Страничная организация памяти

Организация памяти в виде страниц борется с двумя проблемами

- Внешней фрагментацией – используются блоки фиксированного размера в виртуальной и физической памяти, т.е. все запросы на выделение памяти будут кратны, не будет оставаться некратных зон.
- Внутренняя фрагментация – блоки достаточно малого размера, поэтому (К) будет мал. (К) - это есть **внутренняя фрагментация –** фрагментация внутри блока.

Страничная организация памяти

С точки зрения программиста:

- Процессам виртуальное адресное пространство предоставляется непрерывным, от байта 0 до байта N
- N зависит от аппаратной поддержки (например 32бит. - адр.пространство 4Гб), делится соответственно.
- В реальности виртуальные страницы распределены по страницам физической памяти далеко не непрерывно и не один к одному. Это два разных мира – физические страницы и виртуальные страницы. Это ключевой аспект, который надо понимать.

Страничная организация памяти

С точки зрения менеджера памяти(+):

- Эффективное использование памяти из-за очень низкой внутренней фрагментации
- Внешняя фрагментация полностью отсутствует и не нужно дефрагментировать

С точки зрения защиты(+):

- Процесс имеет доступ только к своему адресному пространству.

Допущение – все страницы виртуальной памяти всегда находятся в страницах физической памяти. Не будем думать, что есть только виртуальные страницы, а физических – их нет, т.е. полное отображение виртуальной и физической памяти.

Предположим, что все страницы резидентно в памяти, это необходимо, чтобы понять как работает **трансляция адресов**.

Трансляция адресов

Трансляция виртуального адреса:

Виртуальный адрес состоит из двух частей: номер виртуальной страницы (VPN) и смещение внутри страницы

Номер виртуальной страницы (**VPN**- virtual page number) это индекс в таблице страниц (Pagetable)

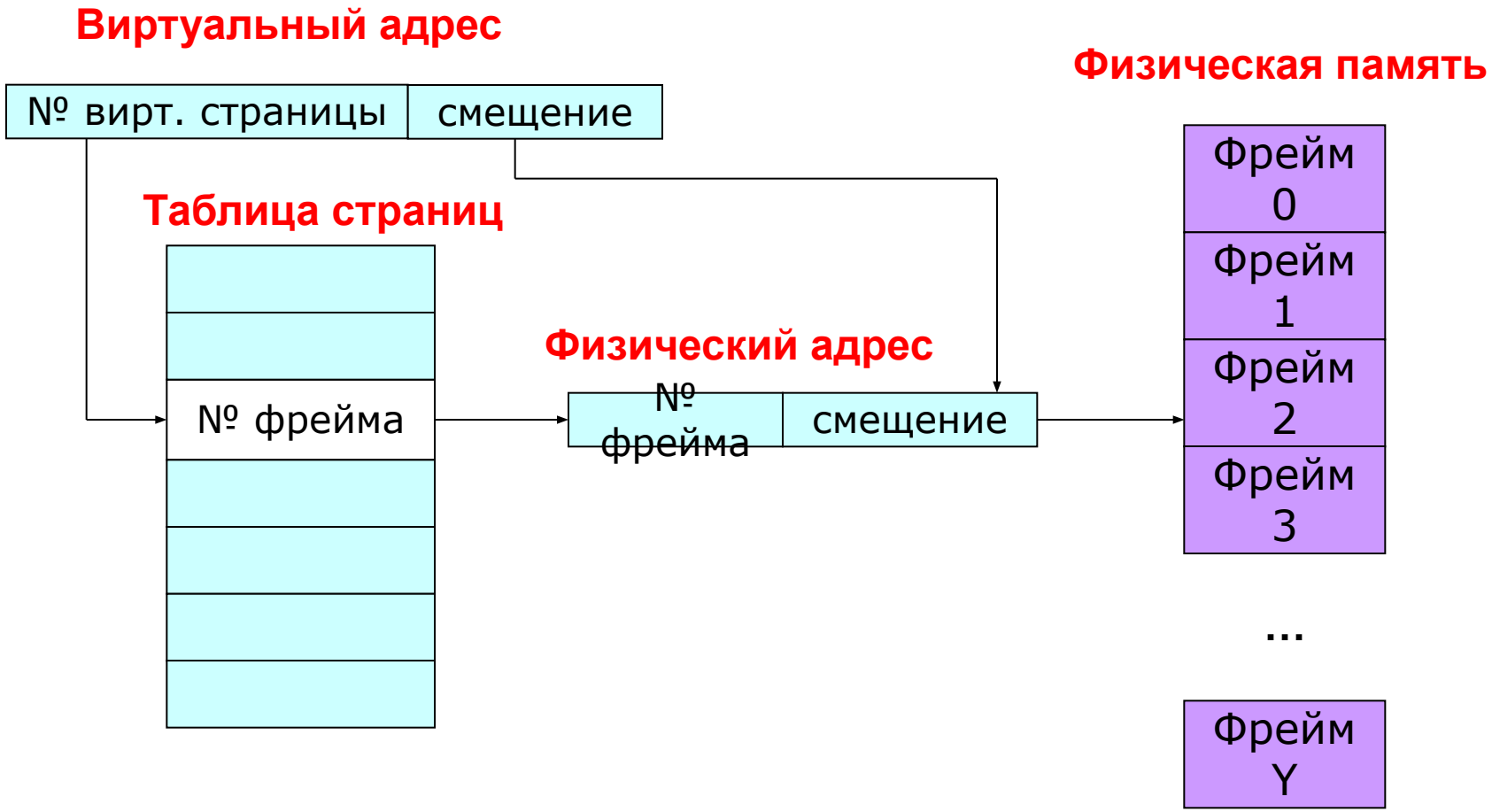
Запись в таблице страниц (**PTE** – page table entry) содержит номер фрейма (**PFN** –page frame number)

Номер фрейма – это номер физической страницы.

Фрейм – это страница физической памяти.

Смысл таблицы страниц – одна запись в таблице страниц (PTE) на одну страницу виртуального адресного пространства (VPN), отображает VPN на PFN. Какая **виртуальная страница** соответствует какому **фрейму физической** памяти.

Трансляция адресов



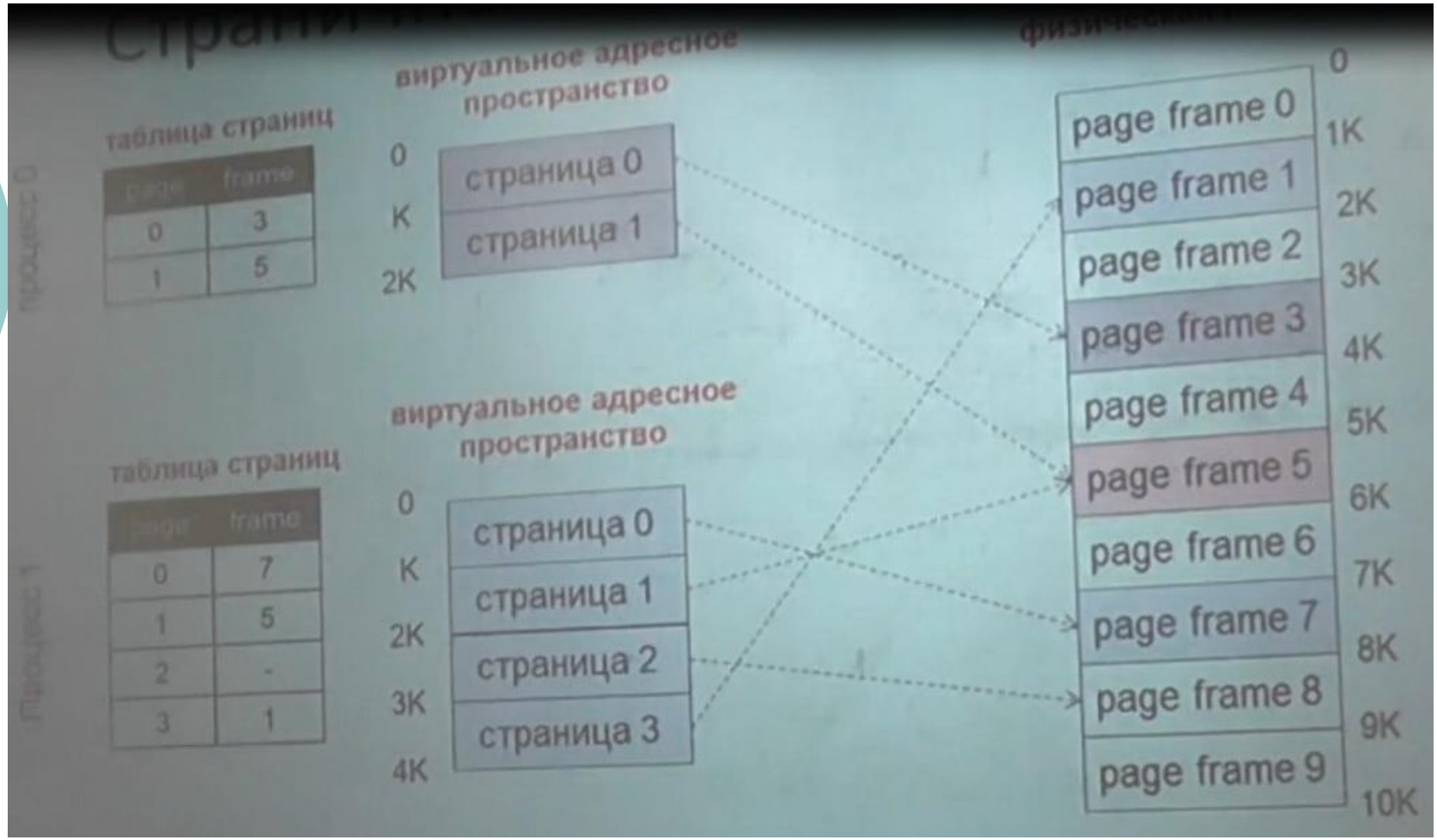
Трансляция адресов

Есть виртуальный адрес, состоящий из двух частей:

1) №вирт.страницы, по нему идет поиск в таблице страниц и находится № фрейма, он составляет одну часть физического адреса
2) Смещение – берется напрямую – вторая часть физического адреса.

По новому адресу осуществляется поиск уже в физической памяти и доступ к данным

Рис. Страничная организация памяти



Существуют 2 процесса 0 и 1, у 0 есть 2 страницы у 1процесса 4 страницы. И Мы видим, что они могут отображаться как угодно, вплоть до того, что 2 виртуальные страницы могут отображаться на одной физической. Зачастую это бывает полезно, простор для манипуляций ограниченный и в этом состоит вся прелесть виртуального адресного пространства.

Страничная организация памяти. Пример

-32битная разрядность адресов

-Размер страницы 4096байт

-VPN длиной 20бит, смещение 12бит (20+12=32бита)

-Преобразуем виртуальный адрес **0* 43456 323**

- **№ вирт. страницы смещение внутри страницы**

-VPN=43456 смещение=323

-Допустим, что в ячейке таблицы страниц по индексу 0*43456 находится значение фрейма PFN= 0*1002. Получаем физический адрес 0*01002323

таблица страниц (PTE)

Если есть таблица страниц, которая содержит преобразование адреса, то необходимо воспользоваться и нагрузить ее дополнительными функциями:

- Добавить защиту доступа
- Добавить дополнительную вспомогательную информацию (например, используется эта вирт.страница или нет, был ли к ней когда-либо осуществлен доступ, была ли в нее осуществлена запись…)

Таблица страниц превращается в сложную структуру данных, которые начинает использоваться множеством всяких дополнительных полей.

Все это нужно, чтобы сохранить память для других процессов, делать все быстро и не плодить десятки новых таблиц с данными – все по возможности хранить внутри таблицы PTE.

таблица страниц (PTE)

Если мы посмотрим на запись в PTE, то мы увидим, что туда можно поместить.

V - может ли использоваться данная запись PTE (valid or not) – бит валидности, бит присутствия

R - был ли доступ к этой странице

M – была ли страница модифицирована

P – какие операции разрешены (битовая маска операций)

PFN – номер фрейма (как основной, как осн.нагрузка)

Преимущества страничной памяти

- Легко выделять физическую память
  - Списки свободных фреймов, выделить фрейм – просто удалить из списка свободных
  - Внешняя фрагментация не проблема, т.к. фреймы одного размера
- Естественный подход
  - Всей программе не нужно быть резидентной – это «побочный» продукт
  - Все страницы одного размера
  - Основа – устранение внешней фрагментации

Недостатки страничной памяти

- Внутренняя фрагментация
  - Процессам может быть нужны размеры, некратные размеру страницы
  - По сравнению с размером адресного пространства, размер страницы очень мал.
- Накладные расходы при обращении к памяти – вначале к таблице страниц, а затем уже к памяти.

Решение: аппаратный КЭШ для обращений к таблице страниц (**TLB** translation lookaside buffer – буфер внутри процессора)

Недостатки страничной памяти

- Большой объем памяти, требуемый для хранения таблиц страниц
- 1 PTE на 1 страницу в виртуальном адресном пространстве

Пример: Архитектура x86

- 32-битное АП с 4КБ страницами = 2^{20} PTE= 1048576записей PTE
- 4 байта на PTE = 4Мб памяти на таблицу страниц
- В Ос создаются отдельные таблицы страниц для каждого процесса, итого, например 25процессов * 4Мб = 100Мб
- Соответственно нужны отдельные таблицы страниц для каждого процесса.

Решение: хранить таблицы страниц в страничной памяти)

Страничная организация памяти (обобщение)

- Решает разные проблемы, типа фрагментации
- Адресное пространство – линейный массив байтов
- Разделяется на страницы одинакового размера (например 4Кб)
- Использует таблицы страниц для отображения виртуальной страницы на физический фрейм

Сегментация

- Разделяет адресное пространство на логические блоки (стек, код, куча…)
- Виртуальный адрес в виде – сегмент + смещение

Страничная организация предполагает куски памяти, как в примере выше, 4096байт (4Кб), таких кусков можно брать сколько угодно.

Сегментация подходит к распределению памяти более «продвинуто» - есть разные логические сегменты памяти: стек, код программы - имеют свой размер, расположение и права доступа, куча – для динамической памяти программы – все это **отдельные логические блоки памяти**. Их не нужно мешать в одно, поэтому следующим этапом было разделение всего названного и ввод виртуального адреса в виде пары: **Сегмент, смещение**

Сегментация. Зачем?

- Позволяет разделить разные участки памяти в соответствии с их назначением
- Динамический (изменяемый) размер у сегментов

2варианта

- 1 сегмент на процесс – переменный раздел
- Много сегментов на процесс - сегментация

Аппаратная поддержка сегментации

- Одна пара база-предел(лимит) на сегмент
- Сегменты идентифицируются №, который является индексом в таблице
- Виртуальный адрес = пара <СЕГМЕНТ, СМЕЩЕНИЕ>
- Физический адрес = база сегмента + смещение

Недостатки (-)

- Все недостатки, присущие организации памяти разделами переменной длины присущи и сегментной организации
- Внешняя фрагментация

Аппаратная поддержка сегментации

- Лучшим, как можно заметить является организация этих подходов в один. Давайте объединим страничную и сегментную адресацию
- Архитектура x86 поддерживает и страничную и сегментную адресацию
- Сегменты используются для управления логическими блоками, обычно сегменты большие (помещают множество страниц)
- Сегменты разбиваются на страницы, у каждого сегмента своя таблица страниц

В современных ОС достаточно ограниченно применяются сегменты, много их не применяется.

Пример ОС LUNIX

- 1 сегмент кода ядра, 1 сегмент данных ядра
- 1 сегмент кода пользователя, 1 сегмент данных пользователя
- Все сегменты организованы странично.

Страничная виртуальная память

- Мы предполагали ранее, что вся память резидентная (не рассматривался вариант, что какой-либо страницы может не быть в физ.памяти.
- Сейчас, допустим, что адресное пространство может и не быть полностью резидентным. На практике так в основном и есть – память никогда не резидентна. Процессов сотни, на них выделяется много вирт.памяти и ее не хватит на отображение в физ. Памяти.
- Например 100 процессов 100П*4Гб=400ГБ ОП.
- Соответственно какая то часть адресного пространства находится в физ.памяти, какая то часть в некоторой вторичной памяти (понимается дисковая подсистема), абстрагируется от физ. реализации.

Страничная виртуальная память

- С точки зрения ОС важно, что ОС использует основную память, как КЭШ. У ОС есть медленная память (это дисковая подсистема), она может туда загружать процессы и выгружать их оттуда, а основная память используется как ограниченный ресурс, сродни классическому кэшированию.
- Принцип работы достаточно простой – нужная страница перемещается в свободный фрейм физической памяти из вторичной памяти.
- А если свободных фреймов нет, то какая-либо страница выгружается на диск, т.о. освобождается драгоценный фрейм физ. Памяти.
- Важно отметить, запись во вторичной памяти происходит только тогда, когда страница в основной памяти была модифицирована, если она не была модифицирована, то соответственно и выгружать нечего.
- Весь процесс происходит прозрачно для программы. Никакая программа не управляет напрямую, какую страницу ей выгрузить в основную память, какую загрузить.
- Менеджер памяти ОС все абстрагирует и делает все прозрачным для программиста, чтобы он не «напрягался» на данную тему, это сложно реализовывать самостоятельно.

Page fault – Страничное прерывание

- Процесс обращается к виртуальному адресу на выгруженной (или загруженной) странице, т.е. страница в принципе отсутствует, при этом обращении и происходит страничное прерывание.

Как этот процесс весь работает:

- Когда страница выгружается, ОС устанавливает **бит присутствия** (valid – является ли валидной ячейка) PTE=**0**. И там же в PTE записывает куда она была соответственно выгружена.
- Когда же процесс обращается к этой странице, то происходит **исключение**, т.к. Valid=0,т.е. бит валидности установлен в 0 – страница не использовалась.
- После того, как произошло исключение ОС передает управление **обработчику страничного прерывания**
- Обработчик находит то **место**, куда была выгружена страница
- Считывает эту страницу в фрейм физической памяти, обновляет PTE, ставит бит валидности (присутствия) в 1.
- В физической памяти появляется новая страница.

Процесс достаточно простой, если страницы нет, то сама же ОС ее загрузит обратно, или выгрузит, когда ей это надо.

Загрузка по требованию

Еще один ключевой механизм работы менеджера памяти. Практически все страницы памяти загружаются по требованию.

Смысл: страницы загружаются в основную память только тогда, когда к ним происходит **непосредственное обращение**.

Предсказать заранее, какая страница потребуется в будущем – сложно(это как гадать на кофейной гуще).

Сегодня для этого разработано множество алгоритмов, есть разные подходы.

Самый логичный из них - **кластеризация страниц.**

ОС ведет учет страниц, которые обычно загружаются вместе, даже если они расположены в различных местах виртуальной памяти или физической памяти.

Если идет обращение к одной их них, то ОС **загружает все страницы их этого кластера**. Это естественный подход к тому, как можно провести исходную оптимизацию этого алгоритма.

Можно даже предоставить программисту возможность определять такие кластеры.

Механизм замещения страниц

Допустим у нас заняты все фреймы(страницы) физической памяти, а нам нужно еще загрузить одну страницу.

? – какую из страниц физ. памяти выгрузить? Ведь страниц много и это выбора многое зависит.

Алгоритм замещения страниц простой:

1. Выбрать страницу, которую не понадобится в ближайшем бедующем
2. Выбрать страницу, которая не была модифицирована, чтобы обойтись без записи ее на диск.
3. Чтобы обойтись без замены в ОС есть пул свободных страниц.

Но проблема замещения страниц существует.

Посмотрим последовательность действий в ОС, когда у нас загружается программа.

Как загружается программа?

1. Для создания нового процесса создается новый PCB (процесс контрол.блок).
2. Создается таблица страниц для этого процесса, которая описывает его виртуальное адресное пространство
3. Образ программы на диск размещается блоками в адресное пространство (он не копируется, а неким образом размещается)
4. Строится таблица страниц, указатель на которую уже есть в PCB

   Все PTE имеют бит присутствия =0 (виртуальное адресное пространство в начале процесса полностью пустое, в плане отображения на физическую память – ни одна страница не присутствует)

   В эти же PTE заносится информация о нахождении этих физических страниц уже во вторичной памяти, т.е. на диске
5. Передает управление на точку входа этого процесса – исполнение первой же инструкции приводит к страничному прерыванию (page fault)
6. Обработчик прерывания загружает эти страницы из дисковой памяти

Т.О. никто, ничего заранее не подгружает, все загружается через «page fault» по требованию. Именно так все работает.

Механизм замещения страниц

Принцип локальности определяется 2 подходами:

- Одна загрузка –много обращений (**локальность по времени)**
- Обращение к страницам рядом с уже загруженной (**локальность по расположению**).

Загрузка страниц по требованию может быть частой, а может и не такой частой, **зависит от**:

- Локальности
- Политики замещения страниц
- Объема физической памяти
- «рабочего множества», так называемого

Смысл алгоритма замещения страниц – уменьшить число страничных прерываний (page fault) путем выбора **лучшей страницы** для выгрузки.

Лучшая – та, к которой **вообще больше не будет обращений**, т.е. освобождает место в памяти и решаем все вопросы, все будет работать быстро.

Далее рассмотрим разные алгоритмы, которые были предложены к решению данной проблемы (фундаментальной и основополагающей, как оказалось). Это как в алгоритмах планирования, они существенно влияют на производительность, отзывчивость системы. В менеджере памяти тоже есть ниша, которая оказывает большое влияние.