**Введение**

**Определение операционной системы**

Операционная система в наибольшей степени определяет облик всей вычислительной системы в целом. Несмотря на это, пользователи, активно использующие вычислительную технику, зачастую испытывают затруднения при попытке дать определение операционной системе. Частично это связано с тем, что ОС выполняет две по существу мало связанные функции: обеспечение пользователю-программисту удобств посредством предоставления для него расширенной машины и повышение эффективности использования компьютера путем рационального управления его ресурсами.

**ОС как расширенная машина**

Использование большинства компьютеров на уровне машинного языка затруднительно, особенно это касается ввода-вывода. Например, для организации чтения блока данных с гибкого диска программист может использовать 16 различных команд, каждая из которых требует 13 параметров, таких как номер блока на диске, номер сектора на дорожке и т. п. Когда выполнение операции с диском завершается, контроллер возвращает 23 значения, отражающих наличие и типы ошибок, которые, очевидно, надо анализировать. Даже если не входить в курс реальных проблем программирования ввода-вывода, ясно, что среди программистов нашлось бы не много желающих непосредственно заниматься программированием этих операций. При работе с диском программисту-пользователю достаточно представлять его в виде некоторого набора файлов, каждый из которых имеет имя. Работа с файлом заключается в его открытии, выполнении чтения или записи, а затем в закрытии файла. Вопросы подобные таким, как следует ли при записи использовать усовершенствованную частотную модуляцию или в каком состоянии сейчас находится двигатель механизма перемещения считывающих головок, не должны волновать пользователя. Программа, которая скрывает от программиста все реалии аппаратуры и предоставляет возможность простого, удобного просмотра указанных файлов, чтения или записи - это, конечно, операционная система. Точно также, как ОС ограждает программистов от аппаратуры дискового накопителя и предоставляет ему простой файловый интерфейс, операционная система берет на себя все малоприятные дела, связанные с обработкой прерываний, управлением таймерами и оперативной памятью, а также другие низкоуровневые проблемы. В каждом случае та абстрактная, воображаемая машина, с которой, благодаря операционной системе, теперь может иметь дело пользователь, гораздо проще и удобнее в обращении, чем реальная аппаратура, лежащая в основе этой абстрактной машины.

С этой точки зрения функцией ОС является предоставление пользователю некоторой расширенной или виртуальной машины, которую легче программировать и с которой легче работать, чем непосредственно с аппаратурой, составляющей реальную машину.

**ОС как система управления ресурсами**

Идея о том, что ОС прежде всего система, обеспечивающая удобный интерфейс пользователям, соответствует рассмотрению сверху вниз. Другой взгляд, снизу вверх, дает представление об ОС как о некотором механизме, управляющем всеми частями сложной системы. Современные вычислительные системы состоят из процессоров, памяти, таймеров, дисков, накопителей на магнитных лентах, сетевых коммуникационной аппаратуры, принтеров и других устройств. В соответствии со вторым подходом функцией ОС является распределение процессоров, памяти, устройств и данных между процессами, конкурирующими за эти ресурсы. ОС должна управлять всеми ресурсами вычислительной машины таким образом, чтобы обеспечить максимальную эффективность ее функционирования. Критерием эффективности может быть, например, пропускная способность или реактивность системы. Управление ресурсами включает решение двух общих, не зависящих от типа ресурса задач:

* планирование ресурса - то есть определение, кому, когда, а для делимых ресурсов и в каком количестве, необходимо выделить данный ресурс;
* отслеживание состояния ресурса - то есть поддержание оперативной информации о том, занят или не занят ресурс, а для делимых ресурсов - какое количество ресурса уже распределено, а какое свободно.

Для решения этих общих задач управления ресурсами разные ОС используют различные алгоритмы, что в конечном счете и определяет их облик в целом, включая характеристики производительности, область применения и даже пользовательский интерфейс. Так, например, алгоритм управления процессором в значительной степени определяет, является ли ОС системой разделения времени, системой пакетной обработки или системой реального времени.

### Эволюция ОС

#### Первый период (1945 -1955)

Известно, что компьютер был изобретен английским математиком Чарльзом Бэбиджем в конце восемнадцатого века. Его "аналитическая машина" так и не смогла но-настоящему заработать, потому что технологии того времени не удовлетворяли требованиям по изготовлению деталей точной механики, которые были необходимы для вычислительной техники. Известно также, что этот компьютер не имел операционной системы.

Некоторый прогресс в создании цифровых вычислительных машин произошел после второй мировой войны. В середине 40-х были созданы первые ламповые вычислительные устройства. В то время одна и та же группа людей участвовала и в проектировании, и в эксплуатации, и в программировании вычислительной машины. Это была скорее научно-исследовательская работа в области вычислительной техники, а не использование компьютеров в качестве инструмента решения каких-либо практических задач из других прикладных областей. Программирование осуществлялось исключительно на машинном языке. Об операционных системах не было и речи, все задачи организации вычислительного процесса решались вручную каждым программистом с пульта управления. Не было никакого другого системного программного обеспечения, кроме библиотек математических и служебных подпрограмм.

#### Второй период (1955 - 1965)

С середины 50-х годов начался новый период в развитии вычислительной техники, связанный с появлением новой технической базы - полупроводниковых элементов. Компьютеры второго поколения стали более надежными, теперь они смогли непрерывно работать настолько долго, чтобы на них можно было возложить выполнение действительно практически важных задач. Именно в этот период произошло разделение персонала на программистов и операторов, эксплуатационщиков и разработчиков вычислительных машин.

В эти годы появились первые алгоритмические языки, а следовательно и первые системные программы - компиляторы. Стоимость процессорного времени возросла, что потребовало уменьшения непроизводительных затрат времени между запусками программ. Появились первые системы пакетной обработки, которые просто автоматизировали запуск одной программ за другой и тем самым увеличивали коэффициент загрузки процессора. Системы пакетной обработки явились прообразом современных операционных систем, они стали первыми системными программами, предназначенными для управления вычислительным процессом. В ходе реализации систем пакетной обработки был разработан формализованный язык управления заданиями, с помощью которого программист сообщал системе и оператору, какую работу он хочет выполнить на вычислительной машине. Совокупность нескольких заданий, как правило в виде колоды перфокарт, получила название пакета заданий.

#### Третий период (1965 - 1980)

Следующий важный период развития вычислительных машин относится к 1965-1980 годам. В это время в технической базе произошел переход от отдельных полупроводниковых элементов типа транзисторов к интегральным микросхемам, что дало гораздо большие возможности новому, третьему поколению компьютеров.

Для этого периода характерно также создание семейств программно-совместимых машин. Первым семейством программно-совместимых машин, построенных на интегральных микросхемах, явилась серия машин IBM/360. Построенное в начале 60-х годов это семейство значительно превосходило машины второго поколения по критерию цена/произ-водительность. Вскоре идея программно-совместимых машин стала общепризнанной.

Программная совместимость требовала и совместимости операционных систем. Такие операционные системы должны были бы работать и на больших, и на малых вычислительных системах, с большим и с малым количеством разнообразной периферии, в коммерческой области и в области научных исследований. Операционные системы, построенные с намерением удовлетворить всем этим противоречивым требованиям, оказались чрезвычайно сложными "монстрами". Они состояли из многих миллионов ассемблерных строк, написанных тысячами программистов, и содержали тысячи ошибок, вызывающих нескончаемый поток исправлений. В каждой новой версии операционной системы исправлялись одни ошибки и вносились другие.

Однако, несмотря на необозримые размеры и множество проблем, OS/360 и другие ей подобные операционные системы машин третьего поколения действительно удовлетворяли большинству требований потребителей. Важнейшим достижением ОС данного поколения явилась реализация мультипрограммирования. *Мультипрограммирование* - это способ организации вычислительного процесса, при котором на одном процессоре попеременно выполняются несколько программ. Пока одна программа выполняет операцию ввода-вывода, процессор не простаивает, как это происходило при последовательном выполнении программ (однопрограммный режим), а выполняет другую программу (многопрограммный режим). При этом каждая программа загружается в свой участок оперативной памяти, называемый разделом.

Другое нововведение - спулинг (spooling). *Спулинг* в то время определялся как способ организации вычислительного процесса, в соответствии с которым задания считывались с перфокарт на диск в том темпе, в котором они появлялись в помещении вычислительного центра, а затем, когда очередное задание завершалось, новое задание с диска загружалось в освободившийся раздел.

Наряду с мультипрограммной реализацией систем пакетной обработки появился новый тип ОС - системы разделения времени. Вариант мультипрограммирования, применяемый в системах разделения времени, нацелен на создание для каждого отдельного пользователя иллюзии единоличного использования вычислительной машины.

#### Четвертый период (1980 - настоящее время)

Следующий период в эволюции операционных систем связан с появлением больших интегральных схем (БИС). В эти годы произошло резкое возрастание степени интеграции и удешевление микросхем. Компьютер стал доступен отдельному человеку, и наступила эра персональных компьютеров. С точки зрения архитектуры персональные компьютеры ничем не отличались от класса миникомпьютеров типа PDP-11, но вот цена у них существенно отличалась. Если миникомпьютер дал возможность иметь собственную вычислительную машину отделу предприятия или университету, то персональный компьютер сделал это возможным для отдельного человека.

Компьютеры стали широко использоваться неспециалистами, что потребовало разработки "дружественного" программного обеспечения, это положило конец кастовости программистов.

На рынке операционных систем доминировали две системы: MS-DOS и UNIX. Однопрограммная однопользовательская ОС MS-DOS широко использовалась для компьютеров, построенных на базе микропроцессоров Intel 8088, а затем 80286, 80386 и 80486. Мультипрограммная многопользовательская ОС UNIX доминировала в среде "не-интеловских" компьютеров, особенно построенных на базе высокопроизводительных RISC-процессоров.

В середине 80-х стали бурно развиваться сети персональных компьютеров, работающие под управлением сетевых или распределенных ОС.

В сетевых ОС пользователи должны быть осведомлены о наличии других компьютеров и должны делать логический вход в другой компьютер, чтобы воспользоваться его ресурсами, преимущественно файлами. Каждая машина в сети выполняет свою собственную локальную операционную систему, отличающуюся от ОС автономного компьютера наличием дополнительных средств, позволяющих компьютеру работать в сети. Сетевая ОС не имеет фундаментальных отличий от ОС однопроцессорного компьютера. Она обязательно содержит программную поддержку для сетевых интерфейсных устройств (драйвер сетевого адаптера), а также средства для удаленного входа в другие компьютеры сети и средства доступа к удаленным файлам, однако эти дополнения существенно не меняют структуру самой операционной системы.

### Классификация ОС

Операционные системы могут различаться особенностями реализации внутренних алгоритмов управления основными ресурсами компьютера (процессорами, памятью, устройствами), особенностями использованных методов проектирования, типами аппаратных платформ, областями использования и многими другими свойствами.

Ниже приведена классификация ОС по нескольким наиболее основным признакам.

#### Особенности алгоритмов управления ресурсами

От эффективности алгоритмов управления локальными ресурсами компьютера во многом зависит эффективность всей сетевой ОС в целом. Поэтому, характеризуя сетевую ОС, часто приводят важнейшие особенности реализации функций ОС по управлению процессорами, памятью, внешними устройствами автономного компьютера. Так, например, в зависимости от особенностей использованного алгоритма управления процессором, операционные системы делят на многозадачные и однозадачные, многопользовательские и однопользовательские, на системы, поддерживающие многонитевую обработку и не поддерживающие ее, на многопроцессорные и однопроцессорные системы.

**Поддержка многозадачности.** По числу одновременно выполняемых задач операционные системы могут быть разделены на два класса:

* однозадачные (например, MS-DOS, MSX) и
* многозадачные (OC EC, OS/2, UNIX, Windows 95).

Однозадачные ОС в основном выполняют функцию предоставления пользователю виртуальной машины, делая более простым и удобным процесс взаимодействия пользователя с компьютером. Однозадачные ОС включают средства управления периферийными устройствами, средства управления файлами, средства общения с пользователем.

Многозадачные ОС, кроме вышеперечисленных функций, управляют разделением совместно используемых ресурсов, таких как процессор, оперативная память, файлы и внешние устройства.

**Поддержка многопользовательского режима.**По числу одновременно работающих пользователей ОС делятся на:

* однопользовательские (MS-DOS, Windows 3.x, ранние версии OS/2);
* многопользовательские (UNIX, Windows NT).

Главным отличием многопользовательских систем от однопользовательских является наличие средств защиты информации каждого пользователя от несанкционированного доступа других пользователей. Следует заметить, что не всякая многозадачная система является многопользовательской, и не всякая однопользовательская ОС является однозадачной.

**Вытесняющая и невытесняющая многозадачность.** Важнейшим разделяемым ресурсом является процессорное время. Способ распределения процессорного времени между несколькими одновременно существующими в системе процессами (или нитями) во многом определяет специфику ОС. Среди множества существующих вариантов реализации многозадачности можно выделить две группы алгоритмов:

* невытесняющая многозадачность (NetWare, Windows 3.x);
* вытесняющая многозадачность (Windows NT, OS/2, UNIX).

Основным различием между вытесняющим и невытесняющим вариантами многозадачности является степень централизации механизма планирования процессов. В первом случае механизм планирования процессов целиком сосредоточен в операционной системе, а во втором - распределен между системой и прикладными программами. При невытесняющей многозадачности активный процесс выполняется до тех пор, пока он сам, по собственной инициативе, не отдаст управление операционной системе для того, чтобы та выбрала из очереди другой готовый к выполнению процесс. При вытесняющей многозадачности решение о переключении процессора с одного процесса на другой принимается операционной системой, а не самим активным процессом.

**Поддержка многонитевости.**Важным свойством операционных систем является возможность распараллеливания вычислений в рамках одной задачи. Многонитевая ОС разделяет процессорное время не между задачами, а между их отдельными ветвями (нитями).

**Многопроцессорная обработка.**Другим важным свойством ОС является отсутствие или наличие в ней средств поддержки многопроцессорной обработки - *мультипроцессирование*. Мультипроцессирование приводит к усложнению всех алгоритмов управления ресурсами.

В наши дни становится общепринятым введение в ОС функций поддержки многопроцессорной обработки данных. Такие функции имеются в операционных системах Solaris 2.x фирмы Sun, Open Server 3.x компании Santa Crus Operations, OS/2 фирмы IBM, Windows NT фирмы Microsoft и NetWare 4.1 фирмы Novell.

Многопроцессорные ОС могут классифицироваться по способу организации вычислительного процесса в системе с многопроцессорной архитектурой: асимметричные ОС и симметричные ОС. Асимметричная ОС целиком выполняется только на одном из процессоров системы, распределяя прикладные задачи по остальным процессорам. Симметричная ОС полностью децентрализована и использует весь пул процессоров, разделяя их между системными и прикладными задачами.

Выше были рассмотрены характеристики ОС, связанные с управлением только одним типом ресурсов - процессором. Важное влияние на облик операционной системы в целом, на возможности ее использования в той или иной области оказывают особенности и других подсистем управления локальными ресурсами - подсистем управления памятью, файлами, устройствами ввода-вывода.

Специфика ОС проявляется и в том, каким образом она реализует сетевые функции: распознавание и перенаправление в сеть запросов к удаленным ресурсам, передача сообщений по сети, выполнение удаленных запросов. При реализации сетевых функций возникает комплекс задач, связанных с распределенным характером хранения и обработки данных в сети: ведение справочной информации о всех доступных в сети ресурсах и серверах, адресация взаимодействующих процессов, обеспечение прозрачности доступа, тиражирование данных, согласование копий, поддержка безопасности данных.

#### Особенности аппаратных платформ

На свойства операционной системы непосредственное влияние оказывают аппаратные средства, на которые она ориентирована. По типу аппаратуры различают операционные системы персональных компьютеров, мини-компьютеров, мейнфреймов, кластеров и сетей ЭВМ. Среди перечисленных типов компьютеров могут встречаться как однопроцессорные варианты, так и многопроцессорные. В любом случае специфика аппаратных средств, как правило, отражается на специфике операционных систем.

Очевидно, что ОС большой машины является более сложной и функциональной, чем ОС персонального компьютера. Так в ОС больших машин функции по планированию потока выполняемых задач, очевидно, реализуются путем использования сложных приоритетных дисциплин и требуют большей вычислительной мощности, чем в ОС персональных компьютеров. Аналогично обстоит дело и с другими функциями.

Сетевая ОС имеет в своем составе средства передачи сообщений между компьютерами по линиям связи, которые совершенно не нужны в автономной ОС. На основе этих сообщений сетевая ОС поддерживает разделение ресурсов компьютера между удаленными пользователями, подключенными к сети. Для поддержания функций передачи сообщений сетевые ОС содержат специальные программные компоненты, реализующие популярные коммуникационные протоколы, такие как IP, IPX, Ethernet и другие.

Многопроцессорные системы требуют от операционной системы особой организации, с помощью которой сама операционная система, а также поддерживаемые ею приложения могли бы выполняться параллельно отдельными процессорами системы. Параллельная работа отдельных частей ОС создает дополнительные проблемы для разработчиков ОС, так как в этом случае гораздо сложнее обеспечить согласованный доступ отдельных процессов к общим системным таблицам, исключить эффект гонок и прочие нежелательные последствия асинхронного выполнения работ.

Другие требования предъявляются к операционным системам кластеров. Кластер - слабо связанная совокупность нескольких вычислительных систем, работающих совместно для выполнения общих приложений, и представляющихся пользователю единой системой. Наряду со специальной аппаратурой для функционирования кластерных систем необходима и программная поддержка со стороны операционной системы, которая сводится в основном к синхронизации доступа к разделяемым ресурсам, обнаружению отказов и динамической реконфигурации системы. Одной из первых разработок в области кластерных технологий были решения компании Digital Equipment на базе компьютеров VAX. Недавно этой компанией заключено соглашение с корпорацией Microsoft о разработке кластерной технологии, использующей Windows NT. Несколько компаний предлагают кластеры на основе UNIX-машин.

Наряду с ОС, ориентированными на совершенно определенный тип аппаратной платформы, существуют операционные системы, специально разработанные таким образом, чтобы они могли быть легко перенесены с компьютера одного типа на компьютер другого типа, так называемые *мобильные* ОС. Наиболее ярким примером такой ОС является популярная система UNIX. В этих системах аппаратно-зависимые места тщательно локализованы, так что при переносе системы на новую платформу переписываются только они. Средством, облегчающем перенос остальной части ОС, является написание ее на машинно-независимом языке, например, на С, который и был разработан для программирования операционных систем.

#### Особенности областей использования

Многозадачные ОС подразделяются на три типа в соответствии с использованными при их разработке критериями эффективности:

* системы пакетной обработки (например, OC EC),
* системы разделения времени (UNIX, VMS),
* системы реального времени (QNX, RT/11).

*Системы пакетной обработки* предназначались для решения задач в основном вычислительного характера, не требующих быстрого получения результатов. Главной целью и критерием эффективности систем пакетной обработки является максимальная пропускная способность, то есть решение максимального числа задач в единицу времени. Для достижения этой цели в системах пакетной обработки используются следующая схема функционирования: в начале работы формируется пакет заданий, каждое задание содержит требование к системным ресурсам; из этого пакета заданий формируется мультипрограммная смесь, то есть множество одновременно выполняемых задач. Для одновременного выполнения выбираются задачи, предъявляющие отличающиеся требования к ресурсам, так, чтобы обеспечивалась сбалансированная загрузка всех устройств вычислительной машины; так, например, в мультипрограммной смеси желательно одновременное присутствие вычислительных задач и задач с интенсивным вводом-выводом. Таким образом, выбор нового задания из пакета заданий зависит от внутренней ситуации, складывающейся в системе, то есть выбирается "выгодное" задание. Следовательно, в таких ОС невозможно гарантировать выполнение того или иного задания в течение определенного периода времени. В системах пакетной обработки переключение процессора с выполнения одной задачи на выполнение другой происходит только в случае, если активная задача сама отказывается от процессора, например, из-за необходимости выполнить операцию ввода-вывода. Поэтому одна задача может надолго занять процессор, что делает невозможным выполнение интерактивных задач. Таким образом, взаимодействие пользователя с вычислительной машиной, на которой установлена система пакетной обработки, сводится к тому, что он приносит задание, отдает его диспетчеру-оператору, а в конце дня после выполнения всего пакета заданий получает результат. Очевидно, что такой порядок снижает эффективность работы пользователя.

*Системы разделения времени* призваны исправить основной недостаток систем пакетной обработки - изоляцию пользователя-программиста от процесса выполнения его задач. Каждому пользователю системы разделения времени предоставляется терминал, с которого он может вести диалог со своей программой. Так как в системах разделения времени каждой задаче выделяется только квант процессорного времени, ни одна задача не занимает процессор надолго, и время ответа оказывается приемлемым. Если квант выбран достаточно небольшим, то у всех пользователей, одновременно работающих на одной и той же машине, складывается впечатление, что каждый из них единолично использует машину. Ясно, что системы разделения времени обладают меньшей пропускной способностью, чем системы пакетной обработки, так как на выполнение принимается каждая запущенная пользователем задача, а не та, которая "выгодна" системе, и, кроме того, имеются накладные расходы вычислительной мощности на более частое переключение процессора с задачи на задачу. Критерием эффективности систем разделения времени является не максимальная пропускная способность, а удобство и эффективность работы пользователя.

*Системы реального времени* применяются для управления различными техническими объектами, такими, например, как станок, спутник, научная экспериментальная установка или технологическими процессами, такими, как гальваническая линия, доменный процесс и т.п. Во всех этих случаях существует предельно допустимое время, в течение которого должна быть выполнена та или иная программа, управляющая объектом, в противном случае может произойти авария: спутник выйдет из зоны видимости, экспериментальные данные, поступающие с датчиков, будут потеряны, толщина гальванического покрытия не будет соответствовать норме. Таким образом, критерием эффективности для систем реального времени является их способность выдерживать заранее заданные интервалы времени между запуском программы и получением результата (управляющего воздействия). Это время называется временем реакции системы, а соответствующее свойство системы - реактивностью. Для этих систем мультипрограммная смесь представляет собой фиксированный набор заранее разработанных программ, а выбор программы на выполнение осуществляется исходя из текущего состояния объекта или в соответствии с расписанием плановых работ.

Некоторые операционные системы могут совмещать в себе свойства систем разных типов, например, часть задач может выполняться в режиме пакетной обработки, а часть - в режиме реального времени или в режиме разделения времени. В таких случаях режим пакетной обработки часто называют фоновым режимом.

#### Особенности методов построения

При описании операционной системы часто указываются особенности ее структурной организации и основные концепции, положенные в ее основу.

К таким базовым концепциям относятся:

* Способы построения ядра системы - монолитное ядро или микроядерный подход. Большинство ОС использует монолитное ядро, которое компонуется как одна программа, работающая в привилегированном режиме и использующая быстрые переходы с одной процедуры на другую, не требующие переключения из привилегированного режима в пользовательский и наоборот. Альтернативой является построение ОС на базе микроядра, работающего также в привилегированном режиме и выполняющего только минимум функций по управлению аппаратурой, в то время как функции ОС более высокого уровня выполняют специализированные компоненты ОС - серверы, работающие в пользовательском режиме. При таком построении ОС работает более медленно, так как часто выполняются переходы между привилегированным режимом и пользовательским, зато система получается более гибкой - ее функции можно наращивать, модифицировать или сужать, добавляя, модифицируя или исключая серверы пользовательского режима. Кроме того, серверы хорошо защищены друг от друга, как и любые пользовательские процессы.
* Построение ОС на базе объектно-ориентированного подхода дает возможность использовать все его достоинства, хорошо зарекомендовавшие себя на уровне приложений, внутри операционной системы, а именно: аккумуляцию удачных решений в форме стандартных объектов, возможность создания новых объектов на базе имеющихся с помощью механизма наследования, хорошую защиту данных за счет их инкапсуляции во внутренние структуры объекта, что делает данные недоступными для несанкционированного использования извне, структуризованность системы, состоящей из набора хорошо определенных объектов.
* Наличие нескольких прикладных сред дает возможность в рамках одной ОС одновременно выполнять приложения, разработанные для нескольких ОС. Многие современные операционные системы поддерживают одновременно прикладные среды MS-DOS, Windows, UNIX (POSIX), OS/2 или хотя бы некоторого подмножества из этого популярного набора. Концепция множественных прикладных сред наиболее просто реализуется в ОС на базе микроядра, над которым работают различные серверы, часть которых реализуют прикладную среду той или иной операционной системы.
* Распределенная организация операционной системы позволяет упростить работу пользователей и программистов в сетевых средах. В распределенной ОС реализованы механизмы, которые дают возможность пользователю представлять и воспринимать сеть в виде традиционного однопроцессорного компьютера. Характерными признаками распределенной организации ОС являются: наличие единой справочной службы разделяемых ресурсов, единой службы времени, использование механизма вызова удаленных процедур (RPC) для прозрачного распределения программных процедур по машинам, многонитевой обработки, позволяющей распараллеливать вычисления в рамках одной задачи и выполнять эту задачу сразу на нескольких компьютерах сети, а также наличие других распределенных служб.

###

### Сетевые операционные системы

#### Структура сетевой операционной системы

Сетевая операционная система составляет основу любой вычислительной сети. Каждый компьютер в сети в значительной степени автономен, поэтому под сетевой операционной системой в широком смысле понимается совокупность операционных систем отдельных компьютеров, взаимодействующих с целью обмена сообщениями и разделения ресурсов по единым правилам - протоколам. В узком смысле сетевая ОС - это операционная система отдельного компьютера, обеспечивающая ему возможность работать в сети.

*Рис. 1.1. Структура сетевой ОС*

В сетевой операционной системе отдельной машины можно выделить несколько частей (рисунок 1.1):

* Средства управления локальными ресурсами компьютера: функции распределения оперативной памяти между процессами, планирования и диспетчеризации процессов, управления процессорами в мультипроцессорных машинах, управления периферийными устройствами и другие функции управления ресурсами локальных ОС.
* Средства предоставления собственных ресурсов и услуг в общее пользование - серверная часть ОС (сервер). Эти средства обеспечивают, например, блокировку файлов и записей, что необходимо для их совместного использования; ведение справочников имен сетевых ресурсов; обработку запросов удаленного доступа к собственной файловой системе и базе данных; управление очередями запросов удаленных пользователей к своим периферийным устройствам.
* Средства запроса доступа к удаленным ресурсам и услугам и их использования - клиентская часть ОС (редиректор). Эта часть выполняет распознавание и перенаправление в сеть запросов к удаленным ресурсам от приложений и пользователей, при этом запрос поступает от приложения в локальной форме, а передается в сеть в другой форме, соответствующей требованиям сервера. Клиентская часть также осуществляет прием ответов от серверов и преобразование их в локальный формат, так что для приложения выполнение локальных и удаленных запросов неразличимо.
* Коммуникационные средства ОС, с помощью которых происходит обмен сообщениями в сети. Эта часть обеспечивает адресацию и буферизацию сообщений, выбор маршрута передачи сообщения по сети, надежность передачи и т.п., то есть является средством транспортировки сообщений.

В зависимости от функций, возлагаемых на конкретный компьютер, в его операционной системе может отсутствовать либо клиентская, либо серверная части.

На рисунке 1.2 показано взаимодействие сетевых компонентов. Здесь компьютер 1 выполняет роль "чистого" клиента, а компьютер 2 - роль "чистого" сервера, соответственно на первой машине отсутствует серверная часть, а на второй - клиентская. На рисунке отдельно показан компонент клиентской части - редиректор. Именно редиректор перехватывает все запросы, поступающие от приложений, и анализирует их. Если выдан запрос к ресурсу данного компьютера, то он переадресовывается соответствующей подсистеме локальной ОС, если же это запрос к удаленному ресурсу, то он переправляется в сеть. При этом клиентская часть преобразует запрос из локальной формы в сетевой формат и передает его транспортной подсистеме, которая отвечает за доставку сообщений указанному серверу. Серверная часть операционной системы компьютера 2 принимает запрос, преобразует его и передает для выполнения своей локальной ОС. После того, как результат получен, сервер обращается к транспортной подсистеме и направляет ответ клиенту, выдавшему запрос. Клиентская часть преобразует результат в соответствующий формат и адресует его тому приложению, которое выдало запрос.

*Рис. 1.2. взаимодействие компонентов операционной системы при взаимодействии компьютеров*

На практике сложилось несколько подходов к построению сетевых операционных систем (рисунок 1.3).

Первые сетевые ОС представляли собой совокупность существующей локальной ОС и надстроенной над ней *сетевой оболочки*. При этом в локальную ОС встраивался минимум сетевых функций, необходимых для работы сетевой оболочки, которая выполняла основные сетевые функции. Примером такого подхода является использование на каждой машине сети операционной системы MS DOS (у которой начиная с ее третьей версии появились такие встроенные функции, как блокировка файлов и записей, необходимые для совместного доступа к файлам). Принцип построения сетевых ОС в виде сетевой оболочки над локальной ОС используется и в современных ОС, таких, например, как LANtastic или Personal Ware.

*Рис. 1.3. Варианты построения сетевых ОС*

Однако более эффективным представляется путь разработки операционных систем, изначально предназначенных для работы в сети. Сетевые функции у ОС такого типа глубоко *встроены* в основные модули системы, что обеспечивает их логическую стройность, простоту эксплуатации и модификации, а также высокую производительность. Примером такой ОС является система Windows NT фирмы Microsoft, которая за счет встроенности сетевых средств обеспечивает более высокие показатели производительности и защищенности информации по сравнению с сетевой ОС LAN Manager той же фирмы (совместная разработка с IBM), являющейся надстройкой над локальной операционной системой OS/2.

#### Одноранговые сетевые ОС и ОС с выделенными серверами

В зависимости от того, как распределены функции между компьютерами сети, сетевые операционные системы, а следовательно, и сети делятся на два класса: одноранговые и двухранговые (рисунок 1.4). Последние чаще называют сетями с выделенными серверами.

*(а)*

*(б)*

*Рис. 1.4. (а) - Одноранговая сеть, (б) - Двухранговая сеть*

Если компьютер предоставляет свои ресурсы другим пользователям сети, то он играет роль сервера. При этом компьютер, обращающийся к ресурсам другой машины, является клиентом. Как уже было сказано, компьютер, работающий в сети, может выполнять функции либо клиента, либо сервера, либо совмещать обе эти функции.

Если выполнение каких-либо серверных функций является основным назначением компьютера (например, предоставление файлов в общее пользование всем остальным пользователям сети или организация совместного использования факса, или предоставление всем пользователям сети возможности запуска на данном компьютере своих приложений), то такой компьютер называется выделенным сервером. В зависимости от того, какой ресурс сервера является разделяемым, он называется файл-сервером, факс-сервером, принт-сервером, сервером приложений и т.д.

Очевидно, что на выделенных серверах желательно устанавливать ОС, специально оптимизированные для выполнения тех или иных серверных функций. Поэтому в сетях с выделенными серверами чаще всего используются сетевые операционные системы, в состав которых входит нескольких вариантов ОС, отличающихся возможностями серверных частей. Например, сетевая ОС Novell NetWare имеет серверный вариант, оптимизированный для работы в качестве файл-сервера, а также варианты оболочек для рабочих станций с различными локальными ОС, причем эти оболочки выполняют исключительно функции клиента. Другим примером ОС, ориентированной на построение сети с выделенным сервером, является операционная система Windows NT. В отличие от NetWare, оба варианта данной сетевой ОС - Windows NT Server (для выделенного сервера) и Windows NT Workstation (для рабочей станции) - могут поддерживать функции и клиента и сервера. Но серверный вариант Windows NT имеет больше возможностей для предоставления ресурсов своего компьютера другим пользователям сети, так как может выполнять более широкий набор функций, поддерживает большее количество одновременных соединений с клиентами, реализует централизованное управление сетью, имеет более развитые средства защиты.

Выделенный сервер не принято использовать в качестве компьютера для выполнения текущих задач, не связанных с его основным назначением, так как это может уменьшить производительность его работы как сервера. В связи с такими соображениями в ОС Novell NetWare на серверной части возможность выполнения обычных прикладных программ вообще не предусмотрена, то есть сервер не содержит клиентской части, а на рабочих станциях отсутствуют серверные компоненты. Однако в других сетевых ОС функционирование на выделенном сервере клиентской части вполне возможно. Например, под управлением Windows NT Server могут запускаться обычные программы локального пользователя, которые могут потребовать выполнения клиентских функций ОС при появлении запросов к ресурсам других компьютеров сети. При этом рабочие станции, на которых установлена ОС Windows NT Workstation, могут выполнять функции невыделенного сервера.

Важно понять, что несмотря на то, что в сети с выделенным сервером все компьютеры в общем случае могут выполнять одновременно роли и сервера, и клиента, эта сеть функционально не симметрична: аппаратно и программно в ней реализованы два типа компьютеров - одни, в большей степени ориентированные на выполнение серверных функций и работающие под управлением специализированных серверных ОС, а другие - в основном выполняющие клиентские функции и работающие под управлением соответствующего этому назначению варианта ОС. Функциональная несимметричность, как правило, вызывает и несимметричность аппаратуры - для выделенных серверов используются более мощные компьютеры с большими объемами оперативной и внешней памяти. Таким образом, функциональная несимметричность в сетях с выделенным сервером сопровождается несимметричностью операционных систем (специализация ОС) и аппаратной несимметричностью (специализация компьютеров).

В одноранговых сетях все компьютеры равны в правах доступа к ресурсам друг друга. Каждый пользователь может по своему желанию объявить какой-либо ресурс своего компьютера разделяемым, после чего другие пользователи могут его эксплуатировать. В таких сетях на всех компьютерах устанавливается одна и та же ОС, которая предоставляет всем компьютерам в сети *потенциально* равные возможности. Одноранговые сети могут быть построены, например, на базе ОС LANtastic, Personal Ware, Windows for Workgroup, Windows NT Workstation.

В одноранговых сетях также может возникнуть функциональная несимметричность: одни пользователи не желают разделять свои ресурсы с другими, и в таком случае их компьютеры выполняют роль клиента, за другими компьютерами администратор закрепил только функции по организации совместного использования ресурсов, а значит они являются серверами, в третьем случае, когда локальный пользователь не возражает против использования его ресурсов и сам не исключает возможности обращения к другим компьютерам, ОС, устанавливаемая на его компьютере, должна включать и серверную, и клиентскую части. В отличие от сетей с выделенными серверами, в одноранговых сетях отсутствует специализация ОС в зависимости от преобладающей функциональной направленности - клиента или сервера. Все вариации реализуются средствами конфигурирования одного и того же варианта ОС.

Одноранговые сети проще в организации и эксплуатации, однако они применяются в основном для объединения небольших групп пользователей, не предъявляющих больших требований к объемам хранимой информации, ее защищенности от несанкционированного доступа и к скорости доступа. При повышенных требованиях к этим характеристикам более подходящими являются двухранговые сети, где сервер лучше решает задачу обслуживания пользователей своими ресурсами, так как его аппаратура и сетевая операционная система специально спроектированы для этой цели.

#### ОС для рабочих групп и ОС для сетей масштаба предприятия

Сетевые операционные системы имеют разные свойства в зависимости от того, предназначены они для сетей масштаба рабочей группы (отдела), для сетей масштаба кампуса или для сетей масштаба предприятия.

* *Сети отделов -* используются небольшой группой сотрудников, решающих общие задачи. Главной целью сети отдела является разделение локальных ресурсов, таких как приложения, данные, лазерные принтеры и модемы. Сети отделов обычно не разделяются на подсети.
* *Сети кампусов -* соединяют несколько сетей отделов внутри отдельного здания или внутри одной территории предприятия. Эти сети являются все еще локальными сетями, хотя и могут покрывать территорию в несколько квадратных километров. Сервисы такой сети включают взаимодействие между сетями отделов, доступ к базам данных предприятия, доступ к факс-серверам, высокоскоростным модемам и высокоскоростным принтерам.
* *Сети предприятия (корпоративные сети) -* объединяют все компьютеры всех территорий отдельного предприятия. Они могут покрывать город, регион или даже континент. В таких сетях пользователям предоставляется доступ к информации и приложениям, находящимся в других рабочих группах, других отделах, подразделениях и штаб-квартирах корпорации.

Главной задачей операционной системы, используемой в сети масштаба отдела, является организация разделения ресурсов, таких как приложения, данные, лазерные принтеры и, возможно, низкоскоростные модемы. Обычно сети отделов имеют один или два файловых сервера и не более чем 30 пользователей. Задачи управления на уровне отдела относительно просты. В задачи администратора входит добавление новых пользователей, устранение простых отказов, инсталляция новых узлов и установка новых версий программного обеспечения. Операционные системы сетей отделов хорошо отработаны и разнообразны, также, как и сами сети отделов, уже давно применяющиеся и достаточно отлаженные. Такая сеть обычно использует одну или максимум две сетевые ОС. Чаще всего это сеть с выделенным сервером NetWare 3.x или Windows NT, или же одноранговая сеть, например сеть Windows for Workgroups.

Пользователи и администраторы сетей отделов вскоре осознают, что они могут улучшить эффективность своей работы путем получения доступа к информации других отделов своего предприятия. Если сотрудник, занимающийся продажами, может получить доступ к характеристикам конкретного продукта и включить их в презентацию, то эта информация будет более свежей и будет оказывать большее влияние на покупателей. Если отдел маркетинга может получить доступ к характеристикам продукта, который еще только разрабатывается инженерным отделом, то он может быстро подготовить маркетинговые материалы сразу же после окончания разработки.

Итак, следующим шагом в эволюции сетей является объединение локальных сетей нескольких отделов в единую сеть здания или группы зданий. Такие сети называют сетями кампусов. Сети кампусов могут простираться на несколько километров, но при этом глобальные соединения не требуются.

Операционная система, работающая в сети кампуса, должна обеспечивать для сотрудников одних отделов доступ к некоторым файлам и ресурсам сетей других отделов. Услуги, предоставляемые ОС сетей кампусов, не ограничиваются простым разделением файлов и принтеров, а часто предоставляют доступ и к серверам других типов, например, к факс-серверам и к серверам высокоскоростных модемов. Важным сервисом, предоставляемым операционными системами данного класса, является доступ к корпоративным базам данных, независимо от того, располагаются ли они на серверах баз данных или на миникомпьютерах.

Именно на уровне сети кампуса начинаются проблемы интеграции. В общем случае, отделы уже выбрали для себя типы компьютеров, сетевого оборудования и сетевых операционных систем. Например, инженерный отдел может использовать операционную систему UNIX и сетевое оборудование Ethernet, отдел продаж может использовать операционные среды DOS/Novell и оборудование Token Ring. Очень часто сеть кампуса соединяет разнородные компьютерные системы, в то время как сети отделов используют однотипные компьютеры.

Корпоративная сеть соединяет сети всех подразделений предприятия, в общем случае находящихся на значительных расстояниях. Корпоративные сети используют глобальные связи (WAN links) для соединения локальных сетей или отдельных компьютеров.

Пользователям корпоративных сетей требуются все те приложения и услуги, которые имеются в сетях отделов и кампусов, плюс некоторые дополнительные приложения и услуги, например, доступ к приложениям мейнфреймов и миникомпьютеров и к глобальным связям. Когда ОС разрабатывается для локальной сети или рабочей группы, то ее главной обязанностью является разделение файлов и других сетевых ресурсов (обычно принтеров) между локально подключенными пользователями. Такой подход не применим для уровня предприятия. Наряду с базовыми сервисами, связанными с разделением файлов и принтеров, сетевая ОС, которая разрабатывается для корпораций, должна поддерживать более широкий набор сервисов, в который обычно входят почтовая служба, средства коллективной работы, поддержка удаленных пользователей, факс-сервис, обработка голосовых сообщений, организация видеоконференций и др.

Кроме того, многие существующие методы и подходы к решению традиционных задач сетей меньших масштабов для корпоративной сети оказались непригодными. На первый план вышли такие задачи и проблемы, которые в сетях рабочих групп, отделов и даже кампусов либо имели второстепенное значение, либо вообще не проявлялись. Например, простейшая для небольшой сети задача ведения учетной информации о пользователях выросла в сложную проблему для сети масштаба предприятия. А использование глобальных связей требует от корпоративных ОС поддержки протоколов, хорошо работающих на низкоскоростных линиях, и отказа от некоторых традиционно используемых протоколов (например, тех, которые активно используют широковещательные сообщения). Особое значение приобрели задачи преодоления гетерогенности - в сети появились многочисленные шлюзы, обеспечивающие согласованную работу различных ОС и сетевых системных приложений.

К признакам корпоративных ОС могут быть отнесены также следующие особенности.

*Поддержка приложений.* В корпоративных сетях выполняются сложные приложения, требующие для выполнения большой вычислительной мощности. Такие приложения разделяются на несколько частей, например, на одном компьютере выполняется часть приложения, связанная с выполнением запросов к базе данных, на другом - запросов к файловому сервису, а на клиентских машинах - часть, реализующая логику обработки данных приложения и организующая интерфейс с пользователем. Вычислительная часть общих для корпорации программных систем может быть слишком объемной и неподъемной для рабочих станций клиентов, поэтому приложения будут выполняться более эффективно, если их наиболее сложные в вычислительном отношении части перенести на специально предназначенный для этого мощный компьютер - *сервер приложений.*

Сервер приложений должен базироваться на мощной аппаратной платформе (мультипроцессорные системы, часто на базе RISC-процессоров, специализированные кластерные архитектуры). ОС сервера приложений должна обеспечивать высокую производительность вычислений, а значит поддерживать многонитевую обработку, вытесняющую многозадачность, мультипроцессирование, виртуальную память и наиболее популярные прикладные среды (UNIX, Windows, MS-DOS, OS/2). В этом отношении сетевую ОС NetWare трудно отнести к корпоративным продуктам, так как в ней отсутствуют почти все требования, предъявляемые к серверу приложений. В то же время хорошая поддержка универсальных приложений в Windows NT собственно и позволяет ей претендовать на место в мире корпоративных продуктов.

*Справочная служба.* Корпоративная ОС должна обладать способностью хранить информацию обо всех пользователях и ресурсах таким образом, чтобы обеспечивалось управление ею из одной центральной точки. Подобно большой организации, корпоративная сеть нуждается в централизованном хранении как можно более полной справочной информации о самой себе (начиная с данных о пользователях, серверах, рабочих станциях и кончая данными о кабельной системе). Естественно организовать эту информацию в виде базы данных. Данные из этой базы могут быть востребованы многими сетевыми системными приложениями, в первую очередь системами управления и администрирования. Кроме этого, такая база полезна при организации электронной почты, систем коллективной работы, службы безопасности, службы инвентаризации программного и аппаратного обеспечения сети, да и для практически любого крупного бизнес-приложения.

База данных, хранящая справочную информацию, предоставляет все то же многообразие возможностей и порождает все то же множество проблем, что и любая другая крупная база данных. Она позволяет осуществлять различные операции поиска, сортировки, модификации и т.п., что очень сильно облегчает жизнь как администраторам, так и пользователям. Но за эти удобства приходится расплачиваться решением проблем распределенности, репликации и синхронизации.

В идеале сетевая справочная информация должна быть реализована в виде единой базы данных, а не представлять собой набор баз данных, специализирующихся на хранении информации того или иного вида, как это часто бывает в реальных операционных системах. Например, в Windows NT имеется по крайней мере пять различных типов справочных баз данных. Главный справочник домена (NT Domain Directory Service) хранит информацию о пользователях, которая используется при организации их логического входа в сеть. Данные о тех же пользователях могут содержаться и в другом справочнике, используемом электронной почтой Microsoft Mail. Еще три базы данных поддерживают разрешение низкоуровневых адресов: WINS - устанавливает соответствие Netbios-имен IP-адресам, справочник DNS - сервер имен домена - оказывается полезным при подключении NT-сети к Internet, и наконец, справочник протокола DHCP используется для автоматического назначения IP-адресов компьютерам сети. Ближе к идеалу находятся справочные службы, поставляемые фирмой Banyan (продукт Streettalk III) и фирмой Novell (NetWare Directory Services), предлагающие единый справочник для всех сетевых приложений. Наличие единой справочной службы для сетевой операционной системы - один из важнейших признаков ее корпоративности.

*Безопасность.* Особую важность для ОС корпоративной сети приобретают вопросы безопасности данных. С одной стороны, в крупномасштабной сети объективно существует больше возможностей для несанкционированного доступа - из-за децентрализации данных и большой распределенности "законных" точек доступа, из-за большого числа пользователей, благонадежность которых трудно установить, а также из-за большого числа возможных точек несанкционированного подключения к сети. С другой стороны, корпоративные бизнес-приложения работают с данными, которые имеют жизненно важное значение для успешной работы корпорации в целом. И для защиты таких данных в корпоративных сетях наряду с различными аппаратными средствами используется весь спектр средств защиты, предоставляемый операционной системой: избирательные или мандатные права доступа, сложные процедуры аутентификации пользователей, программная шифрация.

|  |
| --- |
|   |

**Управление локальными ресурсами**

Важнейшей функцией операционной системы является организация рационального использования всех аппаратных и программных ресурсов системы. К основным ресурсам могут быть отнесены: процессоры, память, внешние устройства, данные и программы. Располагающая одними и теми же ресурсами, но управляемая различными ОС, вычислительная система может работать с разной степенью эффективности. Поэтому знание внутренних механизмов операционной системы позволяет косвенно судить о ее эксплуатационных возможностях и характеристиках.

|  |
| --- |
|   |

### Управление процессами

Важнейшей частью операционной системы, непосредственно влияющей на функционирование вычислительной машины, является подсистема управления процессами. *Процесс* (или по-другому, задача) - абстракция, описывающая выполняющуюся программу. Для операционной системы процесс представляет собой единицу работы, заявку на потребление системных ресурсов. Подсистема управления процессами планирует выполнение процессов, то есть распределяет процессорное время между несколькими одновременно существующими в системе процессами, а также занимается созданием и уничтожением процессов, обеспечивает процессы необходимыми системными ресурсами, поддерживает взаимодействие между процессами.

#### Состояние процессов

В многозадачной (многопроцессной) системе процесс может находиться в одном из трех основных состояний:

ВЫПОЛНЕНИЕ - активное состояние процесса, во время которого процесс обладает всеми необходимыми ресурсами и непосредственно выполняется процессором;

ОЖИДАНИЕ - пассивное состояние процесса, процесс заблокирован, он не может выполняться по своим внутренним причинам, он ждет осуществления некоторого события, например, завершения операции ввода-вывода, получения сообщения от другого процесса, освобождения какого-либо необходимого ему ресурса;

ГОТОВНОСТЬ - также пассивное состояние процесса, но в этом случае процесс заблокирован в связи с внешними по отношению к нему обстоятельствами: процесс имеет все требуемые для него ресурсы, он готов выполняться, однако процессор занят выполнением другого процесса.

В ходе жизненного цикла каждый процесс переходит из одного состояния в другое в соответствии с алгоритмом планирования процессов, реализуемым в данной операционной системе. Типичный граф состояний процесса показан на рисунке 2.1.

В состоянии ВЫПОЛНЕНИЕ в однопроцессорной системе может находиться только один процесс, а в каждом из состояний ОЖИДАНИЕ и ГОТОВНОСТЬ - несколько процессов, эти процессы образуют очереди соответственно ожидающих и готовых процессов. Жизненный цикл процесса начинается с состояния ГОТОВНОСТЬ, когда процесс готов к выполнению и ждет своей очереди. При активизации процесс переходит в состояние ВЫПОЛНЕНИЕ и находится в нем до тех пор, пока либо он сам освободит процессор, перейдя в состояние ОЖИДАНИЯ какого-нибудь события, либо будет насильно "вытеснен" из процессора, например, вследствие исчерпания отведенного данному процессу кванта процессорного времени. В последнем случае процесс возвращается в состояние ГОТОВНОСТЬ. В это же состояние процесс переходит из состояния ОЖИДАНИЕ, после того, как ожидаемое событие произойдет.

*Рис. 2.1. Граф состояний процесса в многозадачной среде*

#### Контекст и дескриптор процесса

На протяжении существования процесса его выполнение может быть многократно прервано и продолжено. Для того, чтобы возобновить выполнение процесса, необходимо восстановить состояние его операционной среды. Состояние операционной среды отображается состоянием регистров и программного счетчика, режимом работы процессора, указателями на открытые файлы, информацией о незавершенных операциях ввода-вывода, кодами ошибок выполняемых данным процессом системных вызовов и т.д. Эта информация называется *контекстом процесса*.

Кроме этого, операционной системе для реализации планирования процессов требуется дополнительная информация: идентификатор процесса, состояние процесса, данные о степени привилегированности процесса, место нахождения кодового сегмента и другая информация. В некоторых ОС (например, в ОС UNIX) информацию такого рода, используемую ОС для планирования процессов, называют *дескриптором процесса*.

Дескриптор процесса по сравнению с контекстом содержит более оперативную информацию, которая должна быть легко доступна подсистеме планирования процессов. Контекст процесса содержит менее актуальную информацию и используется операционной системой только после того, как принято решение о возобновлении прерванного процесса.

Очереди процессов представляют собой дескрипторы отдельных процессов, объединенные в списки. Таким образом, каждый дескриптор, кроме всего прочего, содержит по крайней мере один указатель на другой дескриптор, соседствующий с ним в очереди. Такая организация очередей позволяет легко их переупорядочивать, включать и исключать процессы, переводить процессы из одного состояния в другое.

Программный код только тогда начнет выполняться, когда для него операционной системой будет создан процесс. Создать процесс - это значит:

1. создать информационные структуры, описывающие данный процесс, то есть его дескриптор и контекст;
2. включить дескриптор нового процесса в очередь готовых процессов;
3. загрузить кодовый сегмент процесса в оперативную память или в область свопинга.

#### Алгоритмы планирования процессов

Планирование процессов включает в себя решение следующих задач:

1. определение момента времени для смены выполняемого процесса;
2. выбор процесса на выполнение из очереди готовых процессов;
3. переключение контекстов "старого" и "нового" процессов.

Первые две задачи решаются программными средствами, а последняя в значительной степени аппаратно (см. раздел 2.3. *"Средства аппаратной поддержки управления памятью и многозадачной среды в микропроцессорах Intel 80386, 80486 и Pentium"*).

Существует множество различных алгоритмов планирования процессов, по разному решающих вышеперечисленные задачи, преследующих различные цели и обеспечивающих различное качество мультипрограммирования. Среди этого множества алгоритмов рассмотрим подробнее две группы наиболее часто встречающихся алгоритмов: алгоритмы, основанные на *квантовании,* и алгоритмы, основанные на *приоритетах*.

В соответствии с алгоритмами, основанными на квантовании, смена активного процесса происходит, если:

* процесс завершился и покинул систему,
* произошла ошибка,
* процесс перешел в состояние ОЖИДАНИЕ,
* исчерпан квант процессорного времени, отведенный данному процессу.

Процесс, который исчерпал свой квант, переводится в состояние ГОТОВНОСТЬ и ожидает, когда ему будет предоставлен новый квант процессорного времени, а на выполнение в соответствии с определенным правилом выбирается новый процесс из очереди готовых. Таким образом, ни один процесс не занимает процессор надолго, поэтому квантование широко используется в системах разделения времени. Граф состояний процесса, изображенный на рисунке 2.1, соответствует алгоритму планирования, основанному на квантовании.

Кванты, выделяемые процессам, могут быть одинаковыми для всех процессов или различными. Кванты, выделяемые одному процессу, могут быть фиксированной величины или изменяться в разные периоды жизни процесса. Процессы, которые не полностью использовали выделенный им квант (например, из-за ухода на выполнение операций ввода-вывода), могут получить или не получить компенсацию в виде привилегий при последующем обслуживании. По разному может быть организована очередь готовых процессов: циклически, по правилу "первый пришел - первый обслужился" (FIFO) или по правилу "последний пришел - первый обслужился" (LIFO).

Другая группа алгоритмов использует понятие "приоритет" процесса. *Приоритет* - это число, характеризующее степень привилегированности процесса при использовании ресурсов вычислительной машины, в частности, процессорного времени: чем выше приоритет, тем выше привилегии.

Приоритет может выражаться целыми или дробными, положительным или отрицательным значением.Чем выше привилегии процесса, тем меньше времени он будет проводить в очередях. Приоритет может назначаться директивно администратором системы в зависимости от важности работы или внесенной платы, либо вычисляться самой ОС по определенным правилам, он может оставаться фиксированным на протяжении всей жизни процесса либо изменяться во времени в соответствии с некоторым законом. В последнем случае приоритеты называются динамическими.

Существует две разновидности приоритетных алгоритмов: алгоритмы, использующие относительные приоритеты, и алгоритмы, использующие абсолютные приоритеты.

В обоих случаях выбор процесса на выполнение из очереди готовых осуществляется одинаково: выбирается процесс, имеющий наивысший приоритет. По разному решается проблема определения момента смены активного процесса. В системах с относительными приоритетами активный процесс выполняется до тех пор, пока он сам не покинет процессор, перейдя в состояние ОЖИДАНИЕ (или же произойдет ошибка, или процесс завершится). В системах с абсолютными приоритетами выполнение активного процесса прерывается еще при одном условии: если в очереди готовых процессов появился процесс, приоритет которого выше приоритета активного процесса. В этом случае прерванный процесс переходит в состояние готовности. На рисунке 2.2 показаны графы состояний процесса для алгоритмов с относительными (а) и абсолютными (б) приоритетами.

Во многих операционных системах алгоритмы планирования построены с использованием как квантования, так и приоритетов. Например, в основе планирования лежит квантование, но величина кванта и/или порядок выбора процесса из очереди готовых определяется приоритетами процессов.

*Рис. 2.2. Графы состояний процессов в системах
(а) с относительными приоритетами; (б)с абсолютными приоритетами*

#### Вытесняющие и невытесняющие алгоритмы планирования

Существует два основных типа процедур планирования процессов - вытесняющие (preemptive) и невытесняющие (non-preemptive).

*Non-preemptive multitasking - невытесняющая многозадачность -* это способ планирования процессов, при котором активный процесс выполняется до тех пор, пока он сам, по собственной инициативе, не отдаст управление планировщику операционной системы для того, чтобы тот выбрал из очереди другой, готовый к выполнению процесс.

*Preemptive multitasking - вытесняющая многозадачность -* это такой способ, при котором решение о переключении процессора с выполнения одного процесса на выполнение другого процесса принимается планировщиком операционной системы, а не самой активной задачей.

Понятия preemptive и non-preemptive иногда отождествляются с понятиями приоритетных и бесприоритетных дисциплин, что совершенно неверно, а также с понятиями абсолютных и относительных приоритетов, что неверно отчасти. Вытесняющая и невытесняющая многозадачность - это более широкие понятия, чем типы приоритетности. Приоритеты задач могут как использоваться, так и не использоваться и при вытесняющих, и при невытесняющих способах планирования. Так в случае использования приоритетов дисциплина относительных приоритетов может быть отнесена к классу систем с невытесняющей многозадачностью, а дисциплина абсолютных приоритетов - к классу систем с вытесняющей многозадачностью. А бесприоритетная дисциплина планирования, основанная на выделении равных квантов времени для всех задач, относится к вытесняющим алгоритмам.

Основным различием между preemptive и non-preemptive вариантами многозадачности является степень централизации механизма планирования задач. При вытесняющей многозадачности механизм планирования задач целиком сосредоточен в операционной системе, и программист пишет свое приложение, не заботясь о том, что оно будет выполняться параллельно с другими задачами. При этом операционная система выполняет следующие функции: определяет момент снятия с выполнения активной задачи, запоминает ее контекст, выбирает из очереди готовых задач следующую и запускает ее на выполнение, загружая ее контекст.

При невытесняющей многозадачности механизм планирования распределен между системой и прикладными программами. Прикладная программа, получив управление от операционной системы, сама определяет момент завершения своей очередной итерации и передает управление ОС с помощью какого-либо системного вызова, а ОС формирует очереди задач и выбирает в соответствии с некоторым алгоритмом (например, с учетом приоритетов) следующую задачу на выполнение. Такой механизм создает проблемы как для пользователей, так и для разработчиков.

Для пользователей это означает, что управление системой теряется на произвольный период времени, который определяется приложением (а не пользователем). Если приложение тратит слишком много времени на выполнение какой-либо работы, например, на форматирование диска, пользователь не может переключиться с этой задачи на другую задачу, например, на текстовый редактор, в то время как форматирование продолжалось бы в фоновом режиме. Эта ситуация нежелательна, так как пользователи обычно не хотят долго ждать, когда машина завершит свою задачу.

Поэтому разработчики приложений для non-preemptive операционной среды, возлагая на себя функции планировщика, должны создавать приложения так, чтобы они выполняли свои задачи небольшими частями. Например, программа форматирования может отформатировать одну дорожку дискеты и вернуть управление системе. После выполнения других задач система возвратит управление программе форматирования, чтобы та отформатировала следующую дорожку. Подобный метод разделения времени между задачами работает, но он существенно затрудняет разработку программ и предъявляет повышенные требования к квалификации программиста. Программист должен обеспечить "дружественное" отношение своей программы к другим выполняемым одновременно с ней программам, достаточно часто отдавая им управление. Крайним проявлением "недружественности" приложения является его зависание, которое приводит к общему краху системы. В системах с вытесняющей многозадачностью такие ситуации, как правило, исключены, так как центральный планирующий механизм снимет зависшую задачу с выполнения.

Однако распределение функций планировщика между системой и приложениями не всегда является недостатком, а при определенных условиях может быть и преимуществом, потому что дает возможность разработчику приложений самому проектировать алгоритм планирования, наиболее подходящий для данного фиксированного набора задач. Так как разработчик сам определяет в программе момент времени отдачи управления, то при этом исключаются нерациональные прерывания программ в "неудобные" для них моменты времени. Кроме того, легко разрешаются проблемы совместного использования данных: задача во время каждой итерации использует их монопольно и уверена, что на протяжении этого периода никто другой не изменит эти данные. Существенным преимуществом non-preemptive систем является более высокая скорость переключения с задачи на задачу.

Примером эффективного использования невытесняющей многозадачности является файл-сервер NetWare, в котором, в значительной степени благодаря этому, достигнута высокая скорость выполнения файловых операций. Менее удачным оказалось использование невытесняющей многозадачности в операционной среде Windows 3.х.

Однако почти во всех современных операционных системах, ориентированных на высокопроизводительное выполнение приложений (UNIX, Windows NT, OS/2, VAX/VMS), реализована вытесняющая многозадачность. В последнее время дошла очередь и до ОС класса настольных систем, например, OS/2 Warp и Windows 95. Возможно в связи с этим вытесняющую многозадачность часто называют истинной многозадачностью.

#### Средства синхронизации и взаимодействия процессов

**Проблема синхронизации**

Процессам часто нужно взаимодействовать друг с другом, например, один процесс может передавать данные другому процессу, или несколько процессов могут обрабатывать данные из общего файла. Во всех этих случаях возникает проблема синхронизации процессов, которая может решаться приостановкой и активизацией процессов, организацией очередей, блокированием и освобождением ресурсов.

*Рис. 2.3. Пример необходимости синхронизации*

Пренебрежение вопросами синхронизации процессов, выполняющихся в режиме мультипрограммирования, может привести к их неправильной работе или даже к краху системы. Рассмотрим, например (рисунок 2.3), программу печати файлов (принт-сервер). Эта программа печатает по очереди все файлы, имена которых последовательно в порядке поступления записывают в специальный общедоступный файл "заказов" другие программы. Особая переменная NEXT, также доступная всем процессам-клиентам, содержит номер первой свободной для записи имени файла позиции файла "заказов". Процессы-клиенты читают эту переменную, записывают в соответствующую позицию файла "заказов" имя своего файла и наращивают значение NEXT на единицу. Предположим, что в некоторый момент процесс R решил распечатать свой файл, для этого он прочитал значение переменной NEXT, значение которой для определенности предположим равным 4. Процесс запомнил это значение, но поместить имя файла не успел, так как его выполнение было прервано (например, в следствие исчерпания кванта). Очередной процесс S, желающий распечатать файл, прочитал то же самое значение переменной NEXT, поместил в четвертую позицию имя своего файла и нарастил значение переменной на единицу. Когда в очередной раз управление будет передано процессу R, то он, продолжая свое выполнение, в полном соответствии со значением текущей свободной позиции, полученным во время предыдущей итерации, запишет имя файла также в позицию 4, поверх имени файла процесса S.

Таким образом, процесс S никогда не увидит свой файл распечатанным. Сложность проблемы синхронизации состоит в нерегулярности возникающих ситуаций: в предыдущем примере можно представить и другое развитие событий: были потеряны файлы нескольких процессов или, напротив, не был потерян ни один файл. В данном случае все определяется взаимными скоростями процессов и моментами их прерывания. Поэтому отладка взаимодействующих процессов является сложной задачей. Ситуации подобные той, когда два или более процессов обрабатывают разделяемые данные, и конечный результат зависит от соотношения скоростей процессов, называются *гонками*.

**Критическая секция**

Важным понятием синхронизации процессов является понятие "критическая секция" программы. *Критическая секция* - это часть программы, в которой осуществляется доступ к разделяемым данным. Чтобы исключить эффект гонок по отношению к некоторому ресурсу, необходимо обеспечить, чтобы в каждый момент в критической секции, связанной с этим ресурсом, находился максимум один процесс. Этот прием называют взаимным исключением.

Простейший способ обеспечить взаимное исключение - позволить процессу, находящемуся в критической секции, запрещать все прерывания. Однако этот способ непригоден, так как опасно доверять управление системой пользовательскому процессу; он может надолго занять процессор, а при крахе процесса в критической области крах потерпит вся система, потому что прерывания никогда не будут разрешены.

Другим способом является использование блокирующих переменных. С каждым разделяемым ресурсом связывается двоичная переменная, которая принимает значение 1, если ресурс свободен (то есть ни один процесс не находится в данный момент в критической секции, связанной с данным процессом), и значение 0, если ресурс занят. На рисунке 2.4 показан фрагмент алгоритма процесса, использующего для реализации взаимного исключения доступа к разделяемому ресурсу D блокирующую переменную F(D). Перед входом в критическую секцию процесс проверяет, свободен ли ресурс D. Если он занят, то проверка циклически повторяется, если свободен, то значение переменной F(D) устанавливается в 0, и процесс входит в критическую секцию. После того, как процесс выполнит все действия с разделяемым ресурсом D, значение переменной F(D) снова устанавливается равным 1.

*Рис. 2.4. Реализация критических секций с использованием блокирующих переменных*

Если все процессы написаны с использованием вышеописанных соглашений, то взаимное исключение гарантируется. Следует заметить, что операция проверки и установки блокирующей переменной должна быть неделимой. Поясним это. Пусть в результате проверки переменной процесс определил, что ресурс свободен, но сразу после этого, не успев установить переменную в 0, был прерван. За время его приостановки другой процесс занял ресурс, вошел в свою критическую секцию, но также был прерван, не завершив работы с разделяемым ресурсом. Когда управление было возвращено первому процессу, он, считая ресурс свободным, установил признак занятости и начал выполнять свою критическую секцию. Таким образом был нарушен принцип взаимного исключения, что потенциально может привести к нежелаемым последствиям. Во избежание таких ситуаций в системе команд машины желательно иметь единую команду "проверка-установка", или же реализовывать системными средствами соответствующие программные примитивы, которые бы запрещали прерывания на протяжении всей операции проверки и установки.

Реализация критических секций с использованием блокирующих переменных имеет существенный недостаток: в течение времени, когда один процесс находится в критической секции, другой процесс, которому требуется тот же ресурс, будет выполнять рутинные действия по опросу блокирующей переменной, бесполезно тратя процессорное время. Для устранения таких ситуаций может быть использован так называемый аппарат событий. С помощью этого средства могут решаться не только проблемы взаимного исключения, но и более общие задачи синхронизации процессов. В разных операционных системах аппарат событий реализуется по своему, но в любом случае используются системные функции аналогичного назначения, которые условно назовем WAIT(x) и POST(x), где x - идентификатор некоторого события. На рисунке 2.5 показан фрагмент алгоритма процесса, использующего эти функции. Если ресурс занят, то процесс не выполняет циклический опрос, а вызывает системную функцию WAIT(D), здесь D обозначает событие, заключающееся в освобождении ресурса D. Функция WAIT(D) переводит активный процесс в состояние ОЖИДАНИЕ и делает отметку в его дескрипторе о том, что процесс ожидает события D. Процесс, который в это время использует ресурс D, после выхода из критической секции выполняет системную функцию POST(D), в результате чего операционная система просматривает очередь ожидающих процессов и переводит процесс, ожидающий события D, в состояние ГОТОВНОСТЬ.

Обобщающее средство синхронизации процессов предложил Дейкстра, который ввел два новых примитива. В абстрактной форме эти примитивы, обозначаемые P и V, оперируют над целыми неотрицательными переменными, называемыми *семафорами*. Пусть S такой семафор. Операции определяются следующим образом:

**V(S)** : переменная S увеличивается на 1 одним неделимым действием; выборка, инкремент и запоминание не могут быть прерваны, и к S нет доступа другим процессам во время выполнения этой операции.

**P(S)** : уменьшение S на 1, если это возможно. Если S=0, то невозможно уменьшить S и остаться в области целых неотрицательных значений, в этом случае процесс, вызывающий P-операцию, ждет, пока это уменьшение станет возможным. Успешная проверка и уменьшение также является неделимой операцией.

*Рис. 2.5. Реализация критической секции с использованием системных
функций WAIT(D) и POST(D)*

В частном случае, когда семафор S может принимать только значения 0 и 1, он превращается в блокирующую переменную. Операция P заключает в себе потенциальную возможность перехода процесса, который ее выполняет, в состояние ожидания, в то время как V-операция может при некоторых обстоятельствах активизировать другой процесс, приостановленный операцией P (сравните эти операции с системными функциями WAIT и POST).

Рассмотрим использование семафоров на классическом примере взаимодействия двух процессов, выполняющихся в режиме мультипрограммирования, один из которых пишет данные в буферный пул, а другой считывает их из буферного пула. Пусть буферный пул состоит из N буферов, каждый из которых может содержать одну запись. Процесс "писатель" должен приостанавливаться, когда все буфера оказываются занятыми, и активизироваться при освобождении хотя бы одного буфера. Напротив, процесс "читатель" приостанавливается, когда все буферы пусты, и активизируется при появлении хотя бы одной записи.

Введем два семафора: e - число пустых буферов и f - число заполненных буферов. Предположим, что запись в буфер и считывание из буфера являются критическими секциями (как в примере с принт-сервером в начале данного раздела). Введем также двоичный семафор b, используемый для обеспечения взаимного исключения. Тогда процессы могут быть описаны следующим образом:

// Глобальные переменные

#define N 256

int e = N, f = 0, b = 1;

void Writer ()

{

while(1)

{

PrepareNextRecord(); /\* подготовка новой записи \*/

P(e); /\* Уменьшить число свободных буферов, если они есть \*/

 /\* в противном случае - ждать, пока они освободятся \*/

P(b); /\* Вход в критическую секцию \*/

AddToBuffer(); /\* Добавить новую запись в буфер \*/

V(b); /\* Выход из критической секции \*/

V(f); /\* Увеличить число занятых буферов \*/

}

}

void Reader ()

{

while(1)

{

P(f); /\* Уменьшить число занятых буферов, если они есть \*/

 /\* в противном случае ждать, пока они появятся \*/

P(b); /\* Вход в критическую секцию \*/

GetFromBuffer(); /\* Взять запись из буфера \*/

V(b); /\* Выход из критической секции \*/

V(e); /\* Увеличить число свободных буферов \*/

ProcessRecord(); /\* Обработать запись \*/

}

}

**Тупики**

Приведенный выше пример поможет нам проиллюстрировать еще одну проблему синхронизации - *взаимные блокировки*, называемые также *дедлоками (deadlocks),* *клинчами (clinch)* или *тупиками*. Если переставить местами операции P(e) и P(b) в программе "писателе", то при некотором стечении обстоятельств эти два процесса могут взаимно заблокировать друг друга. Действительно, пусть "писатель" первым войдет в критическую секцию и обнаружит отсутствие свободных буферов; он начнет ждать, когда "читатель" возьмет очередную запись из буфера, но "читатель" не сможет этого сделать, так как для этого необходимо войти в критическую секцию, вход в которую заблокирован процессом "писателем".

Рассмотрим еще один пример тупика. Пусть двум процессам, выполняющимся в режиме мультипрограммирования, для выполнения их работы нужно два ресурса, например, принтер и диск. На рисунке 2.6,а показаны фрагменты соответствующих программ. И пусть после того, как процесс А занял принтер (установил блокирующую переменную), он был прерван. Управление получил процесс В, который сначала занял диск, но при выполнении следующей команды был заблокирован, так как принтер оказался уже занятым процессом А. Управление снова получил процесс А, который в соответствии со своей программой сделал попытку занять диск и был заблокирован: диск уже распределен процессу В. В таком положении процессы А и В могут находиться сколь угодно долго.

В зависимости от соотношения скоростей процессов, они могут либо совершенно независимо использовать разделяемые ресурсы (*г*), либо образовывать очереди к разделяемым ресурсам (*в*), либо взаимно блокировать друг друга (*б*). Тупиковые ситуации надо отличать от простых очередей, хотя и те и другие возникают при совместном использовании ресурсов и внешне выглядят похоже: процесс приостанавливается и ждет освобождения ресурса. Однако очередь - это нормальное явление, неотъемлемый признак высокого коэффициента использования ресурсов при случайном поступлении запросов. Она возникает тогда, когда ресурс недоступен в данный момент, но через некоторое время он освобождается, и процесс продолжает свое выполнение. Тупик же, что видно из его названия, является в некотором роде неразрешимой ситуацией.

*Рис. 2.6. (a) фрагменты программ А и В, разделяющих принтер и диск;
(б) взаимная блокировка (клинч);(в) очередь к разделяемому диску;
(г) независимое использование ресурсов*

В рассмотренных примерах тупик был образован двумя процессами, но взаимно блокировать друг друга могут и большее число процессов.

Проблема тупиков включает в себя следующие задачи:

* предотвращение тупиков,
* распознавание тупиков,
* восстановление системы после тупиков.

Тупики могут быть предотвращены на стадии написания программ, то есть программы должны быть написаны таким образом, чтобы тупик не мог возникнуть ни при каком соотношении взаимных скоростей процессов. Так, если бы в предыдущем примере процесс А и процесс В запрашивали ресурсы в одинаковой последовательности, то тупик был бы в принципе невозможен. Второй подход к предотвращению тупиков называется динамическим и заключается в использовании определенных правил при назначении ресурсов процессам, например, ресурсы могут выделяться в определенной последовательности, общей для всех процессов.

В некоторых случаях, когда тупиковая ситуация образована многими процессами, использующими много ресурсов, распознавание тупика является нетривиальной задачей. Существуют формальные, программно-реализованные методы распознавания тупиков, основанные на ведении таблиц распределения ресурсов и таблиц запросов к занятым ресурсам. Анализ этих таблиц позволяет обнаружить взаимные блокировки.

Если же тупиковая ситуация возникла, то не обязательно снимать с выполнения все заблокированные процессы. Можно снять только часть из них, при этом освобождаются ресурсы, ожидаемые остальными процессами, можно вернуть некоторые процессы в область свопинга, можно совершить "откат" некоторых процессов до так называемой контрольной точки, в которой запоминается вся информация, необходимая для восстановления выполнения программы с данного места. Контрольные точки расставляются в программе в местах, после которых возможно возникновение тупика.

Из всего вышесказанного ясно, что использовать семафоры нужно очень осторожно, так как одна незначительная ошибка может привести к останову системы. Для того, чтобы облегчить написание корректных программ, было предложено высокоуровневое средство синхронизации, называемое монитором. *Монитор* - это набор процедур, переменных и структур данных. Процессы могут вызывать процедуры монитора, но не имеют доступа к внутренним данным монитора. Мониторы имеют важное свойство, которое делает их полезными для достижения взаимного исключения: только один процесс может быть активным по отношению к монитору. Компилятор обрабатывает вызовы процедур монитора особым образом. Обычно, когда процесс вызывает процедуру монитора, то первые несколько инструкций этой процедуры проверяют, не активен ли какой-либо другой процесс по отношению к этому монитору. Если да, то вызывающий процесс приостанавливается, пока другой процесс не освободит монитор. Таким образом, исключение входа нескольких процессов в монитор реализуется не программистом, а компилятором, что делает ошибки менее вероятными.

В распределенных системах, состоящих из нескольких процессоров, каждый из которых имеет собственную оперативную память, семафоры и мониторы оказываются непригодными. В таких системах синхронизация может быть реализована только с помощью обмена сообщениями. Подробнее об этом смотрите в разделе "Синхронизация в распределенных системах".

#### Нити

Многозадачность является важнейшим свойством ОС. Для поддержки этого свойства ОС определяет и оформляет для себя те внутренние единицы работы, между которыми и будет разделяться процессор и другие ресурсы компьютера. Эти внутренние единицы работы в разных ОС носят разные названия - задача, задание, процесс, нить. В некоторых случаях сущности, обозначаемые этими понятиями, принципиально отличаются друг от друга.

Говоря о процессах, мы отмечали, что операционная система поддерживает их обособленность: у каждого процесса имеется свое виртуальное адресное пространство, каждому процессу назначаются свои ресурсы - файлы, окна, семафоры и т.д. Такая обособленность нужна для того, чтобы защитить один процесс от другого, поскольку они, совместно используя все ресурсы машины, конкурируют с друг другом. В общем случае процессы принадлежат разным пользователям, разделяющим один компьютер, и ОС берет на себя роль арбитра в спорах процессов за ресурсы.

При мультипрограммировании повышается пропускная способность системы, но отдельный процесс никогда не может быть выполнен быстрее, чем если бы он выполнялся в однопрограммном режиме (всякое разделение ресурсов замедляет работу одного из участников за счет дополнительных затрат времени на ожидание освобождения ресурса). Однако задача, решаемая в рамках одного процесса, может обладать внутренним параллелизмом, который в принципе позволяет ускорить ее решение. Например, в ходе выполнения задачи происходит обращение к внешнему устройству, и на время этой операции можно не блокировать полностью выполнение процесса, а продолжить вычисления по другой "ветви" процесса.

Для этих целей современные ОС предлагают использовать сравнительно новый механизм *многонитевой обработки (multithreading)*. При этом вводится новое понятие "нить" (thread), а понятие "процесс" в значительной степени меняет смысл.

Мультипрограммирование теперь реализуется на уровне нитей, и задача, оформленная в виде нескольких нитей в рамках одного процесса, может быть выполнена быстрее за счет псевдопараллельного (или параллельного в мультипроцессорной системе) выполнения ее отдельных частей. Например, если электронная таблица была разработана с учетом возможностей многонитевой обработки, то пользователь может запросить пересчет своего рабочего листа и одновременно продолжать заполнять таблицу. Особенно эффективно можно использовать многонитевость для выполнения распределенных приложений, например, многонитевый сервер может параллельно выполнять запросы сразу нескольких клиентов.

Нити, относящиеся к одному процессу, не настолько изолированы друг от друга, как процессы в традиционной многозадачной системе, между ними легко организовать тесное взаимодействие. Действительно, в отличие от процессов, которые принадлежат разным, вообще говоря, конкурирующим приложениям, все нити одного процесса всегда принадлежат одному приложению, поэтому программист, пишущий это приложение, может заранее продумать работу множества нитей процесса таким образом, чтобы они могли взаимодействовать, а не бороться за ресурсы.

В традиционных ОС понятие "нить" тождественно понятию "процесс". В действительности часто бывает желательно иметь несколько нитей, разделяющих единое адресное пространство, но выполняющихся квазипараллельно, благодаря чему нити становятся подобными процессам (за исключением разделяемого адресного пространства).

Нити иногда называют облегченными процессами или мини-процессами. Действительно, нити во многих отношениях подобны процессам. Каждая нить выполняется строго последовательно и имеет свой собственный программный счетчик и стек. Нити, как и процессы, могут, например, порождать нити-потомки, могут переходить из состояния в состояние. Подобно традиционным процессам (то есть процессам, состоящим из одной нити), нити могут находится в одном из следующих состояний: ВЫПОЛНЕНИЕ, ОЖИДАНИЕ и ГОТОВНОСТЬ. Пока одна нить заблокирована, другая нить того же процесса может выполняться. Нити разделяют процессор так, как это делают процессы, в соответствии с различными вариантами планирования.

Однако различные нити в рамках одного процесса не настолько независимы, как отдельные процессы. Все такие нити имеют одно и то же адресное пространство. Это означает, что они разделяют одни и те же глобальные переменные. Поскольку каждая нить может иметь доступ к каждому виртуальному адресу, одна нить может использовать стек другой нити. Между нитями нет полной защиты, потому что, во-первых, это невозможно, а во-вторых, не нужно. Все нити одного процесса всегда решают общую задачу одного пользователя, и аппарат нитей используется здесь для более быстрого решения задачи путем ее распараллеливания. При этом программисту очень важно получить в свое распоряжения удобные средства организации взаимодействия частей одной задачи. Кроме разделения адресного пространства, все нити разделяют также набор открытых файлов, таймеров, сигналов и т.п.

Итак, нити имеют собственные:

* программный счетчик,
* стек,
* регистры,
* нити-потомки,
* состояние.

Нити разделяют:

* адресное пространство,
* глобальные переменные,
* открытые файлы,
* таймеры,
* семафоры,
* статистическую информацию.

Многонитевая обработка повышает эффективность работы системы по сравнению с многозадачной обработкой. Например, в многозадачной среде Windows можно одновременно работать с электронной таблицей и текстовым редактором. Однако, если пользователь запрашивает пересчет своего рабочего листа, электронная таблица блокируется до тех пор, пока эта операция не завершится, что может потребовать значительного времени. В многонитевой среде в случае, если электронная таблица была разработана с учетом возможностей многонитевой обработки, предоставляемых программисту, этой проблемы не возникает, и пользователь всегда имеет доступ к электронной таблице.

Широкое применение находит многонитевая обработка в распределенных системах. Смотрите об этом в разделе "Процессы и нити в распределенных системах".

Некоторые прикладные задачи легче программировать, используя параллелизм, например задачи типа "писатель-читатель", в которых одна нить выполняет запись в буфер, а другая считывает записи из него. Поскольку они разделяют общий буфер, не стоит их делать отдельными процессами. Другой пример использования нитей - это управление сигналами, такими как прерывание с клавиатуры (del или break). Вместо обработки сигнала прерывания, одна нить назначается для постоянного ожидания поступления сигналов. Таким образом, использование нитей может сократить необходимость в прерываниях пользовательского уровня. В этих примерах не столь важно параллельное выполнение, сколь важна ясность программы.

Наконец, в мультипроцессорных системах для нитей из одного адресного пространства имеется возможность выполняться параллельно на разных процессорах. Это действительно один из главных путей реализации разделения ресурсов в таких системах. С другой стороны, правильно сконструированные программы, которые используют нити, должны работать одинаково хорошо как на однопроцессорной машине в режиме разделения времени между нитями, так и на настоящем мультипроцессоре.

|  |
| --- |
|   |

### Управление памятью

Память является важнейшим ресурсом, требующим тщательного управления со стороны мультипрограммной операционной системы. Распределению подлежит вся оперативная память, не занятая операционной системой. Обычно ОС располагается в самых младших адресах, однако может занимать и самые старшие адреса. Функциями ОС по управлению памятью являются: отслеживание свободной и занятой памяти, выделение памяти процессам и освобождение памяти при завершении процессов, вытеснение процессов из оперативной памяти на диск, когда размеры основной памяти не достаточны для размещения в ней всех процессов, и возвращение их в оперативную память, когда в ней освобождается место, а также настройка адресов программы на конкретную область физической памяти.

#### Типы адресов

Для идентификации переменных и команд используются символьные имена (метки), виртуальные адреса и физические адреса (рисунок 2.7).

Символьные имена присваивает пользователь при написании программы на алгоритмическом языке или ассемблере.

Виртуальные адреса вырабатывает транслятор, переводящий программу на машинный язык. Так как во время трансляции в общем случае не известно, в какое место оперативной памяти будет загружена программа, то транслятор присваивает переменным и командам виртуальные (условные) адреса, обычно считая по умолчанию, что программа будет размещена, начиная с нулевого адреса. Совокупность виртуальных адресов процесса называется *виртуальным адресным пространством*. Каждый процесс имеет собственное виртуальное адресное пространство. Максимальный размер виртуального адресного пространства ограничивается разрядностью адреса, присущей данной архитектуре компьютера, и, как правило, не совпадает с объемом физической памяти, имеющимся в компьютере.

*Рис. 2.7. Типы адресов*

Физические адреса соответствуют номерам ячеек оперативной памяти, где в действительности расположены или будут расположены переменные и команды. Переход от виртуальных адресов к физическим может осуществляться двумя способами. В первом случае замену виртуальных адресов на физические делает специальная системная программа - перемещающий загрузчик. Перемещающий загрузчик на основании имеющихся у него исходных данных о начальном адресе физической памяти, в которую предстоит загружать программу, и информации, предоставленной транслятором об адресно-зависимых константах программы, выполняет загрузку программы, совмещая ее с заменой виртуальных адресов физическими.

Второй способ заключается в том, что программа загружается в память в неизмененном виде в виртуальных адресах, при этом операционная система фиксирует смещение действительного расположения программного кода относительно виртуального адресного пространства. Во время выполнения программы при каждом обращении к оперативной памяти выполняется преобразование виртуального адреса в физический. Второй способ является более гибким, он допускает перемещение программы во время ее выполнения, в то время как перемещающий загрузчик жестко привязывает программу к первоначально выделенному ей участку памяти. Вместе с тем использование перемещающего загрузчика уменьшает накладные расходы, так как преобразование каждого виртуального адреса происходит только один раз во время загрузки, а во втором случае - каждый раз при обращении по данному адресу.

В некоторых случаях (обычно в специализированных системах), когда заранее точно известно, в какой области оперативной памяти будет выполняться программа, транслятор выдает исполняемый код сразу в физических адресах.

#### Методы распределения памяти без использования дискового пространства

Все методы управления памятью могут быть разделены на два класса: методы, которые используют перемещение процессов между оперативной памятью и диском, и методы, которые не делают этого (рисунок 2.8). Начнем с последнего, более простого класса методов.

*Рис. 2.8. Классификация методов распределения памяти*

##### Распределение памяти фиксированными разделами

Самым простым способом управления оперативной памятью является разделение ее на несколько разделов фиксированной величины. Это может быть выполнено вручную оператором во время старта системы или во время ее генерации. Очередная задача, поступившая на выполнение, помещается либо в общую очередь (рисунок 2.9,а), либо в очередь к некоторому разделу (рисунок 2.9,б).

*Рис. 2.9. Распределение памяти фиксированными разделами:
а - с общей очередью; б - с отдельными очередями*

Подсистема управления памятью в этом случае выполняет следующие задачи:

* сравнивая размер программы, поступившей на выполнение, и свободных разделов, выбирает подходящий раздел,
* осуществляет загрузку программы и настройку адресов.

При очевидном преимуществе - простоте реализации - данный метод имеет существенный недостаток - жесткость. Так как в каждом разделе может выполняться только одна программа, то уровень мультипрограммирования заранее ограничен числом разделов не зависимо от того, какой размер имеют программы. Даже если программа имеет небольшой объем, она будет занимать весь раздел, что приводит к неэффективному использованию памяти. С другой стороны, даже если объем оперативной памяти машины позволяет выполнить некоторую программу, разбиение памяти на разделы не позволяет сделать этого.

##### Распределение памяти разделами переменной величины

В этом случае память машины не делится заранее на разделы. Сначала вся память свободна. Каждой вновь поступающей задаче выделяется необходимая ей память. Если достаточный объем памяти отсутствует, то задача не принимается на выполнение и стоит в очереди. После завершения задачи память освобождается, и на это место может быть загружена другая задача. Таким образом, в произвольный момент времени оперативная память представляет собой случайную последовательность занятых и свободных участков (разделов) произвольного размера. На рисунке 2.10 показано состояние памяти в различные моменты времени при использовании динамического распределения. Так в момент t0 в памяти находится только ОС, а к моменту t1 память разделена между 5 задачами, причем задача П4, завершаясь, покидает память. На освободившееся после задачи П4 место загружается задача П6, поступившая в момент t3.

*Рис. 2.10. Распределение памяти динамическими разделами*

Задачами операционной системы при реализации данного метода управления памятью является:

* ведение таблиц свободных и занятых областей, в которых указываются начальные адреса и размеры участков памяти,
* при поступлении новой задачи - анализ запроса, просмотр таблицы свободных областей и выбор раздела, размер которого достаточен для размещения поступившей задачи,
* загрузка задачи в выделенный ей раздел и корректировка таблиц свободных и занятых областей,
* после завершения задачи корректировка таблиц свободных и занятых областей.

Программный код не перемещается во время выполнения, то есть может быть проведена единовременная настройка адресов посредством использования перемещающего загрузчика.

Выбор раздела для вновь поступившей задачи может осуществляться по разным правилам, таким, например, как "первый попавшийся раздел достаточного размера", или "раздел, имеющий наименьший достаточный размер", или "раздел, имеющий наибольший достаточный размер". Все эти правила имеют свои преимущества и недостатки.

По сравнению с методом распределения памяти фиксированными разделами данный метод обладает гораздо большей гибкостью, но ему присущ очень серьезный недостаток - *фрагментация памяти*. Фрагментация - это наличие большого числа несмежных участков свободной памяти очень маленького размера (фрагментов). Настолько маленького, что ни одна из вновь поступающих программ не может поместиться ни в одном из участков, хотя суммарный объем фрагментов может составить значительную величину, намного превышающую требуемый объем памяти.

##### Перемещаемые разделы

Одним из методов борьбы с фрагментацией является перемещение всех занятых участков в сторону старших либо в сторону младших адресов, так, чтобы вся свободная память образовывала единую свободную область (рисунок 2.11). В дополнение к функциям, которые выполняет ОС при распределении памяти переменными разделами, в данном случае она должна еще время от времени копировать содержимое разделов из одного места памяти в другое, корректируя таблицы свободных и занятых областей. Эта процедура называется "сжатием". Сжатие может выполняться либо при каждом завершении задачи, либо только тогда, когда для вновь поступившей задачи нет свободного раздела достаточного размера. В первом случае требуется меньше вычислительной работы при корректировке таблиц, а во втором - реже выполняется процедура сжатия. Так как программы перемещаются по оперативной памяти в ходе своего выполнения, то преобразование адресов из виртуальной формы в физическую должно выполняться динамическим способом.

*Рис. 2.11. Распределение памяти перемещаемыми разделами*

Хотя процедура сжатия и приводит к более эффективному использованию памяти, она может потребовать значительного времени, что часто перевешивает преимущества данного метода.

#### Методы распределения памяти с использованием дискового пространства

##### Понятие виртуальной памяти

Уже достаточно давно пользователи столкнулись с проблемой размещения в памяти программ, размер которых превышал имеющуюся в наличии свободную память. Решением было разбиение программы на части, называемые *оверлеями*. 0-ой оверлей начинал выполняться первым. Когда он заканчивал свое выполнение, он вызывал другой оверлей. Все оверлеи хранились на диске и перемещались между памятью и диском средствами операционной системы. Однако разбиение программы на части и планирование их загрузки в оперативную память должен был осуществлять программист.

Развитие методов организации вычислительного процесса в этом направлении привело к появлению метода, известного под названием *виртуальная память*. Виртуальным называется ресурс, который пользователю или пользовательской программе представляется обладающим свойствами, которыми он в действительности не обладает. Так, например, пользователю может быть предоставлена виртуальная оперативная память, размер которой превосходит всю имеющуюся в системе реальную оперативную память. Пользователь пишет программы так, как будто в его распоряжении имеется однородная оперативная память большого объема, но в действительности все данные, используемые программой, хранятся на одном или нескольких разнородных запоминающих устройствах, обычно на дисках, и при необходимости частями отображаются в реальную память.

Таким образом, виртуальная память - это совокупность программно-аппаратных средств, позволяющих пользователям писать программы, размер которых превосходит имеющуюся оперативную память; для этого виртуальная память решает следующие задачи:

* размещает данные в запоминающих устройствах разного типа, например, часть программы в оперативной памяти, а часть на диске;
* перемещает по мере необходимости данные между запоминающими устройствами разного типа, например, подгружает нужную часть программы с диска в оперативную память;
* преобразует виртуальные адреса в физические.

Все эти действия выполняются *автоматически*, без участия программиста, то есть механизм виртуальной памяти является прозрачным по отношению к пользователю.

Наиболее распространенными реализациями виртуальной памяти является страничное, сегментное и странично-сегментное распределение памяти, а также свопинг.

##### Страничное распределение

На рисунке 2.12 показана схема страничного распределения памяти. Виртуальное адресное пространство каждого процесса делится на части одинакового, фиксированного для данной системы размера, называемые виртуальными страницами. В общем случае размер виртуального адресного пространства не является кратным размеру страницы, поэтому последняя страница каждого процесса дополняется фиктивной областью.

Вся оперативная память машины также делится на части такого же размера, называемые физическими страницами (или блоками).

Размер страницы обычно выбирается равным степени двойки: 512, 1024 и т.д., это позволяет упростить механизм преобразования адресов.

При загрузке процесса часть его виртуальных страниц помещается в оперативную память, а остальные - на диск. Смежные виртуальные страницы не обязательно располагаются в смежных физических страницах. При загрузке операционная система создает для каждого процесса информационную структуру - таблицу страниц, в которой устанавливается соответствие между номерами виртуальных и физических страниц для страниц, загруженных в оперативную память, или делается отметка о том, что виртуальная страница выгружена на диск. Кроме того, в таблице страниц содержится управляющая информация, такая как признак модификации страницы, признак невыгружаемости (выгрузка некоторых страниц может быть запрещена), признак обращения к странице (используется для подсчета числа обращений за определенный период времени) и другие данные, формируемые и используемые механизмом виртуальной памяти.

*Рис. 2.12. Страничное распределение памяти*

При активизации очередного процесса в специальный регистр процессора загружается адрес таблицы страниц данного процесса.

При каждом обращении к памяти происходит чтение из таблицы страниц информации о виртуальной странице, к которой произошло обращение. Если данная виртуальная страница находится в оперативной памяти, то выполняется преобразование виртуального адреса в физический. Если же нужная виртуальная страница в данный момент выгружена на диск, то происходит так называемое страничное прерывание. Выполняющийся процесс переводится в состояние ожидания, и активизируется другой процесс из очереди готовых. Параллельно программа обработки страничного прерывания находит на диске требуемую виртуальную страницу и пытается загрузить ее в оперативную память. Если в памяти имеется свободная физическая страница, то загрузка выполняется немедленно, если же свободных страниц нет, то решается вопрос, какую страницу следует выгрузить из оперативной памяти.

В данной ситуации может быть использовано много разных критериев выбора, наиболее популярные из них следующие:

* дольше всего не использовавшаяся страница,
* первая попавшаяся страница,
* страница, к которой в последнее время было меньше всего обращений.

В некоторых системах используется понятие рабочего множества страниц. Рабочее множество определяется для каждого процесса и представляет собой перечень наиболее часто используемых страниц, которые должны постоянно находиться в оперативной памяти и поэтому не подлежат выгрузке.

После того, как выбрана страница, которая должна покинуть оперативную память, анализируется ее признак модификации (из таблицы страниц). Если выталкиваемая страница с момента загрузки была модифицирована, то ее новая версия должна быть переписана на диск. Если нет, то она может быть просто уничтожена, то есть соответствующая физическая страница объявляется свободной.

Рассмотрим механизм преобразования виртуального адреса в физический при страничной организации памяти (рисунок 2.13).

Виртуальный адрес при страничном распределении может быть представлен в виде пары (p, s), где p - номер виртуальной страницы процесса (нумерация страниц начинается с 0), а s - смещение в пределах виртуальной страницы. Учитывая, что размер страницы равен 2 в степени к, смещение s может быть получено простым отделением k младших разрядов в двоичной записи виртуального адреса. Оставшиеся старшие разряды представляют собой двоичную запись номера страницы p.

*Рис. 2.13. Механизм преобразования виртуального адреса в физический
при страничной организации памяти*

При каждом обращении к оперативной памяти аппаратными средствами выполняются следующие действия:

1. на основании начального адреса таблицы страниц (содержимое регистра адреса таблицы страниц), номера виртуальной страницы (старшие разряды виртуального адреса) и длины записи в таблице страниц (системная константа) определяется адрес нужной записи в таблице,
2. из этой записи извлекается номер физической страницы,
3. к номеру физической страницы присоединяется смещение (младшие разряды виртуального адреса).

Использование в пункте (3) того факта, что размер страницы равен степени 2, позволяет применить операцию конкатенации (присоединения) вместо более длительной операции сложения, что уменьшает время получения физического адреса, а значит повышает производительность компьютера.

На производительность системы со страничной организацией памяти влияют временные затраты, связанные с обработкой страничных прерываний и преобразованием виртуального адреса в физический. При часто возникающих страничных прерываниях система может тратить большую часть времени впустую, на свопинг страниц. Чтобы уменьшить частоту страничных прерываний, следовало бы увеличивать размер страницы. Кроме того, увеличение размера страницы уменьшает размер таблицы страниц, а значит уменьшает затраты памяти. С другой стороны, если страница велика, значит велика и фиктивная область в последней виртуальной странице каждой программы. В среднем на каждой программе теряется половина объема страницы, что в сумме при большой странице может составить существенную величину. Время преобразования виртуального адреса в физический в значительной степени определяется временем доступа к таблице страниц. В связи с этим таблицу страниц стремятся размещать в "быстрых" запоминающих устройствах. Это может быть, например, набор специальных регистров или память, использующая для уменьшения времени доступа ассоциативный поиск и кэширование данных.

Страничное распределение памяти может быть реализовано в упрощенном варианте, без выгрузки страниц на диск. В этом случае все виртуальные страницы всех процессов постоянно находятся в оперативной памяти. Такой вариант страничной организации хотя и не предоставляет пользователю виртуальной памяти, но почти исключает фрагментацию за счет того, что программа может загружаться в несмежные области, а также того, что при загрузке виртуальных страниц никогда не образуется остатков.

##### Сегментное распределение

При страничной организации виртуальное адресное пространство процесса делится механически на равные части. Это не позволяет дифференцировать способы доступа к разным частям программы (сегментам), а это свойство часто бывает очень полезным. Например, можно запретить обращаться с операциями записи и чтения в кодовый сегмент программы, а для сегмента данных разрешить только чтение. Кроме того, разбиение программы на "осмысленные" части делает принципиально возможным разделение одного сегмента несколькими процессами. Например, если два процесса используют одну и ту же математическую подпрограмму, то в оперативную память может быть загружена только одна копия этой подпрограммы.

Рассмотрим, каким образом сегментное распределение памяти реализует эти возможности (рисунок 2.14). Виртуальное адресное пространство процесса делится на сегменты, размер которых определяется программистом с учетом смыслового значения содержащейся в них информации. Отдельный сегмент может представлять собой подпрограмму, массив данных и т.п. Иногда сегментация программы выполняется по умолчанию компилятором.

При загрузке процесса часть сегментов помещается в оперативную память (при этом для каждого из этих сегментов операционная система подыскивает подходящий участок свободной памяти), а часть сегментов размещается в дисковой памяти. Сегменты одной программы могут занимать в оперативной памяти несмежные участки. Во время загрузки система создает таблицу сегментов процесса (аналогичную таблице страниц), в которой для каждого сегмента указывается начальный физический адрес сегмента в оперативной памяти, размер сегмента, правила доступа, признак модификации, признак обращения к данному сегменту за последний интервал времени и некоторая другая информация. Если виртуальные адресные пространства нескольких процессов включают один и тот же сегмент, то в таблицах сегментов этих процессов делаются ссылки на один и тот же участок оперативной памяти, в который данный сегмент загружается в единственном экземпляре.

*Рис. 2.14. Распределение памяти сегментами*

Система с сегментной организацией функционирует аналогично системе со страничной организацией: время от времени происходят прерывания, связанные с отсутствием нужных сегментов в памяти, при необходимости освобождения памяти некоторые сегменты выгружаются, при каждом обращении к оперативной памяти выполняется преобразование виртуального адреса в физический. Кроме того, при обращении к памяти проверяется, разрешен ли доступ требуемого типа к данному сегменту.

Виртуальный адрес при сегментной организации памяти может быть представлен парой (g, s), где g - номер сегмента, а s - смещение в сегменте. Физический адрес получается путем сложения начального физического адреса сегмента, найденного в таблице сегментов по номеру g, и смещения s.

Недостатком данного метода распределения памяти является фрагментация на уровне сегментов и более медленное по сравнению со страничной организацией преобразование адреса.

##### Странично-сегментное распределение

Как видно из названия, данный метод представляет собой комбинацию страничного и сегментного распределения памяти и, вследствие этого, сочетает в себе достоинства обоих подходов. Виртуальное пространство процесса делится на сегменты, а каждый сегмент в свою очередь делится на виртуальные страницы, которые нумеруются в пределах сегмента. Оперативная память делится на физические страницы. Загрузка процесса выполняется операционной системой постранично, при этом часть страниц размещается в оперативной памяти, а часть на диске. Для каждого сегмента создается своя таблица страниц, структура которой полностью совпадает со структурой таблицы страниц, используемой при страничном распределении. Для каждого процесса создается таблица сегментов, в которой указываются адреса таблиц страниц для всех сегментов данного процесса. Адрес таблицы сегментов загружается в специальный регистр процессора, когда активизируется соответствующий процесс. На рисунке 2.15 показана схема преобразования виртуального адреса в физический для данного метода.

*Рис. 2.15. Схема преобразования виртуального адреса в физический для
сегментно-страничной организации памяти*

##### Свопинг

Разновидностью виртуальной памяти является свопинг.

На рисунке 2.16 показан график зависимости коэффициента загрузки процессора в зависимости от числа одновременно выполняемых процессов и доли времени, проводимого этими процессами в состоянии ожидания ввода-вывода.

*Рис. 2.16. Зависимость загрузки процессора от числа задач и интенсивности ввода-вывода*

Из рисунка видно, что для загрузки процессора на 90% достаточно всего трех счетных задач. Однако для того, чтобы обеспечить такую же загрузку интерактивными задачами, выполняющими интенсивный ввод-вывод, потребуются десятки таких задач. Необходимым условием для выполнения задачи является загрузка ее в оперативную память, объем которой ограничен. В этих условиях был предложен метод организации вычислительного процесса, называемый свопингом. В соответствии с этим методом некоторые процессы (обычно находящиеся в состоянии ожидания) временно выгружаются на диск. Планировщик операционной системы не исключает их из своего рассмотрения, и при наступлении условий активизации некоторого процесса, находящегося в области свопинга на диске, этот процесс перемещается в оперативную память. Если свободного места в оперативной памяти не хватает, то выгружается другой процесс.

При свопинге, в отличие от рассмотренных ранее методов реализации виртуальной памяти, процесс перемещается между памятью и диском целиком, то есть в течение некоторого времени процесс может полностью отсутствовать в оперативной памяти. Существуют различные алгоритмы выбора процессов на загрузку и выгрузку, а также различные способы выделения оперативной и дисковой памяти загружаемому процессу.

#### Иерархия запоминающих устройств. Принцип кэширования данных

Память вычислительной машины представляет собой иерархию запоминающих устройств (внутренние регистры процессора, различные типы сверхоперативной и оперативной памяти, диски, ленты), отличающихся средним временем доступа и стоимостью хранения данных в расчете на один бит (рисунок 2.17). Пользователю хотелось бы иметь и недорогую и быструю память. Кэш-память представляет некоторое компромиссное решение этой проблемы.

*Рис. 2.17. Иерархия ЗУ*

*Кэш-память* - это способ организации совместного функционирования двух типов запоминающих устройств, отличающихся временем доступа и стоимостью хранения данных, который позволяет уменьшить среднее время доступа к данным за счет динамического копирования в "быстрое" ЗУ наиболее часто используемой информации из "медленного" ЗУ.

Кэш-памятью часто называют не только способ организации работы двух типов запоминающих устройств, но и одно из устройств - "быстрое" ЗУ. Оно стоит дороже и, как правило, имеет сравнительно небольшой объем. Важно, что механизм кэш-памяти является прозрачным для пользователя, который не должен сообщать никакой информации об интенсивности использования данных и не должен никак участвовать в перемещении данных из ЗУ одного типа в ЗУ другого типа, все это делается автоматически системными средствами.

Рассмотрим частный случай использования кэш-памяти для уменьшения среднего времени доступа к данным, хранящимся в оперативной памяти. Для этого между процессором и оперативной памятью помещается быстрое ЗУ, называемое просто кэш-памятью (рисунок 2.18). В качестве такового может быть использована, например, ассоциативная память. Содержимое кэш-памяти представляет собой совокупность записей обо всех загруженных в нее элементах данных. Каждая запись об элементе данных включает в себя адрес, который этот элемент данных имеет в оперативной памяти, и управляющую информацию: признак модификации и признак обращения к данным за некоторый последний период времени.

*Рис. 2.18. Кэш-память*

В системах, оснащенных кэш-памятью, каждый запрос к оперативной памяти выполняется в соответствии со следующим алгоритмом:

1. Просматривается содержимое кэш-памяти с целью определения, не находятся ли нужные данные в кэш-памяти; кэш-память не является адресуемой, поэтому поиск нужных данных осуществляется по содержимому - значению поля "адрес в оперативной памяти", взятому из запроса.
2. Если данные обнаруживаются в кэш-памяти, то они считываются из нее, и результат передается в процессор.
3. Если нужных данных нет, то они вместе со своим адресом копируются из оперативной памяти в кэш-память, и результат выполнения запроса передается в процессор. При копировании данных может оказаться, что в кэш-памяти нет свободного места, тогда выбираются данные, к которым в последний период было меньше всего обращений, для вытеснения из кэш-памяти. Если вытесняемые данные были модифицированы за время нахождения в кэш-памяти, то они переписываются в оперативную память. Если же эти данные не были модифицированы, то их место в кэш-памяти объявляется свободным.

На практике в кэш-память считывается не один элемент данных, к которому произошло обращение, а целый блок данных, это увеличивает вероятность так называемого "попадания в кэш", то есть нахождения нужных данных в кэш-памяти.

Покажем, как среднее время доступа к данным зависит от вероятности попадания в кэш. Пусть имеется основное запоминающие устройство со средним временем доступа к данным t1 и кэш-память, имеющая время доступа t2, очевидно, что t2<t1. Обозначим через t среднее время доступа к данным в системе с кэш-памятью, а через p -вероятность попадания в кэш. По формуле полной вероятности имеем:

t = t1((1 - p) + t2(p

Из нее видно, что среднее время доступа к данным в системе с кэш-памятью линейно зависит от вероятности попадания в кэш и изменяется от среднего времени доступа в основное ЗУ (при р=0) до среднего времени доступа непосредственно в кэш-память (при р=1).

В реальных системах вероятность попадания в кэш составляет примерно 0,9. Высокое значение вероятности нахождения данных в кэш-памяти связано с наличием у данных объективных свойств: пространственной и временной локальности.

* *Пространственная локальность*. Если произошло обращение по некоторому адресу, то с высокой степенью вероятности в ближайшее время произойдет обращение к соседним адресам.
* *Временная локальность*. Если произошло обращение по некоторому адресу, то следующее обращение по этому же адресу с большой вероятностью произойдет в ближайшее время.

Все предыдущие рассуждения справедливы и для других пар запоминающих устройств, например, для оперативной памяти и внешней памяти. В этом случае уменьшается среднее время доступа к данным, расположенным на диске, и роль кэш-памяти выполняет буфер в оперативной памяти.

|  |
| --- |
|   |

### Управление вводом-выводом

Одной из главных функций ОС является управление всеми устройствами ввода-вывода компьютера. ОС должна передавать устройствам команды, перехватывать прерывания и обрабатывать ошибки; она также должна обеспечивать интерфейс между устройствами и остальной частью системы. В целях развития интерфейс должен быть одинаковым для всех типов устройств (независимость от устройств).

#### Физическая организация устройств ввода-вывода

Устройства ввода-вывода делятся на два типа: *блок-ориентированные* устройства и *байт-ориентированные* устройства. Блок-ориентированные устройства хранят информацию в блоках фиксированного размера, каждый из которых имеет свой собственный адрес. Самое распространенное блок-ориентированное устройство - диск. Байт-ориентированные устройства не адресуемы и не позволяют производить операцию поиска, они генерируют или потребляют последовательность байтов. Примерами являются терминалы, строчные принтеры, сетевые адаптеры. Однако некоторые внешние устройства не относятся ни к одному классу, например, часы, которые, с одной стороны, не адресуемы, а с другой стороны, не порождают потока байтов. Это устройство только выдает сигнал прерывания в некоторые моменты времени.

Внешнее устройство обычно состоит из механического и электронного компонента. Электронный компонент называется контроллером устройства или адаптером. Механический компонент представляет собственно устройство. Некоторые контроллеры могут управлять несколькими устройствами. Если интерфейс между контроллером и устройством стандартизован, то независимые производители могут выпускать совместимые как контроллеры, так и устройства.

Операционная система обычно имеет дело не с устройством, а с контроллером. Контроллер, как правило, выполняет простые функции, например, преобразует поток бит в блоки, состоящие из байт, и осуществляют контроль и исправление ошибок. Каждый контроллер имеет несколько регистров, которые используются для взаимодействия с центральным процессором. В некоторых компьютерах эти регистры являются частью физического адресного пространства. В таких компьютерах нет специальных операций ввода-вывода. В других компьютерах адреса регистров ввода-вывода, называемых часто портами, образуют собственное адресное пространство за счет введения специальных операций ввода-вывода (например, команд IN и OUT в процессорах i86).

ОС выполняет ввод-вывод, записывая команды в регистры контроллера. Например, контроллер гибкого диска IBM PC принимает 15 команд, таких как READ, WRITE, SEEK, FORMAT и т.д. Когда команда принята, процессор оставляет контроллер и занимается другой работой. При завершении команды контроллер организует прерывание для того, чтобы передать управление процессором операционной системе, которая должна проверить результаты операции. Процессор получает результаты и статус устройства, читая информацию из регистров контроллера.

#### Организация программного обеспечения ввода-вывода

Основная идея организации программного обеспечения ввода-вывода состоит в разбиении его на несколько уровней, причем нижние уровни обеспечивают экранирование особенностей аппаратуры от верхних, а те, в свою очередь, обеспечивают удобный интерфейс для пользователей.

Ключевым принципом является независимость от устройств. Вид программы не должен зависеть от того, читает ли она данные с гибкого диска или с жесткого диска.

Очень близкой к идее независимости от устройств является идея единообразного именования, то есть для именования устройств должны быть приняты единые правила.

Другим важным вопросом для программного обеспечения ввода-вывода является обработка ошибок. Вообще говоря, ошибки следует обрабатывать как можно ближе к аппаратуре. Если контроллер обнаруживает ошибку чтения, то он должен попытаться ее скорректировать. Если же это ему не удается, то исправлением ошибок должен заняться драйвер устройства. Многие ошибки могут исчезать при повторных попытках выполнения операций ввода-вывода, например, ошибки, вызванные наличием пылинок на головках чтения или на диске. И только если нижний уровень не может справиться с ошибкой, он сообщает об ошибке верхнему уровню.

Еще один ключевой вопрос - это использование блокирующих (синхронных) и неблокирующих (асинхронных) передач. Большинство операций физического ввода-вывода выполняется асинхронно - процессор начинает передачу и переходит на другую работу, пока не наступает прерывание. Пользовательские программы намного легче писать, если операции ввода-вывода блокирующие - после команды READ программа автоматически приостанавливается до тех пор, пока данные не попадут в буфер программы. ОС выполняет операции ввода-вывода асинхронно, но представляет их для пользовательских программ в синхронной форме.

Последняя проблема состоит в том, что одни устройства являются разделяемыми, а другие - выделенными. Диски - это разделяемые устройства, так как одновременный доступ нескольких пользователей к диску не представляет собой проблему. Принтеры - это выделенные устройства, потому что нельзя смешивать строчки, печатаемые различными пользователями. Наличие выделенных устройств создает для операционной системы некоторые проблемы.

Для решения поставленных проблем целесообразно разделить программное обеспечение ввода-вывода на четыре слоя (рисунок 2.30):

* Обработка прерываний,
* Драйверы устройств,
* Независимый от устройств слой операционной системы,
* Пользовательский слой программного обеспечения.

*Рис. 2.30. Многоуровневая организация подсистемы ввода-вывода*

#### Обработка прерываний

Прерывания должны быть скрыты как можно глубже в недрах операционной системы, чтобы как можно меньшая часть ОС имела с ними дело. Наилучший способ состоит в разрешении процессу, инициировавшему операцию ввода-вывода, блокировать себя до завершения операции и наступления прерывания. Процесс может блокировать себя, используя, например, вызов DOWN для семафора, или вызов WAIT для переменной условия, или вызов RECEIVE для ожидания сообщения. При наступлении прерывания процедура обработки прерывания выполняет разблокирование процесса, инициировавшего операцию ввода-вывода, используя вызовы UP, SIGNAL или посылая процессу сообщение. В любом случае эффект от прерывания будет состоять в том, что ранее заблокированный процесс теперь продолжит свое выполнение.

#### Драйверы устройств

Весь зависимый от устройства код помещается в драйвер устройства. Каждый драйвер управляет устройствами одного типа или, может быть, одного класса.

В операционной системе только драйвер устройства знает о конкретных особенностях какого-либо устройства. Например, только драйвер диска имеет дело с дорожками, секторами, цилиндрами, временем установления головки и другими факторами, обеспечивающими правильную работу диска.

Драйвер устройства принимает запрос от устройств программного слоя и решает, как его выполнить. Типичным запросом является чтение n блоков данных. Если драйвер был свободен во время поступления запроса, то он начинает выполнять запрос немедленно. Если же он был занят обслуживанием другого запроса, то вновь поступивший запрос присоединяется к очереди уже имеющихся запросов, и он будет выполнен, когда наступит его очередь.

Первый шаг в реализации запроса ввода-вывода, например, для диска, состоит в преобразовании его из абстрактной формы в конкретную. Для дискового драйвера это означает преобразование номеров блоков в номера цилиндров, головок, секторов, проверку, работает ли мотор, находится ли головка над нужным цилиндром. Короче говоря, он должен решить, какие операции контроллера нужно выполнить и в какой последовательности.

После передачи команды контроллеру драйвер должен решить, блокировать ли себя до окончания заданной операции или нет. Если операция занимает значительное время, как при печати некоторого блока данных, то драйвер блокируется до тех пор, пока операция не завершится, и обработчик прерывания не разблокирует его. Если команда ввода-вывода выполняется быстро (например, прокрутка экрана), то драйвер ожидает ее завершения без блокирования.

#### Независимый от устройств слой операционной системы

Большая часть программного обеспечения ввода-вывода является независимой от устройств. Точная граница между драйверами и независимыми от устройств программами определяется системой, так как некоторые функции, которые могли бы быть реализованы независимым способом, в действительности выполнены в виде драйверов для повышения эффективности или по другим причинам.

Типичными функциями для независимого от устройств слоя являются:

* обеспечение общего интерфейса к драйверам устройств,
* именование устройств,
* защита устройств,
* обеспечение независимого размера блока,
* буферизация,
* распределение памяти на блок-ориентированных устройствах,
* распределение и освобождение выделенных устройств,
* уведомление об ошибках.

Остановимся на некоторых функциях данного перечня. Верхним слоям программного обеспечения не удобно работать с блоками разной величины, поэтому данный слой обеспечивает единый размер блока, например, за счет объединения нескольких различных блоков в единый логический блок. В связи с этим верхние уровни имеют дело с абстрактными устройствами, которые используют единый размер логического блока независимо от размера физического сектора.

При создании файла или заполнении его новыми данными необходимо выделить ему новые блоки. Для этого ОС должна вести список или битовую карту свободных блоков диска. На основании информации о наличии свободного места на диске может быть разработан алгоритм поиска свободного блока, независимый от устройства и реализуемый программным слоем, находящимся выше слоя драйверов.

#### Пользовательский слой программного обеспечения

Хотя большая часть программного обеспечения ввода-вывода находится внутри ОС, некоторая его часть содержится в библиотеках, связываемых с пользовательскими программами. Системные вызовы, включающие вызовы ввода-вывода, обычно делаются библиотечными процедурами. Если программа, написанная на языке С, содержит вызов

count = write (fd, buffer, nbytes),

то библиотечная процедура write будет связана с программой. Набор подобных процедур является частью системы ввода-вывода. В частности, форматирование ввода или вывода выполняется библиотечными процедурами. Примером может служить функция printf языка С, которая принимает строку формата и, возможно, некоторые переменные в качестве входной информации, затем строит строку символов ASCII и делает вызов write для вывода этой строки. Стандартная библиотека ввода-вывода содержит большое число процедур, которые выполняют ввод-вывод и работают как часть пользовательской программы.

Другой категорией программного обеспечения ввода-вывода является подсистема спулинга (spooling). Спулинг - это способ работы с выделенными устройствами в мультипрограммной системе. Рассмотрим типичное устройство, требующее спулинга - строчный принтер. Хотя технически легко позволить каждому пользовательскому процессу открыть специальный файл, связанный с принтером, такой способ опасен из-за того, что пользовательский процесс может монополизировать принтер на произвольное время. Вместо этого создается специальный процесс - монитор, который получает исключительные права на использование этого устройства. Также создается специальный каталог, называемый каталогом спулинга. Для того, чтобы напечатать файл, пользовательский процесс помещает выводимую информацию в этот файл и помещает его в каталог спулинга. Процесс-монитор по очереди распечатывает все файлы, содержащиеся в каталоге спулинга.

|  |
| --- |
|   |

### Файловая система

*Файловая система* - это часть операционной системы, назначение которой состоит в том, чтобы обеспечить пользователю удобный интерфейс при работе с данными, хранящимися на диске, и обеспечить совместное использование файлов несколькими пользователями и процессами.

В широком смысле понятие "файловая система" включает:

* совокупность всех файлов на диске,
* наборы структур данных, используемых для управления файлами, такие, например, как каталоги файлов, дескрипторы файлов, таблицы распределения свободного и занятого пространства на диске,
* комплекс системных программных средств, реализующих управление файлами, в частности: создание, уничтожение, чтение, запись, именование, поиск и другие операции над файлами.

#### Имена файлов

Файлы идентифицируются именами. Пользователи дают файлам символьные имена, при этом учитываются ограничения ОС как на используемые символы, так и на длину имени. До недавнего времени эти границы были весьма узкими. Так в популярной файловой системе FAT длина имен ограничивается известной схемой 8.3 (8 символов - собственно имя, 3 символа - расширение имени), а в ОС UNIX System V имя не может содержать более 14 символов. Однако пользователю гораздо удобнее работать с длинными именами, поскольку они позволяют дать файлу действительно мнемоническое название, по которому даже через достаточно большой промежуток времени можно будет вспомнить, что содержит этот файл. Поэтому современные файловые системы, как правило, поддерживают длинные символьные имена файлов. Например, Windows NT в своей новой файловой системе NTFS устанавливает, что имя файла может содержать до 255 символов, не считая завершающего нулевого символа.

При переходе к длинным именам возникает проблема совместимости с ранее созданными приложениями, использующими короткие имена. Чтобы приложения могли обращаться к файлам в соответствии с принятыми ранее соглашениями, файловая система должна уметь предоставлять эквивалентные короткие имена (псевдонимы) файлам, имеющим длинные имена. Таким образом, одной из важных задач становится проблема генерации соответствующих коротких имен.

Длинные имена поддерживаются не только новыми файловыми системами, но и новыми версиями хорошо известных файловых систем. Например, в ОС Windows 95 используется файловая система VFAT, представляющая собой существенно измененный вариант FAT. Среди многих других усовершенствований одним из главных достоинств VFAT является поддержка длинных имен. Кроме проблемы генерации эквивалентных коротких имен, при реализации нового варианта FAT важной задачей была задача хранения длинных имен при условии, что принципиально метод хранения и структура данных на диске не должны были измениться.

Обычно разные файлы могут иметь одинаковые символьные имена. В этом случае файл однозначно идентифицируется так называемым составным именем, представляющем собой последовательность символьных имен каталогов. В некоторых системах одному и тому же файлу не может быть дано несколько разных имен, а в других такое ограничение отсутствует. В последнем случае операционная система присваивает файлу дополнительно уникальное имя, так, чтобы можно было установить взаимно-однозначное соответствие между файлом и его уникальным именем. Уникальное имя представляет собой числовой идентификатор и используется программами операционной системы. Примером такого уникального имени файла является номер индексного дескриптора в системе UNIX.

#### Типы файлов

Файлы бывают разных типов: обычные файлы, специальные файлы, файлы-каталоги.

Обычные файлы в свою очередь подразделяются на текстовые и двоичные. Текстовые файлы состоят из строк символов, представленных в ASCII-коде. Это могут быть документы, исходные тексты программ и т.п. Текстовые файлы можно прочитать на экране и распечатать на принтере. Двоичные файлы не используют ASCII-коды, они часто имеют сложную внутреннюю структуру, например, объектный код программы или архивный файл. Все операционные системы должны уметь распознавать хотя бы один тип файлов - их собственные исполняемые файлы.

*Специальные файлы* - это файлы, ассоциированные с устройствами ввода-вывода, которые позволяют пользователю выполнять операции ввода-вывода, используя обычные команды записи в файл или чтения из файла. Эти команды обрабатываются вначале программами файловой системы, а затем на некотором этапе выполнения запроса преобразуются ОС в команды управления соответствующим устройством. Специальные файлы, так же как и устройства ввода-вывода, делятся на блок-ориентированные и байт-ориентированные.

*Каталог* - это, с одной стороны, группа файлов, объединенных пользователем исходя из некоторых соображений (например, файлы, содержащие программы игр, или файлы, составляющие один программный пакет), а с другой стороны - это файл, содержащий системную информацию о группе файлов, его составляющих. В каталоге содержится список файлов, входящих в него, и устанавливается соответствие между файлами и их характеристиками (атрибутами).

В разных файловых системах могут использоваться в качестве атрибутов разные характеристики, например:

* информация о разрешенном доступе,
* пароль для доступа к файлу,
* владелец файла,
* создатель файла,
* признак "только для чтения",
* признак "скрытый файл",
* признак "системный файл",
* признак "архивный файл",
* признак "двоичный/символьный",
* признак "временный" (удалить после завершения процесса),
* признак блокировки,
* длина записи,
* указатель на ключевое поле в записи,
* длина ключа,
* времена создания, последнего доступа и последнего изменения,
* текущий размер файла,
* максимальный размер файла.

Каталоги могут непосредственно содержать значения характеристик файлов, как это сделано в файловой системе MS-DOS, или ссылаться на таблицы, содержащие эти характеристики, как это реализовано в ОС UNIX (рисунок 2.31). Каталоги могут образовывать иерархическую структуру за счет того, что каталог более низкого уровня может входить в каталог более высокого уровня (рисунок 2.32).

*Рис. 2.31. Структура каталогов: а - структура записи каталога MS-DOS (32 байта);
б - структура записи каталога ОС UNIX*

Иерархия каталогов может быть деревом или сетью. Каталоги образуют дерево, если файлу разрешено входить только в один каталог, и сеть - если файл может входить сразу в несколько каталогов. В MS-DOS каталоги образуют древовидную структуру, а в UNIX'е - сетевую. Как и любой другой файл, каталог имеет символьное имя и однозначно идентифицируется составным именем, содержащим цепочку символьных имен всех каталогов, через которые проходит путь от корня до данного каталога.

*Рис. 2.32. Логическая организация файловой системы
а - одноуровневая; б - иерархическая (дерево); в - иерархическая (сеть)*

#### Логическая организация файла

Программист имеет дело с логической организацией файла, представляя файл в виде определенным образом организованных логических записей. Логическая запись - это наименьший элемент данных, которым может оперировать программист при обмене с внешним устройством. Даже если физический обмен с устройством осуществляется большими единицами, операционная система обеспечивает программисту доступ к отдельной логической записи. На рисунке 2.33 показаны несколько схем логической организации файла. Записи могут быть фиксированной длины или переменной длины. Записи могут быть расположены в файле последовательно (последовательная организация) или в более сложном порядке, с использованием так называемых индексных таблиц, позволяющих обеспечить быстрый доступ к отдельной логической записи (индексно-последовательная организация). Для идентификации записи может быть использовано специальное поле записи, называемое ключом. В файловых системах ОС UNIX и MS-DOS файл имеет простейшую логическую структуру - последовательность однобайтовых записей.

*Рис. 2.33. Способы логической организации файлов*

#### Физическая организация и адрес файла

Физическая организация файла описывает правила расположения файла на устройстве внешней памяти, в частности на диске. Файл состоит из физических записей - блоков. Блок - наименьшая единица данных, которой внешнее устройство обменивается с оперативной памятью. Непрерывное размещение - простейший вариант физической организации (рисунок 2.34,а), при котором файлу предоставляется последовательность блоков диска, образующих единый сплошной участок дисковой памяти. Для задания адреса файла в этом случае достаточно указать только номер начального блока. Другое достоинство этого метода - простота. Но имеются и два существенных недостатка. Во-первых, во время создания файла заранее не известна его длина, а значит не известно, сколько памяти надо зарезервировать для этого файла, во-вторых, при таком порядке размещения неизбежно возникает фрагментация, и пространство на диске используется не эффективно, так как отдельные участки маленького размера (минимально 1 блок) могут остаться не используемыми.

Следующий способ физической организации - размещение в виде связанного списка блоков дисковой памяти (рисунок 2.34,б ). При таком способе в начале каждого блока содержится указатель на следующий блок. В этом случае адрес файла также может быть задан одним числом - номером первого блока. В отличие от предыдущего способа, каждый блок может быть присоединен в цепочку какого-либо файла, следовательно фрагментация отсутствует. Файл может изменяться во время своего существования, наращивая число блоков. Недостатком является сложность реализации доступа к произвольно заданному месту файла: для того, чтобы прочитать пятый по порядку блок файла, необходимо последовательно прочитать четыре первых блока, прослеживая цепочку номеров блоков. Кроме того, при этом способе количество данных файла, содержащихся в одном блоке, не равно степени двойки (одно слово израсходовано на номер следующего блока), а многие программы читают данные блоками, размер которых равен степени двойки.

*Рис. 2.34. Физическая организация файла
а - непрерывное размещение; б - связанный список блоков;
в - связанный список индексов; г - перечень номеров блоков*

Популярным способом, используемым, например, в файловой системе FAT операционной системы MS-DOS, является использование связанного списка индексов. С каждым блоком связывается некоторый элемент - индекс. Индексы располагаются в отдельной области диска (в MS-DOS это таблица FAT). Если некоторый блок распределен некоторому файлу, то индекс этого блока содержит номер следующего блока данного файла. При такой физической организации сохраняются все достоинства предыдущего способа, но снимаются оба отмеченных недостатка: во-первых, для доступа к произвольному месту файла достаточно прочитать только блок индексов, отсчитать нужное количество блоков файла по цепочке и определить номер нужного блока, и, во-вторых, данные файла занимают блок целиком, а значит имеют объем, равный степени двойки.

В заключение рассмотрим задание физического расположения файла путем простого перечисления номеров блоков, занимаемых этим файлом. ОС UNIX использует вариант данного способа, позволяющий обеспечить фиксированную длину адреса, независимо от размера файла. Для хранения адреса файла выделено 13 полей. Если размер файла меньше или равен 10 блокам, то номера этих блоков непосредственно перечислены в первых десяти полях адреса. Если размер файла больше 10 блоков, то следующее 11-е поле содержит адрес блока, в котором могут быть расположены еще 128 номеров следующих блоков файла. Если файл больше, чем 10+128 блоков, то используется 12-е поле, в котором находится номер блока, содержащего 128 номеров блоков, которые содержат по 128 номеров блоков данного файла. И, наконец, если файл больше 10+128+128(128, то используется последнее 13-е поле для тройной косвенной адресации, что позволяет задать адрес файла, имеющего размер максимум 10+ 128 + 128(128 + 128(128(128.

#### Права доступа к файлу

Определить права доступа к файлу - значит определить для каждого пользователя набор операций, которые он может применить к данному файлу. В разных файловых системах может быть определен свой список дифференцируемых операций доступа. Этот список может включать следующие операции:

* создание файла,
* уничтожение файла,
* открытие файла,
* закрытие файла,
* чтение файла,
* запись в файл,
* дополнение файла,
* поиск в файле,
* получение атрибутов файла,
* установление новых значений атрибутов,
* переименование,
* выполнение файла,
* чтение каталога,

и другие операции с файлами и каталогами.

В самом общем случае права доступа могут быть описаны матрицей прав доступа, в которой столбцы соответствуют всем файлам системы, строки - всем пользователям, а на пересечении строк и столбцов указываются разрешенные операции (рисунок 2.35). В некоторых системах пользователи могут быть разделены на отдельные категории. Для всех пользователей одной категории определяются единые права доступа. Например, в системе UNIX все пользователи подразделяются на три категории: владельца файла, членов его группы и всех остальных.

*Рис. 2.35. Матрица прав доступа*

Различают два основных подхода к определению прав доступа:

* избирательный доступ, когда для каждого файла и каждого пользователя сам владелец может определить допустимые операции;
* мандатный подход, когда система наделяет пользователя определенными правами по отношению к каждому разделяемому ресурсу (в данном случае файлу) в зависимости от того, к какой группе пользователь отнесен.

#### Кэширование диска

В некоторых файловых системах запросы к внешним устройствам, в которых адресация осуществляется блоками (диски, ленты), перехватываются промежуточным программным слоем-подсистемой буферизации. Подсистема буферизации представляет собой буферный пул, располагающийся в оперативной памяти, и комплекс программ, управляющих этим пулом. Каждый буфер пула имеет размер, равный одному блоку. При поступлении запроса на чтение некоторого блока подсистема буферизации просматривает свой буферный пул и, если находит требуемый блок, то копирует его в буфер запрашивающего процесса. Операция ввода-вывода считается выполненной, хотя физического обмена с устройством не происходило. Очевиден выигрыш во времени доступа к файлу. Если же нужный блок в буферном пуле отсутствует, то он считывается с устройства и одновременно с передачей запрашивающему процессу копируется в один из буферов подсистемы буферизации. При отсутствии свободного буфера на диск вытесняется наименее используемая информация. Таким образом, подсистема буферизации работает по принципу кэш-памяти.

#### Общая модель файловой системы

Функционирование любой файловой системы можно представить многоуровневой моделью (рисунок 2.36), в которой каждый уровень предоставляет некоторый интерфейс (набор функций) вышележащему уровню, а сам, в свою очередь, для выполнения своей работы использует интерфейс (обращается с набором запросов) нижележащего уровня.

*Рис. 2.36. Общая модель файловой системы*

Задачей символьного уровня является определение по символьному имени файла его уникального имени. В файловых системах, в которых каждый файл может иметь только одно символьное имя (например, MS-DOS), этот уровень отсутствует, так как символьное имя, присвоенное файлу пользователем, является одновременно уникальным и может быть использовано операционной системой. В других файловых системах, в которых один и тот же файл может иметь несколько символьных имен, на данном уровне просматривается цепочка каталогов для определения уникального имени файла. В файловой системе UNIX, например, уникальным именем является номер индексного дескриптора файла (i-node).

На следующем, базовом уровне по уникальному имени файла определяются его характеристики: права доступа, адрес, размер и другие. Как уже было сказано, характеристики файла могут входить в состав каталога или храниться в отдельных таблицах. При открытии файла его характеристики перемещаются с диска в оперативную память, чтобы уменьшить среднее время доступа к файлу. В некоторых файловых системах (например, HPFS) при открытии файла вместе с его характеристиками в оперативную память перемещаются несколько первых блоков файла, содержащих данные.

Следующим этапом реализации запроса к файлу является проверка прав доступа к нему. Для этого сравниваются полномочия пользователя или процесса, выдавших запрос, со списком разрешенных видов доступа к данному файлу. Если запрашиваемый вид доступа разрешен, то выполнение запроса продолжается, если нет, то выдается сообщение о нарушении прав доступа.

На логическом уровне определяются координаты запрашиваемой логической записи в файле, то есть требуется определить, на каком расстоянии (в байтах) от начала файла находится требуемая логическая запись. При этом абстрагируются от физического расположения файла, он представляется в виде непрерывной последовательности байт. Алгоритм работы данного уровня зависит от логической организации файла. Например, если файл организован как последовательность логических записей фиксированной длины l, то n-ая логическая запись имеет смещение l((n-1) байт. Для определения координат логической записи в файле с индексно-последовательной организацией выполняется чтение таблицы индексов (ключей), в которой непосредственно указывается адрес логической записи.

*Рис. 2.37. Функции физического уровня файловой системы*

*Исходные данные:*V - размер блока
N - номер первого блока файла
S - смещение логической записи в файле

*Требуется определить на физическом уровне:*

n - номер блока, содержащего требуемую логическую запись

s - смещение логической записи в пределах блока

n = N + [S/V], где [S/V] - целая часть числа S/V
s = R [S/V] - дробная часть числа S/V

На физическом уровне файловая система определяет номер физического блока, который содержит требуемую логическую запись, и смещение логической записи в физическом блоке. Для решения этой задачи используются результаты работы логического уровня - смещение логической записи в файле, адрес файла на внешнем устройстве, а также сведения о физической организации файла, включая размер блока. Рисунок 2.37 иллюстрирует работу физического уровня для простейшей физической организации файла в виде непрерывной последовательности блоков. Подчеркнем, что задача физического уровня решается независимо от того, как был логически организован файл.

После определения номера физического блока, файловая система обращается к системе ввода-вывода для выполнения операции обмена с внешним устройством. В ответ на этот запрос в буфер файловой системы будет передан нужный блок, в котором на основании полученного при работе физического уровня смещения выбирается требуемая логическая запись.

#### Отображаемые в память файлы

По сравнению с доступом к памяти, традиционный доступ к файлам выглядит запутанным и неудобным. По этой причине некоторые ОС, начиная с MULTICS, обеспечивают отображение файлов в адресное пространство выполняемого процесса. Это выражается в появлении двух новых системных вызовов: MAP (отобразить) и UNMAP (отменить отображение). Первый вызов передает операционной системе в качестве параметров имя файла и виртуальный адрес, и операционная система отображает указанный файл в виртуальное адресное пространство по указанному адресу.

Предположим, например, что файл *f* имеет длину 64 К и отображается на область виртуального адресного пространства с начальным адресом 512 К. После этого любая машинная команда, которая читает содержимое байта по адресу 512 К, получает 0-ой байт этого файла и т.д. Очевидно, что запись по адресу 512 К + 1100 изменяет 1100 байт файла. При завершении процесса на диске остается модифицированная версия файла, как если бы он был изменен комбинацией вызовов SEEK и WRITE.

В действительности при отображении файла внутренние системные таблицы изменяются так, чтобы данный файл служил хранилищем страниц виртуальной памяти на диске. Таким образом, чтение по адресу 512 К вызывает страничный отказ, в результате чего страница 0 переносится в физическую память. Аналогично, запись по адресу 512 К + 1100 вызывает страничный отказ, в результате которого страница, содержащая этот адрес, перемещается в память, после чего осуществляется запись в память по требуемому адресу. Если эта страница вытесняется из памяти алгоритмом замены страниц, то она записывается обратно в файл в соответствующее его место. При завершении процесса все отображенные и модифицированные страницы переписываются из памяти в файл.

Отображение файлов лучше всего работает в системе, которая поддерживает сегментацию. В такой системе каждый файл может быть отображен в свой собственный сегмент, так что k-ый байтв файле является k-ым байтом сегмента. На рисунке 2.38,а изображен процесс, который имеет два сегмента-кода и данных. Предположим, что этот процесс копирует файлы. Для этого он сначала отображает файл-источник, например, abc. Затем он создает пустой сегмент и отображает на него файл назначения, например, файл ddd.

С этого момента процесс может копировать сегмент-источник в сегмент-приемник с помощью обычного программного цикла, использующего команды пересылки в памяти типа *mov*. Никакие вызовы READ или WRITE не нужны. После выполнения копирования процесс может выполнить вызов UNMAP для удаления файла из адресного пространства, а затем завершиться. Выходной файл ddd будет существовать на диске, как если бы он был создан обычным способом.

Хотя отображение файлов исключает потребность в выполнении ввода-вывода и тем самым облегчает программирование, этот способ порождает и некоторые новые проблемы. Во-первых, для системы сложно узнать точную длину выходного файла, в данном примере ddd. Проще указать наибольший номер записанной страницы, но нет способа узнать, сколько байт в этой странице было записано. Предположим, что программа использует только страницу номер 0, и после выполнения все байты все еще установлены в значение 0 (их начальное значение). Быть может, файл состоит из 10 нулей. А может быть, он состоит из 100 нулей. Как это определить? Операционная система не может это сообщить. Все, что она может сделать, так это создать файл, длина которого равна размеру страницы.

*Рис. 2.38. (а) Сегменты процесса перед отображением файлов в адресное пространство; (б) Процесс
после отображения существующего файла abc в один сегмент и создания нового сегмента для файла ddd*

Вторая проблема проявляется (потенциально), если один процесс отображает файл, а другой процесс открывает его для обычного файлового доступа. Если первый процесс изменяет страницу, то это изменение не будет отражено в файле на диске до тех пор, пока страница не будет вытеснена на диск. Поддержание согласованности данных файла для этих двух процессов требует от системы больших забот.

Третья проблема состоит в том, что файл может быть больше, чем сегмент, и даже больше, чем все виртуальное адресное пространство. Единственный способ ее решения состоит в реализации вызова MAP таким образом, чтобы он мог отображать не весь файл, а его часть. Хотя такая работа, очевидно, менее удобна, чем отображение целого файла.

#### Современные архитектуры файловых систем

Разработчики новых операционных систем стремятся обеспечить пользователя возможностью работать сразу с несколькими файловыми системами. В новом понимании файловая система состоит из многих составляющих, в число которых входят и файловые системы в традиционном понимании.

Новая файловая система имеет многоуровневую структуру (рисунок 2.39), на верхнем уровне которой располагается так называемый переключатель файловых систем (в Windows 95, например, такой переключатель называется устанавливаемым диспетчером файловой системы - installable filesystem manager, IFS). Он обеспечивает интерфейс между запросами приложения и конкретной файловой системой, к которой обращается это приложение. Переключатель файловых систем преобразует запросы в формат, воспринимаемый следующим уровнем - уровнем файловых систем.

*Рис. 2.39. Архитектура современной файловой системы*

Каждый компонент уровня файловых систем выполнен в виде драйвера соответствующей файловой системы и поддерживает определенную организацию файловой системы. Переключатель является единственным модулем, который может обращаться к драйверу файловой системы. Приложение не может обращаться к нему напрямую. Драйвер файловой системы может быть написан в виде реентерабельного кода, что позволяет сразу нескольким приложениям выполнять операции с файлами. Каждый драйвер файловой системы в процессе собственной инициализации регистрируется у переключателя, передавая ему таблицу точек входа, которые будут использоваться при последующих обращениях к файловой системе.

Для выполнения своих функций драйверы файловых систем обращаются к подсистеме ввода-вывода, образующей следующий слой файловой системы новой архитектуры. Подсистема ввода вывода - это составная часть файловой системы, которая отвечает за загрузку, инициализацию и управление всеми модулями низших уровней файловой системы. Обычно эти модули представляют собой драйверы портов, которые непосредственно занимаются работой с аппаратными средствами. Кроме этого подсистема ввода-вывода обеспечивает некоторый сервис драйверам файловой системы, что позволяет им осуществлять запросы к конкретным устройствам. Подсистема ввода-вывода должна постоянно присутствовать в памяти и организовывать совместную работу иерархии драйверов устройств. В эту иерархию могут входить драйверы устройств определенного типа (драйверы жестких дисков или накопителей на лентах), драйверы, поддерживаемые поставщиками (такие драйверы перехватывают запросы к блочным устройствам и могут частично изменить поведение существующего драйвера этого устройства, например, зашифровать данные), драйверы портов, которые управляют конкретными адаптерами.

Большое число уровней архитектуры файловой системы обеспечивает авторам драйверов устройств большую гибкость - драйвер может получить управление на любом этапе выполнения запроса - от вызова приложением функции, которая занимается работой с файлами, до того момента, когда работающий на самом низком уровне драйвер устройства начинает просматривать регистры контроллера. Многоуровневый механизм работы файловой системы реализован посредством цепочек вызова.

В ходе инициализации драйвер устройства может добавить себя к цепочке вызова некоторого устройства, определив при этом уровень последующего обращения. Подсистема ввода-вывода помещает адрес целевой функции в цепочку вызова устройства, используя заданный уровень для того, чтобы должным образом упорядочить цепочку. По мере выполнения запроса, подсистема ввода-вывода последовательно вызывает все функции, ранее помещенные в цепочку вызова.

Внесенная в цепочку вызова процедура драйвера может решить передать запрос дальше - в измененном или в неизмененном виде - на следующий уровень, или, если это возможно, процедура может удовлетворить запрос, не передавая его дальше по цепочке.