые генерирует программа (логические адреса), называются виртуальными, и они формируют виртуальное адресное пространство. Термин «виртуальная память» означает, что программист имеет дело с памятью, отличной от реальной, размер которой потенциально больше, чем размер оперативной памяти.

Хотя известны и чисто программные реализации виртуальной памяти, это направление получило наиболее широкое развитие после соответствующей аппаратной поддержки.

Следует отметить, что оборудование компьютера принимает участие в трансляции адреса практически во всех схемах управления памятью. Но в случае виртуальной памяти это становится более сложным вследствие разрывности отображения и многомерности логического адресного пространства. Может быть, наиболее существенным вкладом аппаратуры в реализацию описываемой схемы является автоматическая генерация исключительных ситуаций при отсутствии в памяти нужных страниц (page fault).

Любая из трех ранее рассмотренных схем управления памятью – страничной, сегментной и сегментно-страничной – пригодна для организации виртуальной памяти. Чаще всего используется cегментно-страничная модель, которая является синтезом страничной модели и идеи сегментации. Причем для тех архитектур, в которых сегменты не поддерживаются аппаратно, их реализация – задача архитектурно-независимого компонента менеджера памяти.

Сегментная организация в чистом виде встречается редко.

**7.2 Архитектурные средства поддержки виртуальной памяти**

Очевидно, что невозможно создать полностью машинно-независимый компонент управления виртуальной памятью. С другой стороны, имеются существенные части программного обеспечения, связанного с управлением виртуальной памятью, для которых детали аппаратной реализации совершенно не важны. Одним из достижений современных ОС является грамотное и эффективное разделение средств управления виртуальной памятью на аппаратно-независимую и аппаратно-зависимую части. Коротко рассмотрим, что и каким образом входит в аппаратно-зависимую часть подсистемы управления виртуальной памятью.

В самом распространенном случае необходимо отобразить большое виртуальное адресное пространство в физическое адресное пространство существенно меньшего размера. Пользовательский процесс или ОС должны иметь возможность осуществить запись по виртуальному адресу, а задача ОС – сделать так, чтобы записанная информация оказалась в физической памяти (впоследствии при нехватке оперативной памяти она может быть вытеснена во внешнюю память). В случае виртуальной памяти система отображения адресных пространств помимо трансляции адресов должна предусматривать ведение таблиц, показывающих, какие области виртуальной памяти в данный момент находятся в физической памяти и где именно размещаются.

**7.2.1 Страничная виртуальная память**

Как и в случае простой страничной организации, страничная виртуальная память и физическая память представляются состоящими из наборов блоков или страниц одинакового размера. Виртуальные адреса делятся на страницы (page), соответствующие единицы в физической памяти образуют страничные кадры (page frames), а в целом система поддержки страничной виртуальной памяти называется пейджингом (paging). Передача информации между памятью и диском всегда осуществляется целыми страницами.

После разбиения менеджером памяти виртуального адресного пространства на страницы виртуальный адрес преобразуется в упорядоченную пару (p,d), где p – номер страницы в виртуальной памяти, а d – смещение в рамках страницы p, внутри которой размещается адресуемый элемент. Процесс может выполняться, если его текущая страница находится в оперативной памяти. Если текущей страницы в главной памяти нет, она должна быть переписана (подкачана) из внешней памяти. Поступившую страницу можно поместить в любой свободный страничный кадр.

Поскольку число виртуальных страниц велико, таблица страниц принимает специфический вид (см. раздел «Структура таблицы страниц»), структура записей становится более сложной, среди атрибутов страницы появляются биты присутствия, модификации и другие управляющие биты.

При отсутствии страницы в памяти в процессе выполнения команды возникает исключительная ситуация, называемая страничное нарушение (page fault) или страничный отказ. Обработка страничного нарушения заключается в том, что выполнение команды прерывается, затребованная страница подкачивается из конкретного места вторичной памяти в свободный страничный кадр физической памяти и попытка выполнения команды повторяется. При отсутствии свободных страничных кадров на диск выгружается редко используемая страница.

Для управления физической памятью ОС поддерживает структуру таблицы кадров. Она имеет одну запись на каждый физический кадр, показывающий его состояние.

В большинстве современных компьютеров со страничной организацией в основной памяти хранится лишь часть таблицы страниц, а быстрота доступа к элементам таблицы текущей виртуальной памяти достигается за счет использования сверхбыстродействующей памяти, размещенной в кэше процессора.

**7.2.2 Сегментно-страничная организации виртуальной памяти**

Как и в случае простой сегментации, в схемах виртуальной памяти сегмент – это линейная последовательность адресов, начинающаяся с 0. При организации виртуальной памяти размер сегмента может быть велик, например может превышать размер оперативной памяти. Повторяя все ранее приведенные рассуждения о размещении в памяти больших программ, приходим к разбиению сегментов на страницы и необходимости поддержки своей таблицы страниц для каждого сегмента.

На практике, однако, появления в системе большого количества таблиц страниц стараются избежать, организуя неперекрывающиеся сегменты в одном виртуальном пространстве, для описания которого хватает одной таблицы страниц. Таким образом, одна таблица страниц отводится для всего процесса. Например, в ОС Linux и Windows все сегменты процесса, а также область памяти ядра ограничены виртуальным адресным пространством объемом 4 Гбайт. При этом ядро ОС располагается по фиксированным виртуальным адресам вне зависимости от выполняемого процесса.

**7.2.3 Структура таблицы страниц**

Организация таблицы страниц – один из ключевых элементов отображения адресов в страничной и сегментно-страничной схемах. Рассмотрим структуру таблицы страниц для случая страничной организации более подробно.

Итак, виртуальный адрес состоит из виртуального номера страницы и смещения. Номер записи в таблице страниц соответствует номеру виртуальной страницы. Размер записи колеблется от системы к системе, но чаще всего он составляет 32 бита. Из этой записи в таблице страниц находится номер кадра для данной виртуальной страницы, затем прибавляется смещение и формируется физический адрес. Помимо этого запись в таблице страниц содержит информацию об атрибутах страницы. Это биты присутствия и защиты (например, 0 – read/write, 1 – read only...). Также могут быть указаны: бит модификации, который устанавливается, если содержимое страницы модифицировано, и позволяет контролировать необходимость перезаписи страницы на диск; бит ссылки, который помогает выделить малоиспользуемые страницы; бит, разрешающий кэширование, и другие управляющие биты. Заметим, что адреса страниц на диске не являются частью таблицы страниц.

Основную проблему для эффективной реализации таблицы страниц создают большие размеры виртуальных адресных пространств современных компьютеров, которые обычно определяются разрядностью архитектуры процессора. 32-разрядные процессоры позволяют создавать виртуальные адресные пространства размером 4 Гбайт , 64-разрядные - 264 байт). Кроме того, существует проблема скорости отображения, которая решается за счет использования так называемой ассоциативной памяти.

Подсчитаем примерный размер таблицы страниц. В 32-битном адресном пространстве при размере страницы 4 Кбайт (Intel) получаем 232/212=220, то есть приблизительно миллион страниц, а в 64-битном и того более. Таким образом, таблица должна иметь примерно миллион строк (entry), причем запись в строке состоит из нескольких байтов. Заметим, что каждый процесс нуждается в своей таблице страниц (а в случае сегментно-страничной схемы желательно иметь по одной таблице страниц на каждый сегмент).

Понятно, что количество памяти, отводимое таблицам страниц, не может быть так велико. Для того чтобы избежать размещения в памяти огромной таблицы, ее разбивают на ряд фрагментов. В оперативной памяти хранят лишь некоторые, необходимые для конкретного момента исполнения фрагменты таблицы страниц. В силу свойства локальности число таких фрагментов относительно невелико. Выполнить разбиение таблицы страниц на части можно по-разному. Наиболее распространенный способ разбиения – организация так называемой многоуровневой таблицы страниц. Для примера рассмотрим двухуровневую таблицу с размером страниц 4 Кбайт, реализованную в 32-разрядной архитектуре Intel.

Таблица, состоящая из 220 строк, разбивается на 210 таблиц второго уровня по 210 строк. Эти таблицы второго уровня объединены в общую структуру при помощи одной таблицы первого уровня, состоящей из 210 строк. 32-разрядный адрес делится на 10-разрядное поле p1, 10-разрядное поле p2 и 12-разрядное смещение d. Поле p1 указывает на нужную строку в таблице первого уровня, поле p2 – второго, а поле d локализует нужный байт внутри указанного страничного кадра (см. рисунок 7.1).

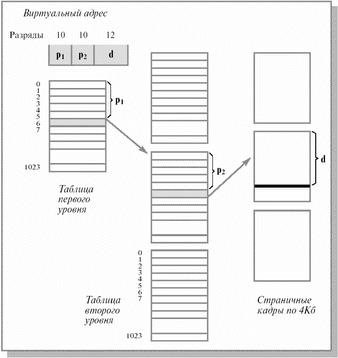


Рисунок 7.1 - Организация двухуровневой таблицы страниц.

При помощи всего лишь одной таблицы второго уровня можно охватить 4 Мбайт (4 Кбайт x 1024) оперативной памяти. Таким образом, для размещения процесса с большим объемом занимаемой памяти достаточно иметь в оперативной памяти одну таблицу первого уровня и несколько таблиц второго уровня. Очевидно, что суммарное количество строк в этих таблицах много меньше 220. Такой подход естественным образом обобщается на три и более уровней таблицы.

Наличие нескольких уровней, естественно, снижает производительность менеджера памяти. Несмотря на то, что размеры таблиц на каждом уровне подобраны так, чтобы таблица помещалась целиком внутри одной страницы, обращение к каждому уровню – это отдельное обращение к памяти. Таким образом, трансляция адреса может потребовать нескольких обращений к памяти.

Количество уровней в таблице страниц зависит от конкретных особенностей архитектуры. Можно привести примеры реализации одноуровневого (DEC PDP-11), двухуровневого (Intel, DEC VAX), трехуровневого (Sun SPARC, DEC Alpha) пейджинга, а также пейджинга с заданным количеством уровней (Motorola). Функционирование RISC-процессора MIPS R2000 осуществляется вообще без таблицы страниц. Здесь поиск нужной страницы, если эта страница отсутствует в ассоциативной памяти, должна взять на себя ОС (так называемый zero level paging).

**7.3 Ассоциативная память**

Поиск номера кадра, соответствующего нужной странице, в многоуровневой таблице страниц требует нескольких обращений к основной памяти, поэтому занимает много времени. В некоторых случаях такая задержка недопустима. Проблема ускорения поиска решается на уровне архитектуры компьютера.

В соответствии со свойством локальности большинство программ в течение некоторого промежутка времени обращаются к небольшому количеству страниц, поэтому активно используется только небольшая часть таблицы страниц.

Естественное решение проблемы ускорения – снабдить компьютер аппаратным устройством для отображения виртуальных страниц в физические без обращения к таблице страниц, то есть иметь небольшую, быструю кэш-память, хранящую необходимую на данный момент часть таблицы страниц. Это устройство называется ассоциативной памятью, иногда также употребляют термин буфер поиска трансляции (translation lookaside buffer – TLB).

Одна запись таблицы в ассоциативной памяти (один вход) содержит информацию об одной виртуальной странице: ее атрибуты и кадр, в котором она находится. Эти поля в точности соответствуют полям в таблице страниц.

Так как ассоциативная память содержит только некоторые из записей таблицы страниц, каждая запись в TLB должна включать поле с номером виртуальной страницы. Память называется ассоциативной, потому что в ней происходит одновременное сравнение номера отображаемой виртуальной страницы с соответствующим полем во всех строках этой небольшой таблицы. Поэтому данный вид памяти достаточно дорого стоит. В строке, поле виртуальной страницы которой совпало с искомым значением, находится номер страничного кадра. Обычное число записей в TLB от 8 до 4096. Рост количества записей в ассоциативной памяти должен осуществляться с учетом таких факторов, как размер кэша основной памяти и количества обращений к памяти при выполнении одной команды.

Рассмотрим функционирование менеджера памяти при наличии ассоциативной памяти.

Вначале информация об отображении виртуальной страницы в физическую отыскивается в ассоциативной памяти. Если нужная запись найдена – все нормально, за исключением случаев нарушения привилегий, когда запрос на обращение к памяти отклоняется.

Если нужная запись в ассоциативной памяти отсутствует, отображение осуществляется через таблицу страниц. Происходит замена одной из записей в ассоциативной памяти найденной записью из таблицы страниц. Здесь мы сталкиваемся с традиционной для любого кэша проблемой замещения (а именно какую из записей в кэше необходимо изменить). Конструкция ассоциативной памяти должна организовывать записи таким образом, чтобы можно было принять решение о том, какая из старых записей должна быть удалена при внесении новых.

Число удачных поисков номера страницы в ассоциативной памяти по отношению к общему числу поисков называется hit (совпадение) ratio (пропорция, отношение). Иногда также используется термин «процент попаданий в кэш». Таким образом, hit ratio – часть ссылок, которая может быть сделана с использованием ассоциативной памяти. Обращение к одним и тем же страницам повышает hit ratio. Чем больше hit ratio, тем меньше среднее время доступа к данным, находящимся в оперативной памяти.

Предположим, например, что для определения адреса в случае кэш-промаха через таблицу страниц необходимо 100 нс, а для определения адреса в случае кэш-попадания через ассоциативную память – 20 нс. С 90% hit ratio среднее время определения адреса – 0,9x20+0,1x100 = 28 нс.

Вполне приемлемая производительность современных ОС доказывает эффективность использования ассоциативной памяти. Высокое значение вероятности нахождения данных в ассоциативной памяти связано с наличием у данных объективных свойств: пространственной и временной локальности.

Необходимо обратить внимание на следующий факт. При переключении контекста процессов нужно добиться того, чтобы новый процесс «не видел» в ассоциативной памяти информацию, относящуюся к предыдущему процессу, например очищать ее. Таким образом, использование ассоциативной памяти увеличивает время переключения контекста.

Рассмотренная двухуровневая (ассоциативная память + таблица страниц) схема преобразования адреса является ярким примером иерархии памяти, основанной на использовании принципа локальности, о чем говорилось во введении к предыдущей лекции.

**Инвертированная таблица страниц**

Несмотря на многоуровневую организацию, хранение нескольких таблиц страниц большого размера по-прежнему представляют собой проблему. Ее значение особенно актуально для 64-разрядных архитектур, где число виртуальных страниц очень велико. Вариантом решения является применение инвертированной таблицы страниц (inverted page table). Этот подход применяется на машинах PowerPC, некоторых рабочих станциях Hewlett-Packard, IBM RT, IBM AS/400 и ряде других.

В этой таблице содержится по одной записи на каждый страничный кадр физической памяти. Существенно, что достаточно одной таблицы для всех процессов. Таким образом, для хранения функции отображения требуется фиксированная часть основной памяти, независимо от разрядности архитектуры, размера и количества процессов. Например, для компьютера c объемом ОЗУ - 1 Гбайт оперативной памяти нужна таблица размером 256 Кбайт строк.

Несмотря на экономию оперативной памяти, применение инвертированной таблицы имеет существенный минус – записи в ней (как и в ассоциативной памяти) не отсортированы по возрастанию номеров виртуальных страниц, что усложняет трансляцию адреса. Один из способов решения данной проблемы – использование хеш-таблицы виртуальных адресов. При этом часть виртуального адреса, представляющая собой номер страницы, отображается в хеш-таблицу с использованием функции хеширования. Каждой странице физической памяти здесь соответствует одна запись в хеш-таблице и инвертированной таблице страниц. Виртуальные адреса, имеющие одно значение хеш-функции, сцепляются друг с другом. Обычно длина цепочки не превышает двух записей.

**Размер страницы**

Разработчики ОС для существующих машин редко имеют возможность влиять на размер страницы. Однако для вновь создаваемых компьютеров решение относительно оптимального размера страницы является актуальным. Как и следовало ожидать, нет одного наилучшего размера. Скорее есть набор факторов, влияющих на размер. Обычно размер страницы – это степень двойки от 29 до 214 байт.

Чем больше размер страницы, тем меньше будет размер структур данных, обслуживающих преобразование адресов, но тем больше будут потери, связанные с тем, что память можно выделять только постранично.

Как следует выбирать размер страницы? Во-первых, нужно учитывать размер таблицы страниц, здесь желателен большой размер страницы (страниц меньше, соответственно и таблица страниц меньше). С другой стороны, память лучше утилизируется с маленьким размером страницы. В среднем половина последней страницы процесса пропадает. Необходимо также учитывать объем ввода-вывода для взаимодействия с внешней памятью и другие факторы. Проблема не имеет идеального решения. Историческая тенденция состоит в увеличении размера страницы.

Как правило, размер страниц задается аппаратно, например в DEC PDP-11 – 8 Кбайт, в DEC VAX – 512 байт, в других архитектурах, таких как Motorola 68030, размер страниц может быть задан программно. Учитывая все обстоятельства, в ряде архитектур возникают множественные размеры страниц, например от 4 Кбайт до 8 Кбайт. Тем не менее большинство коммерческих ОС ввиду сложности перехода на множественный размер страниц поддерживают только один размер страниц.