**31. Тупики. Взаимоблокировка. Условия возникновения тупиков.**

Определение. Множество процессов находится в тупиковой ситуации, если каждый процесс из множества ожидает события, которое может вызвать только другой процесс данного множества. Условия возникновения тупиков были сформулированы Коффманом, Элфиком и Шошани в 1970 г. Условие взаимоисключения (Mutual exclusion). Одновременно использовать ресурс может только один процесс. Условие ожидания ресурсов (Hold and wait). Процессы удерживают ресурсы, уже выделенные им, и могут запрашивать другие ресурсы. Условие неперераспределяемости (No preemtion). Ресурс, выделенный ранее, не может быть принудительно забран у процесса. Освобождены они могут быть только процессом, который их удерживает. Условие кругового ожидания (Circular wait). Существует кольцевая цепь процессов, в которой каждый процесс ждет доступа к ресурсу, удерживаемому другим процессом цепи. В случае когда требуемый ресурс удерживается другим ожидающим процессом, первый процесс не сможет сменить свое состояние. Такая ситуация называется тупиком (deadlock) . Говорят, что в мультипрограммной системе процесс находится в состоянии тупика, если он ожидает события, которое никогда не произойдет. Системная тупиковая ситуация, или "зависание системы", является следствием того, что один или более процессов находятся в состоянии тупика. Иногда подобные ситуации называют взаимоблокировками . В общем случае проблема тупиков эффективного решения не имеет.

**32. Способы борьбы с тупиками: игнорирование тупиков, способы предотвращения тупиков, обнаружение тупиков, восстановление после тупиков.**

Проблема тупиков инициировала много интересных исследований в области информатики. Очевидно, что условие циклического ожидания отличается от остальных. Первые три условия формируют правила, существующие в системе, тогда как четвертое условие описывает ситуацию, которая может сложиться при определенной неблагоприятной последовательности событий. Поэтому методы предотвращения взаимоблокировок ориентированы главным образом на нарушение первых трех условий путем введения ряда ограничений на поведение процессов и способы распределения ресурсов. Методы обнаружения и устранения менее консервативны и сводятся к поиску и разрыву цикла ожидания ресурсов. Итак, основные направления борьбы с тупиками: Игнорирование проблемы в целом Предотвращение тупиков Обнаружение тупиков Восстановление после тупиков 1.Простейший подход – не замечать проблему тупиков. Для того чтобы принять такое решение, необходимо оценить вероят. возникновения взаимоблокировки и сравнить ее с вероят.ю ущерба от других отказов аппаратного и программного обеспечения. Проектировщики обычно не желают жертвовать производительностью системы или удобством пользователей для внедрения сложных и дорогостоящих средств борьбы с тупиками. 2.Цель предотвращения тупиков – обеспечить условия, исключающие возможность возникновения тупиковых ситуаций. Большинство методов связано с предотвращением одного из условий возникновения взаимоблокировки. Система, предоставляя ресурс в распоряжение процесса, должна принять решение, безопасно это или нет. Возникает вопрос: есть ли такой алгоритм, который помогает всегда избегать тупиков и делать правильный выбор. Ответ – да, мы можем избегать тупиков, но только если определенная информация известна заранее. Можно избежать взаимоблокировки, если распределять ресурсы, придерживаясь определенных правил. Среди такого рода алгоритмов наиболее известен алгоритм банкира, предложенный Дейкстрой, который базируется на так называемых безопасных или надежных состояниях (safe state). Безопасное состояние – это такое состояние, для которого имеется по крайней мере одна последовательность событий, которая не приведет к взаимоблокировке . Модель алгоритма основана на действиях банкира, который, имея в наличии капитал, выдат кредиты. Суть алгоритма состоит в следующем. Предположим, что у системы в наличии n устройств, например лент. ОС принимает запрос от пользовательского процесса, если его максимальная потребность не превышает n.Пользователь гарантирует, что если ОС в состоянии удовлетворить его запрос, то все устройства будут возвращены системе в течение конечного времени.Текущее состояние системы называется надежным, если ОС может обеспечить всем процессам их выполнение в течение конечного времени.В соответствии с алгоритмом банкира выделение устройств возможно, только если состояние системы остается надежным. 3.Обнаружение взаимоблокировки сводится к фиксации тупиковой ситуации и выявлению вовлеченных в нее процессов. Для этого производится проверка наличия циклического ожидания в случаях, когда выполнены первые три условия возникновения тупика. Методы обнаружения активно используют графы распределения ресурсов. 4.Обнаружив тупик, можно вывести из него систему, нарушив одно из условий существования тупика. При этом, возможно, несколько процессов частично или полностью потеряют результаты проделанной работы. Сложность восстановления обусловлена рядом факторов. В большинстве систем нет достаточно эффективных средств, чтобы приостановить процесс, вывести его из системы и возобновить впоследствии с того места, где он был остановлен. Если даже такие средства есть, то их использование требует затрат и внимания оператора. Восстановление после тупика может потребовать значительных усилий. Самый простой и наиболее распространенный способ устранить тупик – завершить выполнение одного или более процессов, чтобы впоследствии использовать его ресурсы. Тогда в случае удачи остальные процессы смогут выполняться. Если это не помогает, можно ликвидировать еще несколько процессов. После каждой ликвидации должен запускаться алгоритм обнаружения тупика.

**44. Оптимальный алгоритм (OPT). Алгоритм LRU,NRU.**

Одним из последствий открытия аномалии Билэди стал поиск оптимального алгоритма, который при заданной строке обращений имел бы минимальную частоту page faults среди всех других алгоритмов. Такой алгоритм был найден. Он прост: замещай страницу, которая не будет использоваться в течение самого длительного периода времени. Каждая страница должна быть помечена числом инструкций, которые будут выполнены, прежде чем на эту страницу будет сделана первая ссылка. Выталкиваться должна страница, для которой это число наибольшее. Этот алгоритм легко описать, но реализовать невозможно. ОС не знает, к какой странице будет следующее обращение. (Ранее такие проблемы возникали при планировании процессов - алгоритм SJF). LRU - Ключевое отличие между FIFO и оптимальным алгоритмом заключается в том, что один смотрит назад, а другой вперед. Если использовать прошлое для аппроксимации будущего, имеет смысл замещать страницу, которая не использовалась в течение самого долгого времени. Такой подход называется least recently used алгоритм ( LRU ). В компьютере Macintosh использован алгоритм NRU (Not Recently-Used), где страница-"жертва" выбирается на основе анализа битов модификации и ссылки. Интересные стратегии, основанные на буферизации страниц, реализованы в VAX/VMS и Mach.

**33. Управления памятью. Физическая организация памяти. Логическая память.**

Главная задача компьютерной системы – выполнять программы. Программы вместе с данными, к которым они имеют доступ, в процессе выполнения должны (по крайней мере частично) находиться в оперативной памяти. Операционной системе приходится решать задачу распределения памяти между пользовательскими процессами и компонентами ОС. Эта деятельность называется управлением памятью. Таким образом, память (storage, memory) является важнейшим ресурсом, требующим тщательного управления. В недавнем прошлом память была самым дорогим ресурсом. Часть ОС, которая отвечает за управление памятью, называется менеджером памяти. Физическая организация памяти компьютера Запоминающие устройства компьютера разделяют, как минимум, на два уровня: основную (главную, оперативную, физическую ) и вторичную (внешнюю) память. Основная память представляет собой упорядоченный массив однобайтовых ячеек, каждая из которых имеет свой уникальный адрес (номер). Процессор извлекает команду из основной памяти, декодирует и выполняет ее. Для выполнения команды могут потребоваться обращения еще к нескольким ячейкам основной памяти. Обычно основная память изготавливается с применением полупроводниковых технологий и теряет свое содержимое при отключении питания. Вторичную память (это главным образом диски) также можно рассматривать как одномерное линейное адресное пространство, состоящее из последовательности байтов. В отличие от оперативной памяти, она является энергонезависимой, имеет существенно большую емкость и используется в качестве расширения основной памяти. Логическая память Аппаратная организация памяти в виде линейного набора ячеек не соответствует представлениям программиста о том, как организовано хранение программ и данных. Большинство программ представляет собой набор модулей, созданных независимо друг от друга. Иногда все модули, входящие в состав процесса, располагаются в памяти один за другим, образуя линейное пространство адресов. Однако чаще модули помещаются в разные области памяти и используются по-разному. Схема управления памятью, поддерживающая этот взгляд пользователя на то, как хранятся программы и данные, называется сегментацией. Сегмент – область памяти определенного назначения, внутри которой поддерживается линейная адресация. Сегменты содержат процедуры, массивы, стек или скалярные величины, но обычно не содержат информацию смешанного типа.

**34. Связывание адресов. Функция системы управления памятью.**

Логические и физические адресные пространства ни по организации, ни по размеру не соответствуют друг другу. Максимальный размер логического адресного пространства обычно определяется разрядностью процессора (например, 2^32) и в современных системах значительно превышает размер физического адресного пространства. Следовательно, процессор и ОС должны быть способны отобразить ссылки в коде программы в реальные физические адреса, соответствующие текущему расположению программы в основной памяти. Такое отображение адресов называют трансляцией (привязкой) адреса или связыванием адресов. Связывание логического адреса, порожденного оператором программы, с физическим должно быть осуществлено до начала выполнения оператора или в момент его выполнения. Таким образом, привязка инструкций и данных к памяти в принципе может быть сделана на следующих шагах [Silberschatz, 2002]. Этап компиляции (Compile time). Когда на стадии компиляции известно точное место размещения процесса в памяти, тогда непосредственно генерируются физические адреса. При изменении стартового адреса программы необходимо перекомпилировать ее код. В качестве примера можно привести .com программы MS-DOS, которые связывают ее с физическими адресами на стадии компиляции. Этап загрузки (Load time). Если информация о размещении программы на стадии компиляции отсутствует, компилятор генерирует перемещаемый код. В этом случае окончательное связывание откладывается до момента загрузки. Если стартовый адрес меняется, нужно всего лишь перезагрузить код с учетом измененной величины. Этап выполнения (Execution time). Если процесс может быть перемещен во время выполнения из одной области памяти в другую, связывание откладывается до стадии выполнения. Здесь желательно наличие специализированного оборудования, например регистров перемещения. Их значение прибавляется к каждому адресу, сгенерированному процессом. Большинство современных ОС осуществляет трансляцию адресов на этапе выполнения, используя для этого специальный аппаратный механизм (см. лекцию 9). Чтобы обеспечить эффективный контроль использования памяти, ОС должна выполнять следующие функции: отображение адресного пространства процесса на конкретные области физической памяти; распределение памяти между конкурирующими процессами; контроль доступа к адресным пространствам процессов; выгрузка процессов (целиком или частично) во внешнюю память, когда в оперативной памяти недостаточно места; учет свободной и занятой памяти.

**37. Страничная организация памяти.**

Страничная память Описанные выше схемы недостаточно эффективно используют память, поэтому в современных схемах управления памятью не принято размещать процесс в оперативной памяти одним непрерывным блоком. В самом простом и наиболее распространенном случае страничной организации памяти (или paging) как логическое адресное пространство, так и физическое представляются состоящими из наборов блоков или страниц одинакового размера. При этом образуются логические страницы (page), а соответствующие единицы в физической памяти называют физическими страницами или страничными кадрами (page frames). Страницы (и страничные кадры) имеют фиксированную длину, обычно являющуюся степенью числа 2, и не могут перекрываться. Каждый кадр содержит одну страницу данных. При такой организации внешняя фрагментация отсутствует, а потери из-за внутренней фрагментации, поскольку процесс занимает целое число страниц, ограничены частью последней страницы процесса. Логический адрес в страничной системе – упорядоченная пара (p,d), где p – номер страницы в виртуальной памяти, а d – смещение в рамках страницы p, на которой размещается адресуемый элемент. Заметим, что разбиение адресного пространства на страницы осуществляется вычислительной системой незаметно для программиста. Поэтому адрес является двумерным лишь с точки зрения операционной системы, а с точки зрения программиста адресное пространство процесса остается линейным. Описываемая схема позволяет загрузить процесс, даже если нет непрерывной области кадров, достаточной для размещения процесса целиком. Но одного базового регистра для осуществления трансляции адреса в данной схеме недостаточно. Система отображения логических адресов в физические сводится к системе отображения логических страниц в физические и представляет собой таблицу страниц, которая хранится в оперативной памяти. Иногда говорят, что таблица страниц – это кусочно-линейная функция отображения, заданная в табличном виде.

**35. Схемы управления памятью. Схема с фиксированным разделом. Один процесс в памяти. Оверлейная структура.**

Первые ОС применяли очень простые методы управления памятью. Вначале каждый процесс пользователя должен был полностью поместиться в основной памяти, занимать непрерывную область памяти, а система принимала к обслуживанию дополнительные пользовательские процессы до тех пор, пока все они одновременно помещались в основной памяти. Затем появился "простой свопинг" (система по-прежнему размещает каждый процесс в основной памяти целиком, но иногда на основании некот. критерия целиком сбрасывает образ некот. процесса из основной памяти во внешнюю и заменяет его в основной памяти образом другого процесса). Такого рода схемы имеют не только историческую ценность. В настоящее время они применяются в учебных и научно-исследовательских модельных ОС, а также в ОС для встроенных (embedded) компьютеров. Схема с фиксированными разделами Самым простым способом управления оперативной памятью является ее предварительное (обычно на этапе генерации или в момент загрузки системы) разбиение на несколько разделов фиксированной величины. Поступающие процессы помещаются в тот или иной раздел. При этом происходит условное разбиение физического адресного пространства. Связывание логических и физических адресов процесса происходит на этапе его загрузки в конкретный раздел, иногда – на этапе компиляции. Один процесс в памяти Частный случай схемы с фиксированными разделами – работа менеджера памяти однозадачной ОС. В памяти размещается один пользовательский процесс. Остается определить, где располагается пользовательская программа по отношению к ОС – в верхней части памяти, в нижней или в средней. Причем часть ОС может быть в ROM (например, BIOS, драйверы устройств). Главный фактор, влияющий на это решение, – расположение вектора прерываний, который обычно локализован в нижней части памяти, поэтому ОС также размещают в нижней. Примером такой организации может служить ОС MS-DOS. Оверлейная структура Так как размер логического адресного пространства процесса может быть больше, чем размер выделенного ему раздела (или больше, чем размер самого большого раздела), иногда используется техника, называемая оверлей (overlay) или организация структуры с перекрытием. Основная идея – держать в памяти только те инструкции программы, которые нужны в данный момент. Потребность в таком способе загрузки появляется, если логическое адресное пространство системы мало, например 1 Мбайт (MS-DOS) или даже всего 64 Кбайта (PDP-11), а программа относительно велика. На современных 32-разрядных системах, где виртуальное адресное пространство измеряется гигабайтами, проблемы с нехваткой памяти решаются другими способами (см. раздел "Виртуальная память").

**36. Динамическое распределение. Свопинг. Схема с переменными разделами.**

Динамическое распределение. Свопинг Имея дело с пакетными системами, можно обходиться фиксированными разделами и не использовать ничего более сложного. В системах с разделением времени возможна ситуация, когда память не в состоянии содержать все пользовательские процессы. Приходится прибегать к свопингу (swapping) – перемещению процессов из главной памяти на диск и обратно целиком. Частичная выгрузка процессов на диск осуществляется в системах со страничной организацией (paging) и будет рассмотрена ниже. Выгруженный процесс может быть возвращен в то же самое адресное пространство или в другое. Это ограничение диктуется методом связывания. Для схемы связывания на этапе выполнения можно загрузить процесс в другое место памяти. Свопинг не имеет непосредственного отношения к управлению памятью, скорее он связан с подсистемой планирования процессов. Очевидно, что свопинг увеличивает время переключения контекста. Время выгрузки может быть сокращено за счет организации специально отведенного пространства на диске (раздел для свопинга). Обмен с диском при этом осуществляется блоками большего размера, то есть быстрее, чем через стандартную файловую систему. Во многих версиях Unix свопинг начинает работать только тогда, когда возникает необходимость в снижении загрузки системы. Схема с переменными разделами В принципе, система свопинга может базироваться на фиксированных разделах. Более эффективной, однако, представляется схема динамического распределения или схема с переменными разделами, которая может использоваться и в тех случаях, когда все процессы целиком помещаются в памяти, то есть в отсутствие свопинга. В этом случае вначале вся память свободна и не разделена заранее на разделы. Вновь поступающей задаче выделяется строго необходимое количество памяти, не более. После выгрузки процесса память временно освобождается. По истечении некот. времени память представляет собой переменное число разделов разного размера (рис. 8.6). Смежные свободные участки могут быть объединены. В какой раздел помещать процесс? Наиболее распространены три стратегии. Стратегия первого подходящего (First fit). Процесс помещается в первый подходящий по размеру раздел. Стратегия наиболее подходящего (Best fit). Процесс помещается в тот раздел, где после его загрузки останется меньше всего свободного места. Стратегия наименее подходящего (Worst fit). При помещении в самый большой раздел в нем остается достаточно места для возможного размещения еще одного процесса.

**41. 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, некот. 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. 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.

**38. Сегментная и сегментно-страничная организация памяти.**

Сегментная и сегментно-страничная организация памяти Существуют две другие схемы организации управления памятью: сегментная и сегментно-страничная. Сегменты, в отличие от страниц, могут иметь переменный размер. Идея сегментации изложена во введении. При сегментной организации виртуальный адрес является двумерным как для программиста, так и для операционной системы, и состоит из двух полей – номера сегмента и смещения внутри сегмента. Подчеркнем, что в отличие от страничной организации, где линейный адрес преобразован в двумерный операционной системой для удобства отображения, здесь двумерность адреса является следствием представления пользователя о процессе не в виде линейного массива байтов, а как набор сегментов переменного размера (данные, код, стек...). Программисты, пишущие на языках низкого уровня, должны иметь представление о сегментной организации, явным образом меняя значения сегментных регистров (это хорошо видно по текстам программ, написанных на Ассемблере). Логическое адресное пространство – набор сегментов. Каждый сегмент имеет имя, размер и другие параметры (уровень привилегий, разрешенные виды обращений, флаги присутствия). В отличие от страничной схемы, где пользователь задает только один адрес, который разбивается на номер страницы и смещение прозрачным для программиста образом, в сегментной схеме пользователь специфицирует каждый адрес двумя величинами: именем сегмента и смещением. Каждый сегмент – линейная последовательность адресов, начинающаяся с 0. Максимальный размер сегмента определяется разрядностью процессора (при 32-разрядной адресации это 232 байт или 4 Гбайт). Размер сегмента может меняться динамически (например, сегмент стека). В элементе таблицы сегментов помимо физического адреса начала сегмента обычно содержится и длина сегмента. Если размер смещения в виртуальном адресе выходит за пределы размера сегмента, возникает исключительная ситуация. Логический адрес – упорядоченная пара v=(s,d), номер сегмента и смещение внутри сегмента. В системах, где сегменты поддерживаются аппаратно, эти параметры обычно хранятся в таблице дескрипторов сегментов, а программа обращается к этим дескрипторам по номерам-селекторам. При этом в контекст каждого процесса входит набор сегментных регистров, содержащих селекторы текущих сегментов кода, стека, данных и т. д. и определяющих, какие сегменты будут использоваться при разных видах обращений к памяти. Это позволяет процессору уже на аппаратном уровне определять допустимость обращений к памяти, упрощая реализацию защиты информации от повреждения и несанкционированного доступа.

**39. Виртуальная память. Страничная виртуальная память, сегментно-страничная виртуальная память.**

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). 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 . 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. 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 популярных ОС Linux и Windows 2000 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.

**42. Исключительные ситуации при работе с памятью.**

Отображение виртуального адреса в физический осуществляется при помощи таблицы страниц. Для каждой виртуальной страницы запись в таблице содержит номер соответствующего страничного кадра в ОЗУ, а также атриб. стр. для контроля обращ. к памяти. Что же происходит, когда нужной стр. в памяти нет? Естественно, что ОС должна быть как-то оповещена. Для этого используется механизм исключительных ситуаций. При попытке выполнить подобное обращение к виртуальной странице возникает исключительная ситуация page fault, приводящ. к вызову специальной последовательности команд для обработки конкретного вида страничного нарушения. Страничное нарушение может происходить в самых разных случаях: при отсутствии страницы в оперативной памяти, при попытке записи в страницу с атрибутом "только чтение" или при попытке чтения или записи страницы с атрибутом "только выполнение". В любом из этих случаев вызывается обработчик страничного нарушения, являющийся частью операционной системы. Ему обычно передается причина возникновения исключительной ситуации и виртуальный адрес, обращение к которому вызвало нарушение.

**40. Структура таблицы страниц. Ассоциативная память.**

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. Самыми распространенными на сегодня являются 32-разрядные процессоры, позволяющие создавать виртуальные адресные пространства размером 4 Гбайт (для 64-разрядных компьютеров эта величина равна 264 байт). Кроме того, существует проблема скорости отображения, которая решается за счет использования так называемой ассоциативной памяти (см. следующий раздел). Ассоциативная память Поиск номера кадра, соответствующего нужной странице, в многоуровневой таблице страниц требует нескольких обращений к основной памяти, поэтому занимает много времени. В некот. случаях такая задержка недопустима. Проблема ускорения поиска решается на уровне архитектуры компьютера. В соответствии со свойством локальности большинство программ в течение некот. 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.

**43. Алгоритмы замещения страниц. Алгоритм FIFO.**

Наиболее ответственным действием менеджера памяти является выделение кадра оперативной памяти для размещения в ней виртуальной страницы, находящейся во внешней памяти. Напомним, что мы рассматриваем ситуацию, когда размер виртуальной памяти для каждого процесса может существенно превосходить размер основной памяти. Это означает, что при выделении страницы основной памяти с большой вероят.ю не удастся найти свободный страничный кадр. В этом случае ОС в соответствии с заложенными в нее критериями должна: найти некот. занятую страницу основной памяти;переместить в случае надобности ее содержимое во внешнюю память;переписать в этот страничный кадр содержимое нужной виртуальной страницы из внешней памяти; должным образом модифицировать необходимый элемент соответствующей таблицы страниц; продолж. выполнение процесса, которому эта вирт. стр. понадобилась. Заметим, что при замещении приходится дважды передавать страницу между основной и вторичной памятью. Процесс замещения может быть оптимизирован за счет использования бита модификации (один из атрибутов страницы в таблице страниц). Бит модификации устанавливается компьютером, если хотя бы один байт был записан на страницу. При выборе кандидата на замещение проверяется бит модификации. Если бит не установлен, нет необходимости переписывать данную страницу на диск, ее копия на диске уже имеется. Подобный метод также применяется к read-only-страницам, они никогда не модифицируются. Эта схема уменьшает время обработки page fault. Алгоритм FIFO. Выталкивание первой пришедшей страницы Простейший алгоритм. Каждой странице присваивается временная метка. Реализуется это просто созданием очереди страниц, в конец которой страницы попадают, когда загружаются в физическую память, а из начала берутся, когда требуется освободить память. Для замещения выбирается старейшая страница. К сожалению, эта стратегия с достаточной вероят.ю будет приводить к замещению активно используемых страниц, например страниц кода текстового процессора при редактировании файла. Заметим, что при замещении активных страниц все работает корректно, но page fault происходит немедленно.

**45. Алгоритм NFU. Алгоритм «часы». Алгоритм Second-Chance.**

NFU - Программная реализация алгоритма, близкого к LRU, - алгоритм NFU(Not Frequently Used). Для него требуются программные счетчики, по одному на каждую страницу, которые сначала равны нулю. При каждом прерывании по времени (а не после каждой инструкции) ОС сканирует все страницы в памяти и у каждой страницы с установленным флагом обращения увеличивает на единицу значение счетчика, а флаг обращения сбрасывает. Таким образом, кандидатом на освобождение оказывается страница с наименьшим значением счетчика, как страница, к которой реже всего обращались. Главный недостаток алгоритма NFU состоит в том, что он ничего не забывает. Например, страница, к которой очень часто обращались в течение некот. времени, а потом обращаться перестали, все равно не будет удалена из памяти, потому что ее счетчик содержит большую величину. Например, в многопроходных компиляторах страницы, которые активно использовались во время первого прохода, могут надолго сохранить большие значения счетчика, мешая загрузке полезных в дальнейшем страниц. Aлгоритм Second-Chance - модификация алгоритма FIFO, которая позволяет избежать потери часто используемых страниц с помощью анализа флага обращений (бита ссылки) для самой старой страницы. Если флаг установлен, то страница, в отличие от алгоритма FIFO, не выталкивается, а ее флаг сбрасывается, и страница переносится в конец очереди. Если первоначально флаги обращений были установлены для всех страниц (на все страницы ссылались), алгоритм Second-Chance превращается в алгоритм FIFO. Данный алгоритм использовался в Multics и BSD Unix.

**46. Управление количеством страниц. Трешинг. Модель рабочего множества.**

Трешинг (Thrashing) Хотя теоретически возможно уменьшить число кадров процесса до минимума, существует какое-то число активно используемых страниц, без которого процесс часто генерирует page faults. Высокая частота страничных нарушений называется трешинг (thrashing, иногда употребляется русский термин "пробуксовка", см. рис. 10.3). Процесс находится в состоянии трешинга, если при его работе больше времени уходит на подкачку страниц, нежели на выполнение команд. Такого рода критическая ситуация возникает вне зависимости от конкретных алгоритмов замещения. Модель рабочего множества Рассмотрим поведение реальных процессов. Процессы начинают работать, не имея в памяти необходимых страниц. В результате при выполнении первой же машинной инструкции возникает page fault, требующий подкачки порции кода. Следующий page fault происходит при локализации глобальных переменных и еще один - при выделении памяти для стека. После того как процесс собрал большую часть необходимых ему страниц, page faults возникают редко. Таким образом, существует набор страниц (P1, P2, ... Pn), активно использующихся вместе, который позволяет процессу в момент времени t в течение некот. периода T производительно работать, избегая большого количества page faults. Этот набор страниц называется рабочим множеством W(t,T) ( working set ) процесса. Число страниц в рабочем множестве определяется параметром Т, является неубывающей функцией T и относительно невелико. Иногда T называют размером окна рабочего множества, через которое ведется наблюдение за процессом (см. рис. 10.4).