1.Структура вычислительной системы

Вычислительная система состоит как правило из технической части и программной.

Под программной частью понимается совокупность программ, которые используются в системе (системное и прикладное ПО).

Под технической – все устройства ПК.

Эти две части входят в состав ОС.

Операционная система, сокр. ОС (англ. operating system, OS) — комплекс взаимосвязанных программ, предназначенных для управления ресурсами компьютера и организации взаимодействия с пользователем.



Слои программного обеспечения компьютерной системы

2.Операционная система как виртуальная машина

При разработке ОС широко применяется абстрагирование, которое является важным методом упрощения и позволяет сконцентрироваться на взаимодействии высокоуровневых компонентов системы, игнорируя детали их реализации. В этом смысле ОС представляет собой интерфейс между пользователем и компьютером.

ОС предоставляет пользователю виртуальную машину, которую легче программировать и с которой легче работать, чем непосредственно с аппаратурой, составляющей реальную машину.

Например, чтобы считать или записать информацию на дискету, надо:

• Запустить двигатель вращения дискеты

• Управлять шаговым двигателем перемещения головки

• Следить за индикатором присутствия дискеты

• Выбрать номер блока на диске

• Выбрать дорожку

• Выбрать номер сектора на дорожке

• и.т.д.

Все эти функции берет на себя операционная система.

3.Операционная система как менеджер ресурсов

Операционная система предназначена для управления всеми частями весьма сложной архитектуры компьютера. Операционная система предотвращает хаос за счет буферизации информации, предназначенной для печати, на диске и организации очереди на печать. Следовательно, операционная система, как менеджер ресурсов, осуществляет упорядоченное и контролируемое распределение процессоров, памяти и других ресурсов между различными программами.

4.Операционная система как защитник пользователей и программ

Если вычислительная система допускает совместную работу нескольких пользователей, то возникает проблема организации их безопасной деятельности. Необходимо обеспечить сохранность информации на диске, чтобы никто не мог удалить или повредить чужие файлы. Нужно пресекать попытки несанкционированного использования вычислительной системы. Всю эту деятельность осуществляет операционная система как организатор безопасной работы пользователей и их программ. С такой точки зрения операционная система представляется системой безопасности государства, на которую возложены полицейские и контрразведывательные функции.

5.Операционная система как постоянно функционирующее ядро

Наконец, можно дать и такое определение: операционная система – это программа, постоянно работающая на компьютере и взаимодействующая со всеми прикладными программами. Казалось бы, это абсолютно правильное определение, но, как мы увидим дальше, во многих современных операционных системах постоянно работает на компьютере лишь часть операционной системы, которую принято называть ее ядром.

6.Основные понятия, концепции ОС. Системные вызовы

В любой операционной системе поддерживается механизм, который позволяет пользовательским программам обращаться к услугам ядра ОС.

Системные вызовы (system calls) – это интерфейс между операционной системой и пользовательской программой. Они создают, удаляют и используют различные объекты, главные из которых – процессы и файлы. Пользовательская программа запрашивает сервис у операционной системы, осуществляя системный вызов. Имеются библиотеки процедур, которые загружают машинные регистры определенными параметрами и осуществляют прерывание процессора, после чего управление передается обработчику данного вызова, входящему в ядро операционной системы. Цель таких библиотек – сделать системный вызов похожим на обычный вызов подпрограммы.

Основное отличие состоит в том, что при системном вызове задача переходит в привилегированный режим или режим ядра (kernel mode). Поэтому системные вызовы иногда еще называют программными прерываниями, в отличие от аппаратных прерываний, которые чаще называют просто прерываниями.

В этом режиме работает код ядра операционной системы, причем исполняется он в адресном пространстве и в контексте вызвавшей его задачи. Таким образом, ядро операционной системы имеет полный доступ к памяти пользовательской программы, и при системном вызове достаточно передать адреса одной или нескольких областей памяти с параметрами вызова и адреса одной или нескольких областей памяти для результатов вызова.

В большинстве операционных систем системный вызов осуществляется командой программного прерывания (INT). Программное прерывание – это синхронное событие, которое может быть повторено при выполнении одного и того же программного кода.

7.Основные понятия, концепции ОС. Прерывания

Прерывание (hardware interrupt) – это событие, генерируемое внешним (по отношению к процессору ) устройством. Посредством аппаратных прерываний аппаратура либо информирует центральный процессор о том, что произошло какое-либо событие, требующее немедленной реакции (например, пользователь нажал клавишу), либо сообщает о завершении асинхронной операции ввода-вывода (например, закончено чтение данных с диска в основную память). Важный тип аппаратных прерываний – прерывания таймера, которые генерируются периодически через фиксированный промежуток времени. Прерывания таймера используются операционной системой при планировании процессов. Каждый тип аппаратных прерываний имеет собственный номер, однозначно определяющий источник прерывания. Аппаратное прерывание – это асинхронное событие, то есть оно возникает вне зависимости от того, какой код исполняется процессором в данный момент. Обработка аппаратного прерывания не должна учитывать, какой процесс является текущим.

8.Основные понятия, концепции ОС. Исключительные ситуации

Исключительная ситуация (exception) – событие, возникающее в результате попытки выполнения программой команды, которая по каким-то причинам не может быть выполнена до конца. Примерами таких команд могут быть попытки доступа к ресурсу при отсутствии достаточных привилегий или обращения к отсутствующей странице памяти. Исключительные ситуации, как и системные вызовы, являются синхронными событиями, возникающими в контексте текущей задачи. Исключительные ситуации можно разделить на исправимые и неисправимые. К исправимым относятся такие исключительные ситуации, как отсутствие нужной информации в оперативной памяти.

После устранения причины исправимой исключительной ситуации программа может выполняться дальше. Возникновение в процессе работы операционной системы исправимых исключительных ситуаций считается нормальным явлением. Неисправимые исключительные ситуации чаще всего возникают в результате ошибок в программах (например, деление на ноль). Обычно в таких случаях операционная система реагирует завершением программы, вызвавшей исключительную ситуацию.

9.Основные понятия, концепции ОС. Файлы

Файлы предназначены для хранения информации на внешних носителях, то есть принято, что информация, записанная, например, на диске, должна находиться внутри файла. Обычно под файлом понимают именованную часть пространства на носителе информации.

Главная задача файловой системы (file system) – скрыть особенности ввода-вывода и дать программисту простую абстрактную модель файлов, независимых от устройств. Для чтения, создания, удаления, записи, открытия и закрытия файлов также имеется обширная категория системных вызовов (создание, удаление, открытие, закрытие, чтение и т.д.). Пользователям хорошо знакомы такие связанные с организацией файловой системы понятия, как каталог, текущий каталог, корневой каталог, путь. Для манипулирования этими объектами в операционной системе имеются системные вызовы.

10.Архитектурные особенности ОС. Монолитное ядро

По сути дела, операционная система – это обычная программа, поэтому было бы логично и организовать ее так же, как устроено большинство программ, то есть составить из процедур и функций. В этом случае компоненты операционной системы являются не самостоятельными модулями, а составными частями одной большой программы. Такая структура операционной системы называется монолитным ядром (monolithic kernel). Монолитное ядро представляет собой набор процедур, каждая из которых может вызвать каждую. Все процедуры работают в привилегированном режиме. Таким образом, монолитное ядро – это такая схема операционной системы, при которой все ее компоненты являются составными частями одной программы, используют общие структуры данных и взаимодействуют друг с другом путем непосредственного вызова процедур.

Так как ядро является единой программой, перекомпиляция – это единственный способ добавить в него новые компоненты или исключить неиспользуемые. Следует отметить, что присутствие в ядре лишних компонентов крайне нежелательно, так как ядро всегда полностью располагается в оперативной памяти. Кроме того, исключение ненужных компонентов повышает надежность операционной системы в целом.

В монолитном ядре выделяются вкрапления сервисных процедур, соответствующих системным вызовам. Сервисные процедуры выполняются в привилегированном режиме, тогда как пользовательские программы – в непривилегированном. Для перехода с одного уровня привилегий на другой иногда может использоваться главная сервисная программа, определяющая, какой именно системный вызов был сделан, корректность входных данных для этого вызова и передающая управление соответствующей сервисной процедуре с переходом в привилегированный режим работы. Иногда выделяют также набор программных утилит, которые помогают выполнять сервисные процедуры.

11.Архитектурные особенности ОС. Многоуровневые системы (Layered systems)

Продолжая структуризацию, можно разбить всю вычислительную систему на ряд более мелких уровней с хорошо определенными связями между ними, так чтобы объекты уровня N могли вызывать только объекты уровня N-1. Нижним уровнем в таких системах обычно является hardware, верхним уровнем – интерфейс пользователя. Чем ниже уровень, тем более привилегированные команды и действия может выполнять модуль, находящийся на этом уровне. Впервые такой подход был применен при создании системы THE (Technishe Hogeschool Eindhoven) Дейкстрой (Dijkstra) и его студентами в 1968 г. Эта система имела следующие уровни:

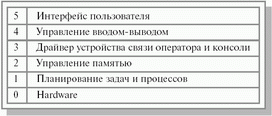


Рис. 1.2. Слоеная система THE

Слоеные системы хорошо реализуются. При использовании операций нижнего слоя не нужно знать, как они реализованы, нужно лишь понимать, что они делают.

Слоеные системы хорошо тестируются. Отладка начинается с нижнего слоя и проводится послойно. Когда возникает ошибка, то она будет находится в тестируемом слое.

Слоеные системы хорошо модифицируются. При необходимости можно заменить лишь один слой, не трогая остальные.

Слоеные системы менее эффективны, чем монолитные.

12.Архитектурные особенности ОС. Виртуальные машины

Пользователь работает с файлами, а не с магнитными головками и двигателем; он работает с огромной виртуальной, а не ограниченной реальной оперативной памятью; его мало волнует, единственный он на машине пользователь или нет.

Пусть операционная система реализует виртуальную машину для каждого пользователя, но не упрощая ему жизнь, а, наоборот, усложняя. Каждая такая виртуальная машина предстает перед пользователем как голое железо – копия всего hardware в вычислительной системе, включая процессор, привилегированные и непривилегированные команды, устройства ввода-вывода, прерывания и т.д. И он остается с этим железом один на один. При попытке обратиться к такому виртуальному железу на уровне привилегированных команд в действительности происходит системный вызов реальной операционной системы, которая и производит все необходимые действия. Такой подход позволяет каждому пользователю загрузить свою операционную систему на виртуальную машину и делать с ней все, что душа пожелает.

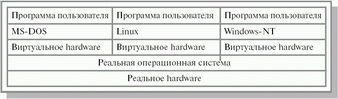


Рис. 1.3. Вариант виртуальной машины

13.Архитектурные особенности ОС. Микроядерная архитектура

Современная тенденция в разработке операционных систем состоит в перенесении значительной части системного кода на уровень пользователя и одновременной минимизации ядра. Речь идет о подходе к построению ядра, называемом микроядерной архитектурой (microkernel architecture) операционной системы, когда большинство ее составляющих являются самостоятельными программами. В этом случае взаимодействие между ними обеспечивает специальный модуль ядра, называемый микроядром. Микроядро работает в привилегированном режиме и обеспечивает взаимодействие между программами, планирование использования процессора, первичную обработку прерываний, операции ввода-вывода и базовое управление памятью.

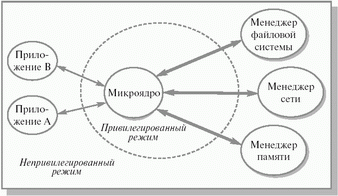


Рис. 1.4. Микроядерная архитектура операционной системы

Остальные компоненты системы взаимодействуют друг с другом путем передачи сообщений через микроядро.

Основное достоинство микроядерной архитектуры – высокая степень модульности ядра операционной системы. Это существенно упрощает добавление в него новых компонентов. В микроядерной операционной системе можно, не прерывая ее работы, загружать и выгружать новые драйверы, файловые системы и т. д. Существенно упрощается процесс отладки компонентов ядра, так как новая версия драйвера может загружаться без перезапуска всей операционной системы. Компоненты ядра операционной системы ничем принципиально не отличаются от пользовательских программ, поэтому для их отладки можно применять обычные средства. Микроядерная архитектура повышает надежность системы, поскольку ошибка на уровне непривилегированной программы менее опасна, чем отказ на уровне режима ядра.

14.Архитектурные особенности ОС. Смешанные системы

Все рассмотренные подходы к построению операционных систем имеют свои достоинства и недостатки. В большинстве случаев современные операционные системы используют различные комбинации этих подходов. Так, например, ядро операционной системы Linux представляет собой монолитную систему с элементами микроядерной архитектуры. При компиляции ядра можно разрешить динамическую загрузку и выгрузку очень многих компонентов ядра – так называемых модулей. В момент загрузки модуля его код загружается на уровне системы и связывается с остальной частью ядра. Внутри модуля могут использоваться любые экспортируемые ядром функции.

Другим примером смешанного подхода может служить возможность запуска операционной системы с монолитным ядром под управлением микроядра. Так устроены 4.4 BSD и MkLinux, основанные на микроядре Mach. Микроядро обеспечивает управление виртуальной памятью и работу низкоуровневых драйверов. Все остальные функции, в том числе взаимодействие с прикладными программами, осуществляется монолитным ядром. Данный подход сформировался в результате попыток использовать преимущества микроядерной архитектуры, сохраняя по возможности хорошо отлаженный код монолитного ядра.

15.Классификация ОС. Реализация многозадачности. Поддержка многопользовательского режима. Многопроцессорная обработка. Системы реального времени

Классификация ОС

Существует несколько схем классификации операционных систем. Ниже приведена классификация по некоторым признакам с точки зрения пользователя.

Реализация многозадачности

По числу одновременно выполняемых задач операционные системы можно разделить на два класса:

многозадачные (Unix, OS/2, Windows);

однозадачные (например, MS-DOS).

Многозадачная ОС, решая проблемы распределения ресурсов и конкуренции, полностью реализует мультипрограммный режим в соответствии с

Многозадачный режим, который воплощает в себе идею разделения времени, называется вытесняющим (preemptive). Каждой программе выделяется квант процессорного времени, по истечении которого управление передается другой программе. Говорят, что первая программа будет вытеснена. В вытесняющем режиме работают пользовательские программы большинства коммерческих ОС.

Поддержка многопользовательского режима

По числу одновременно работающих пользователей ОС можно разделить на:

однопользовательские (MS-DOS, Windows 3.x);

многопользовательские (Windows NT, Unix).

Многопроцессорная обработка

В результате требований к повышению производительности появились многопроцессорные системы, состоящие из двух и более процессоров общего назначения, осуществляющих параллельное выполнение команд. Поддержка мультипроцессирования является важным свойством ОС и приводит к усложнению всех алгоритмов управления ресурсами. Многопроцессорная обработка реализована в таких ОС, как Linux, Solaris, Windows NT, и ряде других.

Многопроцессорные ОС разделяют на симметричные и асимметричные. В симметричных ОС на каждом процессоре функционирует одно и то же ядро, и задача может быть выполнена на любом процессоре, то есть обработка полностью децентрализована. При этом каждому из процессоров доступна вся память.

В асимметричных ОС процессоры неравноправны. Обычно существует главный процессор (master) и подчиненные (slave), загрузку и характер работы которых определяет главный процессор.

Системы реального времени

В разряд многозадачных ОС, наряду с пакетными системами и системами разделения времени, включаются также системы реального времени, не упоминавшиеся до сих пор.

Они используются для управления различными техническими объектами или технологическими процессами. Такие системы характеризуются предельно допустимым временем реакции на внешнее событие, в течение которого должна быть выполнена программа, управляющая объектом.

16.Понятие процесса

Процесс (задача) - программа, находящаяся в режиме выполнения.

С каждым процессом связывается его адресное пространство, из которого он может читать и в которое он может писать данные.

Адресное пространство содержит:

* саму программу
* данные к программе
* стек программы

Не существует взаимно-однозначного соответствия между процессами и программами, обрабатываемыми вычислительными системами.

Более того, даже в случае обработки только одной программы в рамках одного процесса нельзя считать, что процесс представляет собой просто динамическое описание кода исполняемого файла, данных и выделенных для них ресурсов. Процесс находится под управлением операционной системы, поэтому в нем может выполняться часть кода ее ядра.

17.Состояния процесса

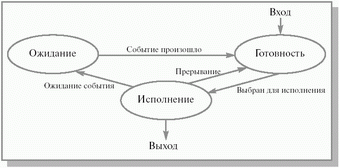
При использовании такой абстракции все, что выполняется в вычислительных системах (не только программы пользователей, но и, возможно, определенные части операционных систем), организовано как набор процессов. Для мультипрограммных вычислительных систем псевдопараллельная обработка нескольких процессов достигается с помощью переключения процессора с одного процесса на другой. Пока один процесс выполняется, остальные ждут своей очереди.

Как видим, каждый процесс может находиться как минимум в двух состояниях: процесс исполняется и процесс не исполняется. Диаграмма состояний процесса в такой модели изображена на рис. 2.1.



Процесс, находящийся в состоянии исполнения, через некоторое время может быть завершен операционной системой или приостановлен и снова переведен в состояние процесс не исполняется. Приостановка процесса происходит по двум причинам: для его дальнейшей работы потребовалось какое-либо событие (например, завершение операции ввода-вывода) или истек временной интервал, отведенный операционной системой для работы данного процесса.. Новый процесс, появляющийся в системе, первоначально помещается в состояние процесс не исполняется.

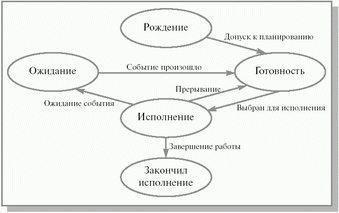
Это очень грубая модель, она не учитывает, в частности, то, что процесс, выбранный для исполнения, может все еще ждать события, из-за которого он был приостановлен, и реально к выполнению не готов. Для того чтобы избежать такой ситуации, разобьем состояние процесс не исполняется на два новых состояния: готовность и ожидание (см. рис. 2.2).



18.Операции над процессами и связанные с ними понятия. Набор операций

Всякий новый процесс, появляющийся в системе, попадает в состояние готовность. Операционная система, пользуясь каким-либо алгоритмом планирования, выбирает один из готовых процессов и переводит его в состояние исполнение. В состоянии исполнение происходит непосредственное выполнение программного кода процесса. Выйти из этого состояния процесс может по трем причинам:

1. операционная система прекращает его деятельность;
2. он не может продолжать свою работу, пока не произойдет некоторое событие, и операционная система переводит его в состояние ожидание;
3. в результате возникновения прерывания в вычислительной системе (например, прерывания от таймера по истечении предусмотренного времени выполнения) его возвращают в состояние готовность.



19.Операции над процессами и связанные с ними понятия. Process Control Block и контекст процесса

Для того чтобы операционная система могла выполнять операции над процессами, каждый процесс представляется в ней некоторой структурой данных. Эта структура содержит информацию, специфическую для данного процесса:

1. состояние, в котором находится процесс;
2. программный счетчик процесса;
3. содержимое регистров процессора;
4. данные, необходимые для планирования использования процессора и управления памятью;
5. учетные данные;
6. сведения об устройствах ввода-вывода, связанных с процессом.

Ее состав и строение зависят, конечно, от конкретной операционной системы. Для любого процесса, находящегося в вычислительной системе, вся информация, необходимая для совершения операций над ним, доступна операционной системе. Она хранится в одной структуре данных. Мы будем называть ее PCB (Process Control Block) или блоком управления процессом.

Блок управления процессом является моделью процесса для операционной системы. Любая операция, производимая операционной системой над процессом, вызывает определенные изменения в PCB. В рамках принятой модели состояний процессов содержимое PCB между операциями остается постоянным.

Информацию, для хранения которой предназначен блок управления процессом, удобно для дальнейшего изложения разделить на две части. Содержимое всех регистров процессора (включая значение программного счетчика) будем называть регистровым контекстом процесса, а все остальное – системным контекстом процесса.

Знания регистрового и системного контекстов процесса достаточно для того, чтобы управлять его работой в операционной системе, совершая над ним операции. Однако этого недостаточно для того, чтобы полностью охарактеризовать процесс.

Код и данные, находящиеся в адресном пространстве процесса, называются его пользовательским контекстом. Совокупность регистрового, системного и пользовательского контекстов процесса для краткости принято называть просто контекстом процесса. В любой момент времени процесс полностью характеризуется своим контекстом.

20.Операции над процессами и связанные с ними понятия. Одноразовые операции

Инициатором рождения нового процесса после старта операционной системы может выступить либо процесс пользователя, совершивший специальный системный вызов, либо сама операционная система, то есть, в конечном итоге, тоже некоторый процесс. Процесс, инициировавший создание нового процесса, принято называть процессом-родителем (parent process), а вновь созданный процесс – процессом-ребенком (child process). Процессы-дети могут в свою очередь порождать новых детей и т. д., образуя, в общем случае, внутри системы набор генеалогических деревьев процессов – генеалогический лес.

Упрощенный генеалогический лес процессов. Стрелочка означает отношение родитель–ребенок

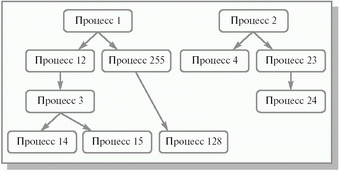


Рис. 2.4. Упрощенный генеалогический лес процессов. Стрелочка означает отношение родитель–ребенок

При рождении процесса система заводит новый PCB с состоянием процесса рождение и начинает его заполнять. Новый процесс получает собственный уникальный идентификационный номер. Поскольку для хранения идентификационного номера процесса в операционной системе отводится ограниченное количество битов, для соблюдения уникальности номеров количество одновременно присутствующих в ней процессов должно быть ограничено. После завершения какого-либо процесса его освободившийся идентификационный номер может быть повторно использован для другого процесса.

Обычно для выполнения своих функций процесс-ребенок требует определенных ресурсов: памяти, файлов, устройств ввода-вывода и т. д. Существует два подхода к их выделению. Новый процесс может получить в свое распоряжение некоторую часть родительских ресурсов, возможно разделяя с процессом-родителем и другими процессами-детьми права на них, или может получить свои ресурсы непосредственно от операционной системы. Информация о выделенных ресурсах заносится в PCB.

После наделения процесса-ребенка ресурсами необходимо занести в его адресное пространство программный код, значения данных, установить программный счетчик.

Здесь также возможны два решения. В первом случае процесс-ребенок становится дубликатом процесса-родителя по регистровому и пользовательскому контекстам, при этом должен существовать способ определения, кто для кого из процессов-двойников является родителем. Во втором случае процесс-ребенок загружается новой программой из какого-либо файла. Операционная система Unix разрешает порождение процесса только первым способом; для запуска новой программы необходимо сначала создать копию процесса-родителя, а затем процесс-ребенок должен заменить свой пользовательский контекст с помощью специального системного вызова.

Порождение нового процесса как дубликата процесса-родителя приводит к возможности существования программ (т. е. исполняемых файлов), для работы которых организуется более одного процесса. Возможность замены пользовательского контекста процесса по ходу его работы (т. е. загрузки для исполнения новой программы) приводит к тому, что в рамках одного и того же процесса может последовательно выполняться несколько различных программ.

После того как процесс наделен содержанием, в PCB дописывается оставшаяся информация, и состояние нового процесса изменяется на готовность. Осталось сказать несколько слов о том, как ведут себя процессы-родители после рождения процессов-детей. Процесс-родитель может продолжать свое выполнение одновременно с выполнением процесса-ребенка, а может ожидать завершения работы некоторых или всех своих "детей".

21.Операции над процессами и связанные с ними понятия. Многоразовые операции

Одноразовые операции приводят к изменению количества процессов, находящихся под управлением операционной системы, и всегда связаны с выделением или освобождением определенных ресурсов. Многоразовые операции, напротив, не приводят к изменению количества процессов в операционной системе и не обязаны быть связанными с выделением или освобождением ресурсов.

Запуск процесса. Из числа процессов, находящихся в состоянии готовность, операционная система выбирает один процесс для последующего исполнения.

Для избранного процесса операционная система обеспечивает наличие в оперативной памяти информации, необходимой для его дальнейшего выполнения. Далее состояние процесса изменяется на исполнение, восстанавливаются значения регистров для данного процесса и управление передается команде, на которую указывает счетчик команд процесса. Все данные, необходимые для восстановления контекста, извлекаются из PCB процесса, над которым совершается операция.

Приостановка процесса. Работа процесса, находящегося в состоянии исполнение, приостанавливается в результате какого-либо прерывания. Процессор автоматически сохраняет счетчик команд и, возможно, один или несколько регистров в стеке исполняемого процесса, а затем передает управление по специальному адресу обработки данного прерывания.

На этом деятельность hardware по обработке прерывания завершается. По указанному адресу обычно располагается одна из частей операционной системы. Она сохраняет динамическую часть системного и регистрового контекстов процесса в его PCB, переводит процесс в состояние готовность и приступает к обработке прерывания, то есть к выполнению определенных действий, связанных с возникшим прерыванием.

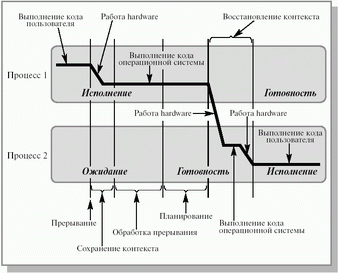
Блокирование процесса. Процесс блокируется, когда он не может продолжать работу, не дождавшись возникновения какого-либо события в вычислительной системе. Для этого он обращается к операционной системе с помощью определенного системного вызова.

Операционная система обрабатывает системный вызов (инициализирует операцию ввода-вывода, добавляет процесс в очередь процессов, дожидающихся освобождения устройства или возникновения события, и т. д.) и, при необходимости сохранив нужную часть контекста процесса в его PCB, переводит процесс из состояния исполнение в состояние ожидание.

Разблокирование процесса. После возникновения в системе какого-либо события операционной системе нужно точно определить, какое именно событие произошло. Затем операционная система проверяет, находился ли некоторый процесс в состоянии ожидание для данного события, и если находился, переводит его в состояние готовность, выполняя необходимые действия, связанные с наступлением события.

22.Операции над процессами и связанные с ними понятия. Переключение контекста

При исполнении процессором некоторого процесса (на рисунке – процесс 1) возникает прерывание от устройства ввода-вывода, сигнализирующее об окончании операций на устройстве. Над выполняющимся процессом производится операция приостановки. Далее операционная система разблокирует процесс, инициировавший запрос на ввод-вывод (на рисунке – процесс 2) и осуществляет запуск приостановленного или нового процесса, выбранного при выполнении планирования (на рисунке был выбран разблокированный процесс). Как мы видим, в результате обработки информации об окончании операции ввода-вывода возможна смена процесса, находящегося в состоянии исполнение.



23.Уровни планирования

Изменяя порядок загрузки заданий в вычислительную систему, можно повысить эффективность ее использования.

Процедуру выбора очередного задания для загрузки в машину, т. е. для порождения соответствующего процесса, мы и назвали планированием заданий. Планирование использования процессора впервые возникает в мультипрограммных вычислительных системах, где в состоянии готовность могут одновременно находиться несколько процессов.

Планирование заданий используется в качестве долгосрочного планирования процессов. Если степень мультипрограммирования системы поддерживается постоянной, т. е. среднее количество процессов в компьютере не меняется, то новые процессы могут появляться только после завершения ранее загруженных. Поэтому долгосрочное планирование осуществляется достаточно редко, между появлением новых процессов могут проходить минуты и даже десятки минут. Решение о выборе для запуска того или иного процесса оказывает влияние на функционирование вычислительной системы на протяжении достаточно длительного времени. Отсюда и название этого уровня планирования – долгосрочное. В некоторых операционных системах долгосрочное планирование сведено к минимуму или отсутствует вовсе.

Планирование использования процессора применяется в качестве краткосрочного планирования процессов. Оно проводится, к примеру, при обращении исполняющегося процесса к устройствам ввода-вывода или просто по завершении определенного интервала времени. Поэтому краткосрочное планирование осуществляется, как правило, не реже одного раза в 100 миллисекунд. Выбор нового процесса для исполнения оказывает влияние на функционирование системы до наступления очередного аналогичного события, т. е. в течение короткого промежутка времени, чем и обусловлено название этого уровня планирования – краткосрочное.

24.Критерии планирования и требования к алгоритмам

Для каждого уровня планирования процессов можно предложить много различных алгоритмов. Выбор конкретного алгоритма определяется классом задач, решаемых вычислительной системой, и целями, которых мы хотим достичь, используя планирование. К числу таких целей можно отнести следующие:

Справедливость – гарантировать каждому заданию или процессу определенную часть времени использования процессора в компьютерной системе.

Эффективность – постараться занять процессор на все 100% рабочего времени, не позволяя ему простаивать в ожидании процессов, готовых к исполнению.

Сокращение полного времени выполнения ( turnaround time ) – обеспечить минимальное время между стартом процесса или постановкой задания в очередь для загрузки и его завершением.

Сокращение времени ожидания ( waiting time ) – сократить время, которое проводят процессы в состоянии готовность и задания в очереди для загрузки.

Сокращение времени отклика ( response time ) – минимизировать время, которое требуется процессу в интерактивных системах для ответа на запрос пользователя.

Алгоритмы должны обладать следующими свойствами:

Были предсказуемыми. Одно и то же задание должно выполняться приблизительно за одно и то же время.

Были связаны с минимальными накладными расходами.

Равномерно загружали ресурсы вычислительной системы, отдавая предпочтение тем процессам, которые будут занимать малоиспользуемые ресурсы.

Обладали масштабируемостью, т. е. не сразу теряли работоспособность при увеличении нагрузки.

25.Параметры планирования

Все параметры планирования можно разбить на две большие группы: статические параметры и динамические параметры. Статические параметры не изменяются в ходе функционирования вычислительной системы, динамические же, напротив, подвержены постоянным изменениям.

К статическим параметрам вычислительной системы можно отнести предельные значения ее ресурсов (размер оперативной памяти, максимальное количество памяти на диске для осуществления свопинга, количество подключенных устройств ввода-вывода и т. п.). Динамические параметры системы описывают количество свободных ресурсов на данный момент.

К статическим параметрам процессов относятся характеристики, как правило присущие заданиям уже на этапе загрузки.

Алгоритмы долгосрочного планирования используют в своей работе статические и динамические параметры вычислительной системы и статические параметры процессов (динамические параметры процессов на этапе загрузки заданий еще не известны). Алгоритмы краткосрочного и среднесрочного планирования дополнительно учитывают и динамические характеристики процессов. Для среднесрочного планирования в качестве таких характеристик может использоваться следующая информация:

1. сколько времени прошло с момента выгрузки процесса на диск или его загрузки в оперативную память;
2. сколько оперативной памяти занимает процесс;
3. сколько процессорного времени уже предоставлено процессу.

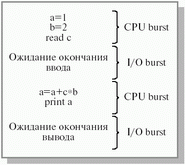


Рис. 3.1. Фрагмент деятельности процесса с выделением промежутков непрерывного использования процессора и ожидания ввода-вывода

Деятельность любого процесса можно представить как последовательность циклов использования процессора и ожидания завершения операций ввода-вывода. Промежуток времени непрерывного использования процессора носит название CPU burst, а промежуток времени непрерывного ожидания ввода-вывода – I/O burst.

26.Вытесняющее и невытесняющее планирование

Процесс планирования осуществляется частью операционной системы, называемой планировщиком. Планировщик может принимать решения о выборе для исполнения нового процесса из числа находящихся в состоянии готовность в следующих четырех случаях.

Процесс переводится из состояния исполнение в состояние закончил исполнение;

Процесс переводится из состояния исполнение в состояние ожидание;

Процесс переводится из состояния исполнение в состояние готовность;

Процесс переводится из состояния ожидание в состояние готовность.

При невытесняющем планировании процесс занимает столько процессорного времени, сколько ему необходимо. При этом переключение процессов возникает только при желании самого исполняющегося процесса передать управление. Этот метод планирования относительно просто реализуем и достаточно эффективен, так как позволяет выделить большую часть процессорного времени для работы самих процессов и до минимума сократить затраты на переключение контекста.

Вытесняющее планирование обычно используется в системах разделения времени. В этом режиме планирования процесс может быть приостановлен в любой момент исполнения. Операционная система устанавливает специальный таймер для генерации сигнала прерывания по истечении некоторого интервала времени – кванта. После прерывания процессор передается в распоряжение следующего процесса. Временные прерывания помогают гарантировать приемлемое время отклика процессов для пользователей, работающих в диалоговом режиме, и предотвращают "зависание" компьютерной системы из-за зацикливания какой-либо программы.

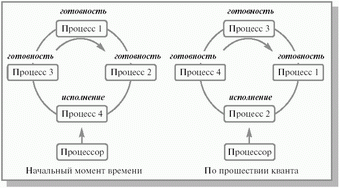
27.Алгоритмы планирования. First-Come, First-Served (FCFS)

Простейшим алгоритмом планирования является алгоритм, который принято обозначать аббревиатурой FCFS по первым буквам его английского названия – First-Come, First-Served (первым пришел, первым обслужен). Представим себе, что процессы, находящиеся в состоянии готовность, выстроены в очередь. Когда процесс переходит в состояние готовность, он, а точнее, ссылка на его PCB помещается в конец этой очереди. Выбор нового процесса для исполнения осуществляется из начала очереди с удалением оттуда ссылки на его PCB. Очередь подобного типа имеет в программировании специальное наименование – FIFO.

Такой алгоритм выбора процесса осуществляет невытесняющее планирование. Процесс, получивший в свое распоряжение процессор, занимает его до истечения текущего CPU burst. После этого для выполнения выбирается новый процесс из начала очереди.

28.Алгоритмы планирования. Round Robin (RR)

Модификацией алгоритма FCFS является алгоритм, получивший название Round Robin или сокращенно RR. По сути дела, это тот же самый алгоритм, только реализованный в режиме вытесняющего планирования. Можно представить себе все множество готовых процессов организованным циклически – процессы сидят на карусели. Карусель вращается так, что каждый процесс находится около процессора небольшой фиксированный квант времени, обычно 10 – 100 миллисекунд (см. рис. 3.4.). Пока процесс находится рядом с процессором, он получает процессор в свое распоряжение и может исполняться.



Реализуется такой алгоритм так же, как и предыдущий, с помощью организации процессов, находящихся в состоянии готовность, в очередь FIFO. Планировщик выбирает для очередного исполнения процесс, расположенный в начале очереди, и устанавливает таймер для генерации прерывания по истечении определенного кванта времени. При выполнении процесса возможны два варианта.

Время непрерывного использования процессора, необходимое процессу (остаток текущего CPU burst ), меньше или равно продолжительности кванта времени. Тогда процесс по своей воле освобождает процессор до истечения кванта времени, на исполнение поступает новый процесс из начала очереди, и таймер начинает отсчет кванта заново.

Продолжительность остатка текущего CPU burst процесса больше, чем квант времени. Тогда по истечении этого кванта процесс прерывается таймером и помещается в конец очереди процессов, готовых к исполнению, а процессор выделяется для использования процессу, находящемуся в ее начале.

При очень больших величинах кванта времени, когда каждый процесс успевает завершить свой CPU burst до возникновения прерывания по времени, алгоритм RR вырождается в алгоритм FCFS. При очень малых величинах создается иллюзия того, что каждый из n процессов работает на собственном виртуальном процессоре с производительностью ~ 1/n от производительности реального процессора.

29.Алгоритмы планирования. Shortest-Job-First (SJF)

SJF-алгоритм краткосрочного планирования может быть как вытесняющим, так и невытесняющим. При невытесняющем SJF - планировании процессор предоставляется избранному процессу на все необходимое ему время, независимо от событий, происходящих в вычислительной системе. При вытесняющем SJF - планировании учитывается появление новых процессов в очереди готовых к исполнению (из числа вновь родившихся или разблокированных) во время работы выбранного процесса. Если CPU burst нового процесса меньше, чем остаток CPU burst у исполняющегося, то исполняющийся процесс вытесняется новым.

30.Алгоритмы планирования. Гарантированное планирование

При интерактивной работе N пользователей в вычислительной системе можно применить алгоритм планирования, который гарантирует, что каждый из пользователей будет иметь в своем распоряжении ~1/N часть процессорного времени. Пронумеруем всех пользователей от 1 до N. Для каждого пользователя с номером i введем две величины: Ti – время нахождения пользователя в системе или, другими словами, длительность сеанса его общения с машиной и \tau_i – суммарное процессорное время уже выделенное всем его процессам в течение сеанса. Справедливым для пользователя было бы получение Ti/N процессорного времени. Если

\tau_i << T_i/N

то i -й пользователь несправедливо обделен процессорным временем. Если же

\tau_i >> T_i/N

то система явно благоволит к пользователю с номером i. Вычислим для процессов каждого пользователя значение коэффициента справедливости

\tau_i N/T_i

и будем предоставлять очередной квант времени готовому процессу с наименьшей величиной этого отношения. Предложенный алгоритм называют алгоритмом гарантированного планирования. К недостаткам этого алгоритма можно отнести невозможность предугадать поведение пользователей.

31.Алгоритмы планирования. Приоритетное планирование

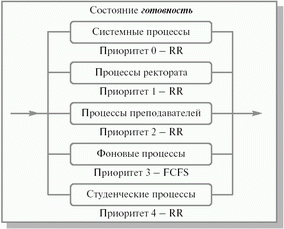
При приоритетном планировании каждому процессу присваивается определенное числовое значение – приоритет, в соответствии с которым ему выделяется процессор. Процессы с одинаковыми приоритетами планируются в порядке FCFS. Для алгоритма SJF в качестве такого приоритета выступает оценка продолжительности следующего CPU burst. Чем меньше значение этой оценки, тем более высокий приоритет имеет процесс. Для алгоритма гарантированного планирования приоритетом служит вычисленный коэффициент справедливости. Чем он меньше, тем больше у процесса приоритет.

Алгоритмы назначения приоритетов процессов могут опираться как на внутренние параметры, связанные с происходящим внутри вычислительной системы, так и на внешние по отношению к ней. К внутренним параметрам относятся различные количественные и качественные характеристики процесса такие как: ограничения по времени использования процессора, требования к размеру памяти, число открытых файлов и используемых устройств ввода-вывода, отношение средних продолжительностей I/O burst к CPU burst и т. д. Алгоритмы SJF и гарантированного планирования используют внутренние параметры. В качестве внешних параметров могут выступать важность процесса для достижения каких-либо целей, стоимость оплаченного процессорного времени и другие.

Планирование с использованием приоритетов может быть как вытесняющим, так и невытесняющим. При вытесняющем планировании процесс с более высоким приоритетом, появившийся в очереди готовых процессов, вытесняет исполняющийся процесс с более низким приоритетом. В случае не вытесняющего планирования он просто становится в начало очереди готовых процессов. Давайте рассмотрим примеры использования различных режимов приоритетного планирования.

32.Алгоритмы планирования. Многоуровневые очереди (Multilevel Queue)

Для систем, в которых процессы могут быть легко рассортированы по разным группам, был разработан другой класс алгоритмов планирования. Для каждой группы процессов создается своя очередь процессов, находящихся в состоянии готовность (см. рис. 3.5). Этим очередям приписываются фиксированные приоритеты. Внутри этих очередей для планирования могут применяться самые разные алгоритмы. Так, например, для больших счетных процессов, не требующих взаимодействия с пользователем (фоновых процессов), может использоваться алгоритм FCFS, а для интерактивных процессов – алгоритм RR. Подобный подход, получивший название многоуровневых очередей, повышает гибкость планирования: для процессов с различными характеристиками применяется наиболее подходящий им алгоритм.



33.Алгоритмы планирования. Многоуровневые очереди с обратной связью (Multilevel Feedback Queue)

Дальнейшим развитием алгоритма многоуровневых очередей является добавление к нему механизма обратной связи. Здесь процесс не постоянно приписан к определенной очереди, а может мигрировать из одной очереди в другую в зависимости от своего поведения.

Для простоты рассмотрим ситуацию, когда процессы в состоянии готовность организованы в 4 очереди, как на рисунке 3.6. Планирование процессов между очередями осуществляется на основе вытесняющего приоритетного механизма. Чем выше на рисунке располагается очередь, тем выше ее приоритет. Процессы в очереди 1 не могут исполняться, если в очереди 0 есть хотя бы один процесс. Процессы в очереди 2 не будут выбраны для выполнения, пока есть хоть один процесс в очередях 0 и 1. И наконец, процесс в очереди 3 может получить процессор в свое распоряжение только тогда, когда очереди 0, 1 и 2 пусты. Если при работе процесса появляется другой процесс в какой-либо более приоритетной очереди, исполняющийся процесс вытесняется новым. Планирование процессов внутри очередей 0 – 2 осуществляется с использованием алгоритма RR, планирование процессов в очереди 3 основывается на алгоритме FCFS.

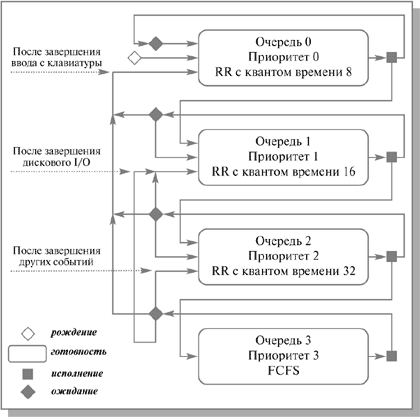


Рис. 3.6. Схема миграции процессов в многоуровневых очередях планирования с обратной связью.

Родившийся процесс поступает в очередь 0. При выборе на исполнение он получает в свое распоряжение квант времени размером 8 единиц. Если продолжительность его CPU burst меньше этого кванта времени, процесс остается в очереди 0. В противном случае он переходит в очередь 1. Для процессов из очереди 1 квант времени имеет величину 16. Если процесс не укладывается в это время, он переходит в очередь 2. Если укладывается – остается в очереди 1. В очереди 2 величина кванта времени составляет 32 единицы.

Если для непрерывной работы процесса и этого мало, процесс поступает в очередь 3, для которой квантование времени не применяется и, при отсутствии готовых процессов в других очередях, может исполняться до окончания своего CPU burst. Чем больше значение продолжительности CPU burst, тем в менее приоритетную очередь попадает процесс, но тем на большее процессорное время он может рассчитывать. Таким образом, через некоторое время все процессы, требующие малого времени работы процессора, окажутся размещенными в высокоприоритетных очередях, а все процессы, требующие большого счета и с низкими запросами к времени отклика, – в низкоприоритетных.

Миграция процессов в обратном направлении может осуществляться по различным принципам. Перемещение процессов из очередей с низкими приоритетами в очереди с высокими приоритетами позволяет более полно учитывать изменение поведения процессов с течением времени.

Многоуровневые очереди с обратной связью представляют собой наиболее общий подход к планированию процессов из числа подходов. Они наиболее трудны в реализации, но в то же время обладают наибольшей гибкостью. Для полного описания их конкретного воплощения необходимо указать:

• Количество очередей для процессов, находящихся в состоянии готовность.

• Алгоритм планирования, действующий между очередями.

• Алгоритмы планирования, действующие внутри очередей.

• Правила помещения родившегося процесса в одну из очередей.

• Правила перевода процессов из одной очереди в другую.

34.Взаимодействующие процессы

Для достижения поставленной цели различные процессы (возможно, даже принадлежащие разным пользователям) могут исполняться псевдопараллельно на одной вычислительной системе или параллельно на разных вычислительных системах, взаимодействуя между собой.

Причины для кооперации процессов:

• Повышение скорости работы. Пока один процесс ожидает наступления некоторого события (например, окончания операции ввода-вывода), другие могут заниматься полезной работой, направленной на решение общей задачи.

• Совместное использование данных. Различные процессы могут, к примеру, работать с одной и той же динамической базой данных или с разделяемым файлом, совместно изменяя их содержимое.

• Модульная конструкция какой-либо системы. Типичным примером может служить микроядерный способ построения операционной системы, когда различные ее части представляют собой отдельные процессы, взаимодействующие путем передачи сообщений через микроядро.

• Наконец, это может быть необходимо просто для удобства работы пользователя, желающего, например, редактировать и отлаживать программу одновременно.

Процессы не могут взаимодействовать, не общаясь, то есть не обмениваясь информацией. "Общение" процессов обычно приводит к изменению их поведения в зависимости от полученной информации. Если деятельность процессов остается неизменной при любой принятой ими информации, то это означает, что они на самом деле в "общении" не нуждаются. Процессы, которые влияют на поведение друг друга путем обмена информацией, принято называть кооперативными или взаимодействующими процессами, в отличие от независимых процессов, не оказывающих друг на друга никакого воздействия.

Различные процессы в вычислительной системе изначально представляют собой обособленные сущности. Работа одного процесса не должна приводить к нарушению работы другого процесса. Для этого, в частности, разделены их адресные пространства и системные ресурсы, и для обеспечения корректного взаимодействия процессов требуются специальные средства и действия операционной системы.

35.Категории средств обмена информацией

Процессы могут взаимодействовать друг с другом, только обмениваясь информацией. По объему передаваемой информации и степени возможного воздействия на поведение другого процесса все средства такого обмена можно разделить на три категории.

• Сигнальные. Передается минимальное количество информации – один бит, "да" или "нет". Используются, как правило, для извещения процесса о наступлении какого-либо события. Степень воздействия на поведение процесса, получившего информацию, минимальна. Все зависит от того, знает ли он, что означает полученный сигнал, надо ли на него реагировать и каким образом. Неправильная реакция на сигнал или его игнорирование могут привести к трагическим последствиям.

• Канальные. "Общение" процессов происходит через линии связи, предоставленные операционной системой. Объем передаваемой информации в единицу времени ограничен пропускной способностью линий связи. С увеличением количества информации возрастает и возможность влияния на поведение другого процесса.

• Разделяемая память. Два или более процессов могут совместно использовать некоторую область адресного пространства. Созданием разделяемой памяти занимается операционная система (если, конечно, ее об этом попросят). Возможность обмена информацией максимальна, как, впрочем, и влияние на поведение другого процесса, но требует повышенной осторожности. Использование разделяемой памяти для передачи/получения информации осуществляется с помощью средств обычных языков программирования, в то время как сигнальным и канальным средствам коммуникации для этого необходимы специальные системные вызовы.

36.Логическая организация механизма передачи информации. Как устанавливается связь?

Для использования общей памяти различными процессами потребуется специальное обращение к операционной системе, которая выделит необходимую область адресного пространства. Но для передачи сигнала от одного процесса к другому никакая инициализация не нужна. В то же время передача информации по линиям связи может потребовать первоначального резервирования такой линии для процессов, желающих обменяться информацией.

Различают два способа адресации: прямую и непрямую. В случае прямой адресации взаимодействующие процессы непосредственно общаются друг с другом, при каждой операции обмена данными явно указывая имя или номер процесса, которому информация предназначена или от которого она должна быть получена.

Если и процесс, от которого данные исходят, и процесс, принимающий данные, указывают имена своих партнеров по взаимодействию, то такая схема адресации называется симметричной прямой адресацией. Ни один другой процесс не может вмешаться в процедуру симметричного прямого общения двух процессов, перехватить посланные или подменить ожидаемые данные. Если только один из взаимодействующих процессов, например передающий, указывает имя своего партнера по кооперации, а второй процесс в качестве возможного партнера рассматривает любой процесс в системе, например ожидает получения информации от произвольного источника, то такая схема адресации называется асимметричной прямой адресацией.

При непрямой адресации данные помещаются передающим процессом в некоторый промежуточный объект для хранения данных, имеющий свой адрес, откуда они могут быть затем изъяты каким-либо другим процессом. При этом передающий процесс не знает, как именно идентифицируется процесс, который получит информацию, а принимающий процесс не имеет представления об идентификаторе процесса, от которого он должен ее получить.

При использовании непрямой адресации инициализация средства связи может и не требоваться. Информация, которой должен обладать процесс для взаимодействия с другими процессами, – это некий идентификатор промежуточного объекта для хранения данных, если он, конечно, не является единственным и неповторимым в вычислительной системе для всех процессов.

37.Логическая организация механизма передачи информации. Информационная валентность процессов и средств связи

Под однонаправленной связью мы будем понимать связь, при которой каждый процесс, ассоциированный с ней, может использовать средство связи либо только для приема информации, либо только для ее передачи.

При двунаправленной связи каждый процесс, участвующий в общении, может использовать связь и для приема, и для передачи данных. В коммуникационных системах принято называть однонаправленную связь симплексной, двунаправленную связь с поочередной передачей информации в разных направлениях – полудуплексной, а двунаправленную связь с возможностью одновременной передачи информации в разных направлениях – дуплексной.

38.Логическая организация механизма передачи информации. Особенности передачи информации с помощью линий связи

Как уже говорилось выше, передача информации между процессами посредством линий связи является достаточно безопасной по сравнению с использованием разделяемой памяти и более информативной по сравнению с сигнальными средствами коммуникации. Кроме того, разделяемая память не может быть использована для связи процессов, функционирующих на различных вычислительных системах. Возможно, именно поэтому каналы связи из средств коммуникации процессов получили наибольшее распространение. Коснемся некоторых вопросов, связанных с логической реализацией канальных средств коммуникации.

Типы буфера канала связи:

1. Буфер нулевой емкости или отсутствует. Никакая информация не может сохраняться на линии связи. В этом случае процесс, посылающий информацию, должен ожидать, пока процесс, принимающий информацию, не соблаговолит ее получить, прежде чем заниматься своими дальнейшими делами.

2. Буфер ограниченной емкости. Размер буфера равен n, то есть линия связи не может хранить до момента получения более чем n единиц информации. Если в момент передачи данных в буфере хватает места, то передающий процесс не должен ничего ожидать. Информация просто копируется в буфер. Если же в момент передачи данных буфер заполнен или места недостаточно, то необходимо задержать работу процесса отправителя до появления в буфере свободного пространства.

3. Буфер неограниченной емкости. Теоретически это возможно, но практически вряд ли реализуемо. Процесс, посылающий информацию, никогда не ждет окончания ее передачи и приема другим процессом.

Существует две модели передачи данных по каналам связи – поток ввода-вывода и сообщения. При передаче данных с помощью потоковой модели операции передачи/приема информации вообще не интересуются содержимым данных.

39.Логическая организация механизма передачи информации. Надежность средств связи

Мы будем называть способ коммуникации надежным, если при обмене данными выполняются четыре условия.

1. Не происходит потери информации.

2. Не происходит повреждения информации.

3. Не появляется лишней информации.

4. Не нарушается порядок данных в процессе обмена.

Очевидно, что передача данных через разделяемую память является надежным способом связи. То, что мы сохранили в разделяемой памяти, будет считано другими процессами в первозданном виде, если, конечно, не произойдет сбоя в питании компьютера. Для других средств коммуникации, как видно из приведенных выше примеров, это не всегда верно.

Для обнаружения повреждения информации будем снабжать каждое передаваемое сообщение некоторой контрольной суммой, вычисленной по посланной информации. При приеме сообщения контрольную сумму будем вычислять заново и проверять ее соответствие пришедшему значению. Если данные не повреждены (контрольные суммы совпадают), то подтвердим правильность их получения. Если данные повреждены (контрольные суммы не совпадают), то сделаем вид, что сообщение к нам не поступило.

Вместо контрольной суммы можно использовать специальное кодирование передаваемых данных с помощью кодов, исправляющих ошибки. Такое кодирование позволяет при числе искажений информации, не превышающем некоторого значения, восстановить первоначальные неискаженные данные.

Если по прошествии некоторого интервала времени подтверждение правильности полученной информации не придет на передающий конец линии связи, будем считать информацию утерянной и пошлем ее повторно. Для того чтобы избежать двойного получения одной и той же информации, на приемном конце линии связи должен осуществляться соответствующий контроль. Для гарантии правильного порядка получения сообщений будем их нумеровать. При приеме сообщения с номером, не соответствующим ожидаемому, поступаем с ним как с утерянным и ждем сообщения с правильным номером.

Подобные действия могут быть возложены:

• на операционную систему;

• на процессы, обменивающиеся данными;

• совместно на систему и процессы, разделяя их ответственность.

40.Нити исполнения

Если алгоритм решения задачи обладает определенным внутренним параллелизмом, мы могли бы ускорить его работу, организовав взаимодействие нескольких процессов.

Нити процесса разделяют его программный код, глобальные переменные и системные ресурсы, но каждая нить имеет собственный программный счетчик, свое содержимое регистров и свой стек.

Нити, как и процессы, могут порождать нити-потомки, правда, только внутри своего процесса, и переходить из одного состояния в другое.

Состояния нитей аналогичны состояниям традиционных процессов. Из состояния рождение процесс приходит содержащим всего одну нить исполнения. Другие нити процесса будут являться потомками этой нити-прародительницы. Мы можем считать, что процесс находится в состоянии готовность, если хотя бы одна из его нитей находится в состоянии готовность и ни одна из нитей не находится в состоянии исполнение. Мы можем считать, что процесс находится в состоянии исполнение, если одна из его нитей находится в состоянии исполнение. Процесс будет находиться в состоянии ожидание, если все его нити находятся в состоянии ожидание. Наконец, процесс находится в состоянии закончил исполнение, если все его нити находятся в состоянии закончила исполнение. Пока одна нить процесса заблокирована, другая нить того же процесса может выполняться. Нити разделяют процессор так же, как это делали традиционные процессы, в соответствии с рассмотренными алгоритмами планирования.

Различают операционные системы, поддерживающие нити на уровне ядра и на уровне библиотек. Все сказанное выше справедливо для операционных систем, поддерживающих нити на уровне ядра. В них планирование использования процессора происходит в терминах нитей, а управление памятью и другими системными ресурсами остается в терминах процессов.

41.Interleaving, race condition и взаимоисключения

Активность – это последовательное выполнение ряда действий, направленных на достижение определенной цели. Активности могут иметь место в программном и техническом обеспечении, в обычной деятельности людей и животных.

Неделимые операции могут иметь внутренние невидимые действия.

Активности могут расслоиться на неделимые операции с различным чередованием, то есть может произойти то, что на английском языке принято называть, словом, interleaving.

Атомарные операции активностей могут чередоваться всевозможными различными способами с сохранением порядка расположения внутри активностей. Так как псевдопараллельное выполнение двух активностей приводит к чередованию их неделимых операций, результат псевдопараллельного выполнения может отличаться от результата последовательного выполнения.

Набор активностей (например, программ) детерминирован, если всякий раз при псевдопараллельном исполнении для одного и того же набора входных данных он дает одинаковые выходные данные. В противном случае он не детерминирован. Детерминированный набор активностей можно безбоязненно выполнять в режиме разделения времени. Для недетерминированного набора такое исполнение нежелательно.

Про недетерминированный набор программ (и активностей вообще) говорят, что он имеет race condition ( состояние гонки, состояние состязания). В приведенном выше примере процессы состязаются за вычисление значений переменных x и y.

Задачу упорядоченного доступа к разделяемым данным (устранение race condition) в том случае, когда нам не важна его очередность, можно решить, если обеспечить каждому процессу эксклюзивное право доступа к этим данным.

Каждый процесс, обращающийся к разделяемым ресурсам, исключает для всех других процессов возможность одновременного общения с этими ресурсами, если это может привести к недетерминированному поведению набора процессов. Такой прием называется взаимоисключением (mutual exclusion).

42.Критическая секция

Важным понятием при изучении способов синхронизации процессов является понятие критической секции (critical section) программы. Критическая секция – это часть программы, исполнение которой может привести к возникновению race condition для определенного набора программ.

Чтобы исключить эффект гонок по отношению к некоторому ресурсу, необходимо организовать работу так, чтобы в каждый момент времени только один процесс мог находиться в своей критической секции, связанной с этим ресурсом. Иными словами, необходимо обеспечить реализацию взаимоисключения для критических секций программ. Реализация взаимоисключения для критических секций программ с практической точки зрения означает, что по отношению к другим процессам, участвующим во взаимодействии, критическая секция начинает выполняться как атомарная операция.

В общем случае структура процесса, участвующего во взаимодействии, может быть представлена следующим образом:

while (some condition) {

entry section

critical section

exit section

remainder section

}

Здесь под remainder section понимаются все атомарные операции, не входящие в критическую секцию.

Оставшаяся часть этой лекции посвящена различным способам программной организации пролога и эпилога критического участка в случае, когда очередность доступа к критическому участку не имеет значения.

43.Программные алгоритмы организации взаимодействия процессов. Требования, предъявляемые к алгоритмам

Организация взаимоисключения для критических участков, конечно, позволит избежать возникновения race condition, но не является достаточной для правильной и эффективной параллельной работы кооперативных процессов. Сформулируем пять условий, которые должны выполняться для хорошего программного алгоритма организации взаимодействия процессов, имеющих критические участки, если они могут проходить их в произвольном порядке.

1. Задача должна быть решена чисто программным способом на обычной машине, не имеющей специальных команд взаимоисключения.

2. Не должно существовать никаких предположений об относительных скоростях выполняющихся процессов или числе процессоров, на которых они исполняются.

3. Если процесс исполняется в своем критическом участке, то не существует никаких других процессов, которые исполняются в соответствующих критических секциях.

4. Процессы, которые находятся вне своих критических участков и не собираются входить в них, не могут препятствовать другим процессам входить в их собственные критические участки.

5. Не должно возникать неограниченно долгого ожидания для входа одного из процессов в свой критический участок.

44.Программные алгоритмы организации взаимодействия процессов. Запрет прерываний. Переменная-замок

Наиболее простым решением поставленной задачи является следующая организация пролога и эпилога:

while (some condition) {

запретить все прерывания

critical section

разрешить все прерывания

remainder section

}

Поскольку выход процесса из состояния исполнение без его завершения осуществляется по прерыванию, внутри критической секции никто не может вмешаться в его работу. Однако такое решение может иметь далеко идущие последствия, поскольку позволяет процессу пользователя разрешать и запрещать прерывания во всей вычислительной системе.

Тем не менее запрет и разрешение прерываний часто применяются как пролог и эпилог к критическим секциям внутри самой операционной системы, например при обновлении содержимого PCB.

Переменная-замок

Возьмем некоторую переменную, доступную всем процессам, с начальным значением равным 0. Процесс может войти в критическую секцию только тогда, когда значение этой переменной-замка равно 0, одновременно изменяя ее значение на 1 – закрывая замок. При выходе из критической секции процесс сбрасывает ее значение в 0 – замок открывается (как в случае с покупкой хлеба студентами в разделе " Критическая секция ").

shared int lock = 0;

/\* shared означает, что \*/

/\* переменная является разделяемой \*/

while (some condition) {

while(lock); lock = 1;

critical section

lock = 0;

remainder section

}

К сожалению, при внимательном рассмотрении мы видим, что такое решение не удовлетворяет условию взаимоисключения, так как действие while(lock); lock = 1; не является атомарным. Допустим, процесс P0 протестировал значение переменной lock и принял решение двигаться дальше. В этот момент, еще до присвоения переменной lock значения 1, планировщик передал управление процессу P1. Он тоже изучает содержимое переменной lock и тоже принимает решение войти в критический участок. Мы получаем два процесса, одновременно выполняющих свои критические секции.

45.Программные алгоритмы организации взаимодействия процессов. Строгое чередование. Флаги готовности

Очередной подход строгого чередования будет также использовать общую для них обоих переменную с начальным значением 0. Только теперь она будет играть не роль замка для критического участка, а явно указывать, кто может следующим войти в него. Для i-го процесса это выглядит так:

shared int turn = 0;

while (some condition) {

while(turn != i);

critical section

turn = 1-i;

remainder section

}

Очевидно, что взаимоисключение гарантируется, процессы входят в критическую секцию строго по очереди: P0, P1, P0, P1, P0, ... Но наш алгоритм не удовлетворяет условию прогресса. Например, если значение turn равно 1, и процесс P0 готов войти в критический участок, он не может сделать этого, даже если процесс P1 находится в remainder section.

Флаги готовности

Недостаток предыдущего алгоритма заключается в том, что процессы ничего не знают о состоянии друг друга в текущий момент времени. Пусть два процесса имеют разделяемый массив флагов готовности входа процессов в критический участок

shared int ready[2] = {0, 0};

Когда i-й процесс готов войти в критическую секцию, он присваивает элементу массива ready[i] значение равное 1. После выхода из критической секции он, естественно, сбрасывает это значение в 0. Процесс не входит в критическую секцию, если другой процесс уже готов к входу в критическую секцию или находится в ней.

while (some condition) {

ready[i] = 1;

while(ready[1-i]);

critical section

ready[i] = 0;

remainder section

}

Полученный алгоритм обеспечивает взаимоисключение, позволяет процессу, готовому к входу в критический участок, войти в него сразу после завершения эпилога в другом процессе, но все равно нарушает условие прогресса. Пусть процессы практически одновременно подошли к выполнению пролога. После выполнения присваивания ready[0]=1 планировщик передал процессор от процесса 0 процессу 1, который также выполнил присваивание ready[1]=1. После этого оба процесса бесконечно долго ждут друг друга на входе в критическую секцию. Возникает ситуация, которую принято называть тупиковой (deadlock).

46.Программные алгоритмы организации взаимодействия процессов. Алгоритм Петерсона

Первое решение проблемы, удовлетворяющее всем требованиям и использующее идеи ранее рассмотренных алгоритмов, было предложено датским математиком Деккером (Dekker). В 1981 году Петерсон (Peterson) предложил более изящное решение. Пусть оба процесса имеют доступ к массиву флагов готовности и к переменной очередности.

shared int ready[2] = {0, 0};

shared int turn;

while (some condition) {

ready[i] = 1;

turn =1-i;

while(ready[1-i] && turn == 1-i);

critical section

ready[i] = 0;

remainder section

}

При исполнении пролога критической секции процесс Pi заявляет о своей готовности выполнить критический участок и одновременно предлагает другому процессу приступить к его выполнению. Если оба процесса подошли к прологу практически одновременно, то они оба объявят о своей готовности и предложат выполняться друг другу. При этом одно из предложений всегда следует после другого.

47.Программные алгоритмы организации взаимодействия процессов. Алгоритм булочной (Bakery algorithm)

Основная его идея алгоритма булочной (n-количества процессов) выглядит так. Каждый вновь прибывающий клиент (он же процесс) получает талончик на обслуживание с номером. Клиент с наименьшим номером на талончике обслуживается следующим. К сожалению, из-за неатомарности операции вычисления следующего номера алгоритм булочной не гарантирует, что у всех процессов будут талончики с разными номерами.

shared enum {false, true} choosing[n];

shared int number[n];

Изначально элементы этих массивов инициируются значениями false и 0 соответственно. Введем следующие обозначения

(a,b) < (c,d), если a < c

или если a == c и b < d

max(a0, a1, ...., an) – это число k такое, что

k >= ai для всех i = 0, ...,n

Структура процесса Pi для алгоритма булочной приведена ниже

while (some condition) {

choosing[i] = true;

number[i] = max(number[0], ...,

number[n-1]) + 1;

choosing[i] = false;

for(j = 0; j < n; j++){

while(choosing[j]);

while(number[j] != 0 && (number[j],j) <

(number[i],i));

}

critical section

number[i] = 0; remainder section }

48.Программные алгоритмы организации взаимодействия процессов. Аппаратная поддержка взаимоисключений

Наличие аппаратной поддержки взаимоисключений позволяет упростить алгоритмы и повысить их эффективность точно так же, как это происходит и в других областях программирования.

Многие вычислительные системы помимо этого имеют специальные команды процессора, которые позволяют проверить и изменить значение машинного слова или поменять местами значения двух машинных слов в памяти, выполняя эти действия как атомарные операции.

49.Семафоры. Концепция семафоров

Одним из первых механизмов, предложенных для синхронизации поведения процессов, стали семафоры, концепцию которых описал Дейкстра (Dijkstra) в 1965 году.

Концепция семафоров

Семафор представляет собой целую переменную, принимающую неотрицательные значения, доступ любого процесса к которой, за исключением момента ее инициализации, может осуществляться только через две атомарные операции: P (от датского слова proberen – проверять) и V (от verhogen – увеличивать). Классическое определение этих операций выглядит следующим образом:

P(S): пока S == 0 процесс блокируется;

S = S – 1;

V(S): S = S + 1;

Эта запись означает следующее: при выполнении операции P над семафором S сначала проверяется его значение. Если оно больше 0, то из S вычитается 1. Если оно меньше или равно 0, то процесс блокируется до тех пор, пока S не станет больше 0, после чего из S вычитается 1. При выполнении операции V над семафором S к его значению просто прибавляется 1. В момент создания семафор может быть инициализирован любым неотрицательным значением.

Подобные переменные-семафоры могут с успехом применяться для решения различных задач организации взаимодействия процессов.

50.Семафоры. Решение проблемы producer-consumer с помощью семафоров

Одной из типовых задач, требующих организации взаимодействия процессов, является задача producer-consumer (производитель-потребитель). Пусть два процесса обмениваются информацией через буфер ограниченного размера. Производитель закладывает информацию в буфер, а потребитель извлекает ее оттуда. На этом уровне деятельность потребителя и производителя можно описать следующим образом.

Producer: while(1) {

produce\_item;

put\_item;

}

Consumer: while(1) {

get\_item;

consume\_item;

}

Если буфер заполнен, то производитель должен ждать, пока в нем появится место, чтобы положить туда новую порцию информации. Если буфер пуст, то потребитель должен дожидаться нового сообщения. Как можно реализовать эти условия с помощью семафоров? Возьмем три семафора: empty, full и mutex. Семафор full будем использовать для гарантии того, что потребитель будет ждать, пока в буфере появится информация. Семафор empty будем использовать для организации ожидания производителя при заполненном буфере, а семафор mutex – для организации взаимоисключения на критических участках, которыми являются действия put\_item и get\_item (операции "положить информацию" и "взять информацию" не могут пересекаться, так как в этом случае возникнет опасность искажения информации). Тогда решение задачи на C-подобном языке выглядит так:

Semaphore mutex = 1;

Semaphore empty = N; /\* где N – емкость буфера\*/

Semaphore full = 0;

Producer:

while(1) {

produce\_item;

P(empty);

P(mutex);

put\_item;

V(mutex);

V(full);

}

Consumer:

while(1) {

P(full);

P(mutex);

get\_item;

V(mutex);

V(empty);

consume\_item;

}

51.Мониторы

Мониторы представляют собой тип данных, который может быть с успехом внедрен в объектно-ориентированные языки программирования. Монитор обладает собственными переменными, определяющими его состояние. Значения этих переменных извне могут быть изменены только с помощью вызова функций-методов, принадлежащих монитору. В свою очередь, эти функции-методы могут использовать в работе только данные, находящиеся внутри монитора, и свои параметры. На абстрактном уровне можно описать структуру монитора следующим образом:

monitor monitor\_name {

описание внутренних переменных ;

void m1(...){...

}

void m2(...){...

}

...

void mn(...){...

}

{

блок инициализации

внутренних переменных;

}

}

Здесь функции m1,..., mn представляют собой функции-методы монитора, а блок инициализации внутренних переменных содержит операции, которые выполняются один и только один раз: при создании монитора или при самом первом вызове какой-либо функции-метода до ее исполнения.

Важной особенностью мониторов является то, что в любой момент времени только один процесс может быть активен, т. е. находиться в состоянии готовность или исполнение, внутри данного монитора. Поскольку мониторы представляют собой особые конструкции языка программирования, компилятор может отличить вызов функции, принадлежащей монитору, от вызовов других функций и обработать его специальным образом, добавив к нему пролог и эпилог, реализующий взаимоисключение.

Однако одних только взаимоисключений недостаточно для того, чтобы в полном объеме реализовать решение задач, возникающих при взаимодействии процессов. Нужны еще и средства организации очередности процессов, подобно семафорам full и empty в предыдущем примере. Для этого в мониторах было введено понятие условных переменных (condition variables)1, над которыми можно совершать две операции wait и signal, отчасти похожие на операции P и V над семафорами.

Если функция монитора не может выполняться дальше, пока не наступит некоторое событие, она выполняет операцию wait над какой-либо условной переменной. При этом процесс, выполнивший операцию wait, блокируется, становится неактивным, и другой процесс получает возможность войти в монитор.

Когда ожидаемое событие происходит, другой процесс внутри функции-метода совершает операцию signal над той же самой условной переменной. Это приводит к пробуждению ранее заблокированного процесса, и он становится активным. Если несколько процессов дожидались операции signal для этой переменной, то активным становится только один из них.

Хансен (Hansen) предложил другой механизм: разбудивший процесс покидает монитор немедленно после исполнения операции signal. Мы будем придерживаться подхода Хансена.

Необходимо отметить, что условные переменные, в отличие от семафоров Дейкстры, не умеют запоминать предысторию. Это означает, что операция signal всегда должна выполняться после операции wait. Если операция signal выполняется над условной переменной, с которой не связано ни одного заблокированного процесса, то информация о произошедшем событии будет утеряна. Следовательно, выполнение операции wait всегда будет приводить к блокированию процесса.

monitor ProducerConsumer {

condition full, empty;

int count;

void put() {

if(count == N) full.wait;

put\_item;

count += 1;

if(count == 1) empty.signal;

}

void get() {

if (count == 0) empty.wait;

get\_item();

count -= 1;

if(count == N-1) full.signal;

}

{

count = 0;

}

}

Producer:

while(1) {

produce\_item;

ProducerConsumer.put();

}

Consumer:

while(1) {

ProducerConsumer.get();

consume\_item;

}

Легко убедиться, что приведенный пример действительно решает поставленную задачу.

52.Сообщения

Для прямой и непрямой адресации достаточно двух примитивов, чтобы описать передачу сообщений по линии связи – send и receive. В случае прямой адресации мы будем обозначать их так:

send(P, message) – послать сообщение message процессу P ;

receive(Q, message) – получить сообщение message от процесса Q.

В случае непрямой адресации мы будем обозначать их так:

send(A, message) – послать сообщение message в почтовый ящик A ;

receive(A, message) – получить сообщение message из почтового ящика A.

Примитивы send и receive уже имеют скрытый от наших глаз механизм взаимоисключения. Более того, в большинстве систем они уже имеют и скрытый механизм блокировки при чтении из пустого буфера и при записи в полностью заполненный буфер. Реализация решения задачи producer-consumer для таких примитивов становится неприлично тривиальной. Надо отметить, что, несмотря на простоту использования, передача сообщений в пределах одного компьютера происходит существенно медленнее, чем работа с семафорами и мониторами.

53.Тупики

Если несколько процессов конкурируют за обладание конечным числом ресурсов. Если запрашиваемый процессом ресурс недоступен, ОС переводит данный процесс в состояние ожидания. В случае когда требуемый ресурс удерживается другим ожидающим процессом, первый процесс не сможет сменить свое состояние. Такая ситуация называется тупиком (deadlock). Говорят, что в мультипрограммной системе процесс находится в состоянии тупика, если он ожидает события, которое никогда не произойдет. Системная тупиковая ситуация, или "зависание системы", является следствием того, что один или более процессов находятся в состоянии тупика. Иногда подобные ситуации называют взаимоблокировками. В общем случае проблема тупиков эффективного решения не имеет.

Рассмотрим пример. Предположим, что два процесса осуществляют вывод с ленты на принтер. Один из них успел монополизировать ленту и претендует на принтер, а другой наоборот. После этого оба процесса оказываются заблокированными в ожидании второго ресурса (см. рис. 7.1).

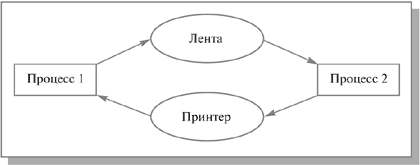


Рис. 7.1. Пример тупиковой ситуации

Множество процессов находится в тупиковой ситуации, если каждый процесс из множества ожидает события, которое может вызвать только другой процесс данного множества. Так как все процессы чего-то ожидают, то ни один из них не сможет инициировать событие, которое разбудило бы другого члена множества и, следовательно, все процессы будут спать вместе.

Выше приведен пример взаимоблокировки, возникающей при работе с так называемыми выделенными устройствами. Тупики, однако, могут иметь место и в других ситуациях. Hапример, в системах управления базами данных записи могут быть локализованы процессами, чтобы избежать состояния гонок (см. лекцию 5 "Алгоритмы синхронизации"). В этом случае может получиться так, что один из процессов заблокировал записи, необходимые другому процессу, и наоборот. Таким образом, тупики могут иметь место как на аппаратных, так и на программных ресурсах.

Тупики также могут быть вызваны ошибками программирования. Например, процесс может напрасно ждать открытия семафора, потому что в некорректно написанном приложении эту операцию забыли предусмотреть. Другой причиной бесконечного ожидания может быть дискриминационная политика по отношению к некоторым процессам. Однако чаще всего событие, которого ждет процесс в тупиковой ситуации, – освобождение ресурса, поэтому в дальнейшем будут рассмотрены методы борьбы с тупиками ресурсного типа.

Ресурсами могут быть как устройства, так и данные. Hекоторые ресурсы допускают разделение между процессами, то есть являются разделяемыми ресурсами. Например, память, процессор, диски коллективно используются процессами. Другие не допускают разделения, то есть являются выделенными, например лентопротяжное устройство. К взаимоблокировке может привести использование как выделенных, так и разделяемых ресурсов. Например, чтение с разделяемого диска может одновременно осуществляться несколькими процессами, тогда как запись предполагает исключительный доступ к данным на диске. Можно считать, что часть диска, куда происходит запись, выделена конкретному процессу. Поэтому в дальнейшем мы будем исходить из предположения, что тупики связаны с выделенными ресурсами , то есть тупики возникают, когда процессу предоставляется эксклюзивный доступ к устройствам, файлам и другим ресурсам.

Традиционная последовательность событий при работе с ресурсом состоит из запроса, использования и освобождения ресурса. Тип запроса зависит от природы ресурса и от ОС. Запрос может быть явным, например специальный вызов request, или неявным – open для открытия файла. Обычно, если ресурс занят и запрос отклонен, запрашивающий процесс переходит в состояние ожидания.

54.Условия возникновения тупиков

Условия возникновения тупиков были сформулированы Коффманом, Элфиком и Шошани в 1970 г.

1. Условие взаимоисключения (Mutual exclusion). Одновременно использовать ресурс может только один процесс.

2. Условие ожидания ресурсов (Hold and wait). Процессы удерживают ресурсы, уже выделенные им, и могут запрашивать другие ресурсы.

3. Условие неперераспределяемости (No preemtion). Ресурс, выделенный ранее, не может быть принудительно забран у процесса. Освобождены они могут быть только процессом, который их удерживает.

4. Условие кругового ожидания (Circular wait). Существует кольцевая цепь процессов, в которой каждый процесс ждет доступа к ресурсу, удерживаемому другим процессом цепи.

Для образования тупика необходимым и достаточным является выполнение всех четырех условий.

55.Основные направления борьбы с тупиками. Игнорирование проблемы тупиков

Проблема тупиков инициировала много интересных исследований в области информатики. Очевидно, что условие циклического ожидания отличается от остальных. Первые три условия формируют правила, существующие в системе, тогда как четвертое условие описывает ситуацию, которая может сложиться при определенной неблагоприятной последовательности событий. Поэтому методы предотвращения взаимоблокировок ориентированы главным образом на нарушение первых трех условий путем введения ряда ограничений на поведение процессов и способы распределения ресурсов. Методы обнаружения и устранения менее консервативны и сводятся к поиску и разрыву цикла ожидания ресурсов.

Итак, основные направления борьбы с тупиками:

• Игнорирование проблемы в целом

• Предотвращение тупиков

• Обнаружение тупиков

• Восстановление после тупиков

Игнорирование проблемы тупиков

Простейший подход – не замечать проблему тупиков. Для того чтобы принять такое решение, необходимо оценить вероятностьвозникновения взаимоблокировки и сравнить ее с вероятностью ущерба от других отказов аппаратного и программного обеспечения. Проектировщики обычно не желают жертвовать производительностью системы или удобством пользователей для внедрения сложных и дорогостоящих средств борьбы с тупиками.

Любая ОС, имеющая в ядре ряд массивов фиксированной размерности, потенциально страдает от тупиков, даже если они не обнаружены. Таблица открытых файлов, таблица процессов, фактически каждая таблица являются ограниченными ресурсами. Заполнение всех записей таблицы процессов может привести к тому, что очередной запрос на создание процесса может быть отклонен. При неблагоприятном стечении обстоятельств несколько процессов могут выдать такой запрос одновременно и оказаться в тупике. Следует ли отказываться от вызова CreateProcess, чтобы решить эту проблему?

Подход большинства популярных ОС (Unix, Windows и др.) состоит в том, чтобы игнорировать данную проблему в предположении, что маловероятный случайный тупик предпочтительнее, чем нелепые правила, заставляющие пользователей ограничивать число процессов, открытых файлов и т. п. Сталкиваясь с нежелательным выбором между строгостью и удобством, трудно найти решение, которое устраивало бы всех.

56.Основные направления борьбы с тупиками. Способы предотвращения тупиков. Способы предотвращения тупиков путем тщательного распределения ресурсов. Алгоритм банкира

Цель предотвращения тупиков – обеспечить условия, исключающие возможность возникновения тупиковых ситуаций. Большинство методов связано с предотвращением одного из условий возникновения взаимоблокировки.

Система, предоставляя ресурс в распоряжение процесса, должна принять решение, безопасно это или нет.

Можно избежать взаимоблокировки, если распределять ресурсы, придерживаясь определенных правил. Среди такого рода алгоритмов наиболее известен алгоритм банкира, предложенный Дейкстрой, который базируется на так называемых безопасных или надежных состояниях (safe state). Безопасное состояние – это такое состояние, для которого имеется по крайней мере одна последовательность событий, которая не приведет к взаимоблокировке.

Суть алгоритма банкира состоит в следующем.

• Предположим, что у системы в наличии n устройств, например лент.

• ОС принимает запрос от пользовательского процесса, если его максимальная потребность не превышает n.

• Пользователь гарантирует, что если ОС в состоянии удовлетворить его запрос, то все устройства будут возвращены системе в течение конечного времени.

• Текущее состояние системы называется надежным, если ОС может обеспечить всем процессам их выполнение в течение конечного времени.

• В соответствии с алгоритмом банкира выделение устройств возможно, только если состояние системы остается надежным.

Рассмотрим пример надежного состояния для системы с 3 пользователями и 11 устройствами, где 9 устройств задействовано, а 2 имеется в резерве. Пусть текущая ситуация такова:

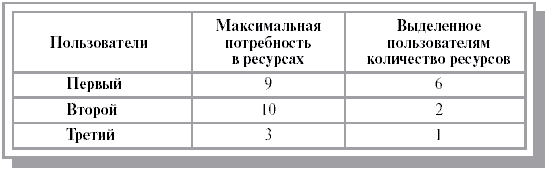


Рис. 7.2. Пример надежного состояния для системы с 3 пользователями и 11 устройствами.

Данное состояние надежно. Последующие действия системы могут быть таковы. Вначале удовлетворить запросы третьего пользователя, затем дождаться, когда он закончит работу и освободит свои три устройства. Затем можно обслужить первого и второго пользователей. То есть система удовлетворяет только те запросы, которые оставляют ее в надежном состоянии, и отклоняет остальные.

Термин ненадежное состояние не предполагает, что обязательно возникнут тупики. Он лишь говорит о том, что в случае неблагоприятной последовательности событий система может зайти в тупик.

Данный алгоритм обладает тем достоинством, что при его использовании нет необходимости в перераспределении ресурсов и откате процессов назад. Однако использование этого метода требует выполнения ряда условий.

• Число пользователей и число ресурсов фиксировано.

• Число работающих пользователей должно оставаться постоянным.

• Алгоритм требует, чтобы клиенты гарантированно возвращали ресурсы.

• Должны быть заранее указаны максимальные требования процессов к ресурсам. Чаще всего данная информация отсутствует.

Наличие таких жестких и зачастую неприемлемых требований может склонить разработчиков к выбору других решений проблемы взаимоблокировки.

57.Основные направления борьбы с тупиками. Способы предотвращения тупиков. Предотвращение тупиков за счет нарушения условий возникновения тупиков

В отсутствие информации о будущих запросах единственный способ избежать взаимоблокировки – добиться невыполнения хотя бы одного из условий раздела "Условия возникновения тупиков ".

Нарушение условия взаимоисключения

В общем случае избежать взаимоисключений невозможно. Доступ к некоторым ресурсам должен быть исключительным. Тем не менее некоторые устройства удается обобществить. Лишь один системный процесс, называемый сервисом или демоном принтера, отвечающий за вывод документов на печать по мере освобождения принтера, реально с ним взаимодействует. Эта схема называется спулингом (spooling). Таким образом, принтер становится разделяемым устройством, и тупик для него устранен.

К сожалению, не для всех устройств и не для всех данных можно организовать спулинг. Неприятным побочным следствием такой модели может быть потенциальная тупиковая ситуация из-за конкуренции за дисковое пространство для буфера спулинга. Тем не менее в той или иной форме эта идея применяется часто.

Нарушение условия ожидания дополнительных ресурсов

Условия ожидания ресурсов можно избежать, потребовав выполнения стратегии двухфазного захвата.

• В первой фазе процесс должен запрашивать все необходимые ему ресурсы сразу. До тех пор пока они не предоставлены, процесс не может продолжать выполнение.

• Если в первой фазе некоторые ресурсы, которые были нужны данному процессу, уже заняты другими процессами, он освобождает все ресурсы, которые были ему выделены, и пытается повторить первую фазу.

В известном смысле этот подход напоминает требование захвата всех ресурсов заранее. Естественно, что только специально организованные программы могут быть приостановлены в течение первой фазы и рестартованы впоследствии.

Таким образом, один из способов – заставить все процессы затребовать нужные им ресурсы перед выполнением ("все или ничего"). Если система в состоянии выделить процессу все необходимое, он может работать до завершения. Если хотя бы один из ресурсов занят, процесс будет ждать.

Нарушение принципа отсутствия перераспределения

Если бы можно было отбирать ресурсы у удерживающих их процессов до завершения этих процессов, то удалось бы добиться невыполнения третьего условия возникновения тупиков. Перечислим минусы данного подхода.

Во-первых, отбирать у процессов можно только те ресурсы, состояние которых легко сохранить, а позже восстановить, например состояние процессора. Во-вторых, если процесс в течение некоторого времени использует определенные ресурсы, а затем освобождает эти ресурсы, он может потерять результаты работы, проделанной до настоящего момента. Наконец, следствием данной схемы может быть дискриминация отдельных процессов, у которых постоянно отбирают ресурсы.

Hарушение условия кругового ожидания

Трудно предложить разумную стратегию, чтобы избежать последнего условия из раздела "Условия возникновения тупиков " – циклического ожидания.

Один из способов – упорядочить ресурсы. Например, можно присвоить всем ресурсам уникальные номера и потребовать, чтобы процессы запрашивали ресурсы в порядке их возрастания. Тогда круговое ожидание возникнуть не может. После последнего запроса и освобождения всех ресурсов можно разрешить процессу опять осуществить первый запрос. Очевидно, что практически невозможно найти порядок, который удовлетворит всех.

Другой способ атаки условия кругового ожидания – действовать в соответствии с правилом, согласно которому каждый процесс может иметь только один ресурс в каждый момент времени. Если нужен второй ресурс – освободи первый. Очевидно, что для многих процессов это неприемлемо.

Таким образом, технология предотвращения циклического ожидания, как правило, неэффективна и может без необходимости закрывать доступ к ресурсам.

58.Основные направления борьбы с тупиками. Обнаружение тупиков

Обнаружение взаимоблокировки сводится к фиксации тупиковой ситуации и выявлению вовлеченных в нее процессов. Для этого производится проверка наличия циклического ожидания в случаях, когда выполнены первые три условия возникновения тупика. Методы обнаружения активно используют графы распределения ресурсов.

Рассмотрим модельную ситуацию.

• Процесс P1 ожидает ресурс R1.

• Процесс P2 удерживает ресурс R2 и ожидает ресурс R1.

• Процесс P3 удерживает ресурс R1 и ожидает ресурс R3.

• Процесс P4 ожидает ресурс R2.

• Процесс P5 удерживает ресурс R3 и ожидает ресурс R2.

Вопрос состоит в том, является ли данная ситуация тупиковой, и если да, то какие процессы в ней участвуют. Для ответа на этот вопрос можно сконструировать граф ресурсов, как показано на рис. 7.3. Из рисунка видно, что имеется цикл, моделирующий условие кругового ожидания, и что процессы P2,P3,P5, а может быть, и другие находятся в тупиковой ситуации.

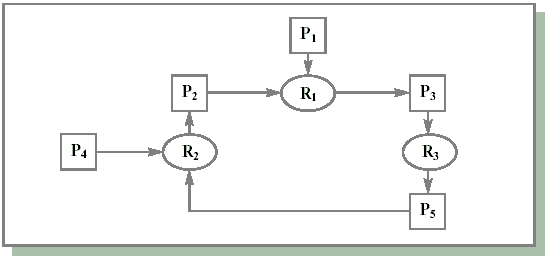


Рис. 7.3. Граф ресурсов

Визуально легко обнаружить наличие тупика, но нужны также формальные алгоритмы, реализуемые на компьютере.

59.Основные направления борьбы с тупиками. Восстановление после тупиков

Обнаружив тупик, можно вывести из него систему, нарушив одно из условий существования тупика. При этом, возможно, несколько процессов частично или полностью потеряют результаты проделанной работы.

Сложность восстановления обусловлена рядом факторов.

• В большинстве систем нет достаточно эффективных средств, чтобы приостановить процесс, вывести его из системы и возобновить впоследствии с того места, где он был остановлен.

• Если даже такие средства есть, то их использование требует затрат и внимания оператора.

• Восстановление после тупика может потребовать значительных усилий.

Самый простой и наиболее распространенный способ устранить тупик – завершить выполнение одного или более процессов, чтобы впоследствии использовать его ресурсы. Тогда в случае удачи остальные процессы смогут выполняться. Если это не помогает, можно ликвидировать еще несколько процессов. После каждой ликвидации должен запускаться алгоритм обнаружения тупика.

По возможности лучше ликвидировать тот процесс, который может быть без ущерба возвращен к началу (такие процессы называются идемпотентными). Примером такого процесса может служить компиляция. С другой стороны, процесс, который изменяет содержимое базы данных, не всегда может быть корректно запущен повторно.

В некоторых случаях можно временно забрать ресурс у текущего владельца и передать его другому процессу. Возможность забрать ресурс у процесса, дать его другому процессу и затем без ущерба вернуть назад сильно зависит от природы ресурса. Подобное восстановление часто затруднительно, если не невозможно.

Если проектировщики системы знают, что тупик вероятен, они могут периодически организовывать для процессов контрольные точки. Иногда это приходится делать разработчикам прикладных программ.

Когда тупик обнаружен, видно, какие ресурсы вовлечены в цикл кругового ожидания. Чтобы осуществить восстановление, процесс, который владеет таким ресурсом, должен быть отброшен к моменту времени, предшествующему его запросу на этот ресурс.