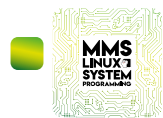
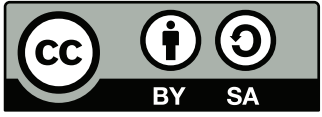
Системно програмиране за Линукс

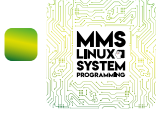
Управление на паметта. Виртуална памет и странична организация.

Ангел Чолаков

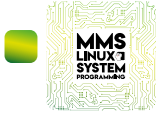
21.04.2021г.





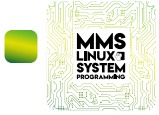


Съдържание I



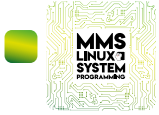
Цел на презентацията

- Да опита да поясни:
  - какво е **адресното пространство**, в което се зареждат и изпълняват заданията;
  - какви са основните принципи за управление и разпределяне паметта;
  - каква е концепцията на **страничната организация**;
  - какви основни механизми за разпределяне на паметта съществуват;
  - каква е ролята на **мениджъра на паметта (MMU)** в една система



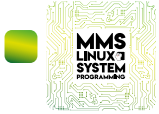
Роля на ОС при управлението на паметта

- Ангажименти:
  - подсигури средства за управлението на физическата памет;
  - освободи потребителските процеси от отговорността сами да се грижат за физическата организация на паметта;
  - гарантира, че всеки процес ще се изпълнява в обособена и изолирана област от адресното пространство без възможност за директен достъп до паметта, предоставена на други процеси;
  - изгради абстрактен модел на логическа организация на достъпваната памет (виртуализация);
  - менажира разпределението и степента на заетост на физическата памет

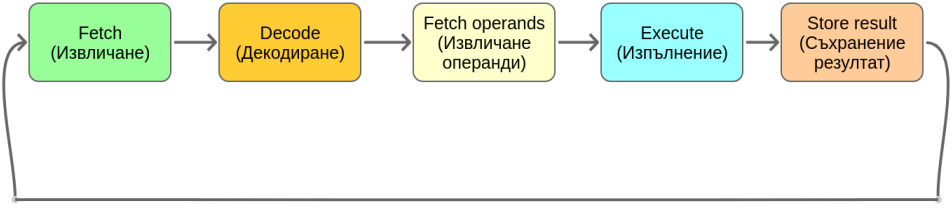


Влияние на микропроцесорната архитектура

- Фактори, с които ОС се съобразява:
  - какъв **модел на изпълнение на програмни инструкции** е реализиран;
  - какъв набор от регистрови структури и операции за адресиране и достъп до паметта са налични;
  - какви **механизми за междинно буфериране на региони** от основната памет (кеширане) са реализирани и поддържани;
  - какви **апаратни възможности за изолация и защита на адресното пространство** архитектурата предоставя



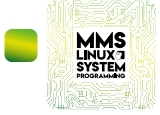
Илюстрация на инструкционен конвейер



pic. based on work by HydenB, CC BY-SA 4.0 via Wikimedia Commons

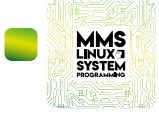
Конвейер на инструкциите

- Разяснение на фазите:
  - **извличане** - прочитане на поредна инструкция от адрес, съхранен в програмния брояч и запазването и в регистъра на изпълнимата инструкция за изпълнение;
  - **декодиране** - интерпретиране на инструкцията от блок декодер. При достъп до паметта се определя и ефективният адрес, като изчислението е зависимо от апаратния модел на сегментиране на паметта;
  - **изпълнение** - изпълнение на извлечената инструкция, включващо прочитане на необходимите операнди, определяне на кода на операцията и математическа или логическа обработка от АЛУ, последвано от съхранение на резултата и установяване на флагове на състоянието;



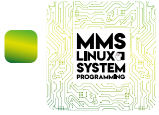
Физически структури, съхраняващи данни

- Обособяват се:
  - **регистри на процесора**: със специално/общо предназначение, даннови, адресни, буферни и др;
  - **памет**: бърза асоциативна **(кеш памет)** и **оперативна** - с адресни и даннови шини за управление;
  - **вторична дискова или флаш памет**: за дългосрочно съхранение на данни и програми



Какво е адресно пространство?

- Дефиниция:
  - краен диапазон от адреси, ограничен от изчислителния хардуер, в който процесите се зареждат и изпълняват;
- Видове:
  - **физическо** - множество от реални физически адреси, определено от размера на привързаната оперативно памет;
  - **логическо** - виртуално множество от логически адреси, с които заредените и активни задания оперират, като този набор е представен по различен начин от действителната физическа организация



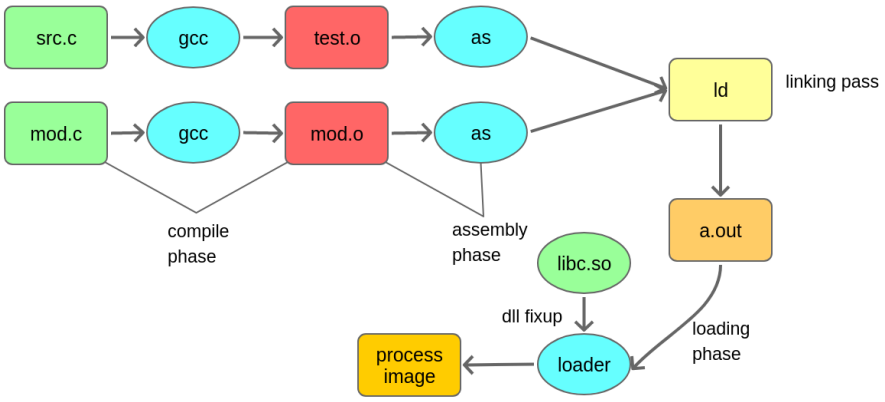
Защо е необходимо това разграничение?

Позволява на ОС да:

- позволява на ОС да поеме контрол върху разпределението физическите ресурси;
- прави възможно ОС да осигури изолация на адресното пространство на процесите и защита на данните, с които те оперират;
- освобождава разработчиците от необходимостта да се грижат за това как приложенията се поместват в паметта и оперират с нея;
- позволява изпълнението на множество програми, чиито изисквания могат да надвишават обема на наличната памет;

pic. by AliWijaya, CC BY-SA 3.0

Да си припомним етапите по създаване на изпълним файл

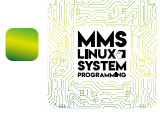


pic. based on `https://en.wikipedia.org/wiki/Compiler`

Обособяват се три основни фази

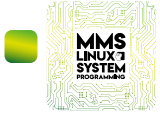
- Пояснение:
  - **компилиране** - при генериране на обектна програма компилаторът изобразява символичните адреси в подходяща форма - премествaема най-често;
  - **асемблиране и свързване** - обединяване на различни обектни фрагменти (подпрограми) и разрешаване на референции към външни библиотечни функции;
  - **зареждане** - зареждане на процеса в паметта и представяне на премествaемите (relocatable) адреси в абсолютни

Как да опростим описаните етапи, така че ОС да поеме контрол върху паметта? Какви базови политики за разпределение на паметта за всеки изпълняван процес съществуват?

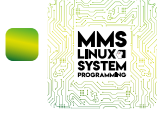


Статично разпределение на паметта

- Особености:
  - **статичното разпределение**: налага предварително изчисляване на размера памет, необходим за разполагане и изпълнение на дадена задача;
  - цялата нужна оперативна памет се заделя наведнъж и след настройка на физическите адреси от свързващия редактор или зареждащата програма, изображението на процеса в паметта е фиксирано

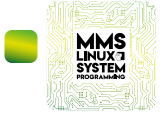


Бихте ли посочили примерни недостатъци на този подход?



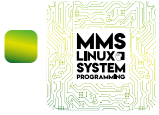
Динамично разпределение на паметта

- Особености:
  - **динамичното разпределение**: разчита на процедури по динамично заделяне на региони от паметта по време на изпълнение на процеса;
  - работата на компилатора и свързващия редактор се облекчава, като се използват фиктивни логически адреси и отмествания, които се преобразуват във физически непосредствено преди всяко обръщение от паметта впоследствие;
  - присвоените области реална памет подлежат на динамично преместване, свиване или разширяване - също в хода на работа

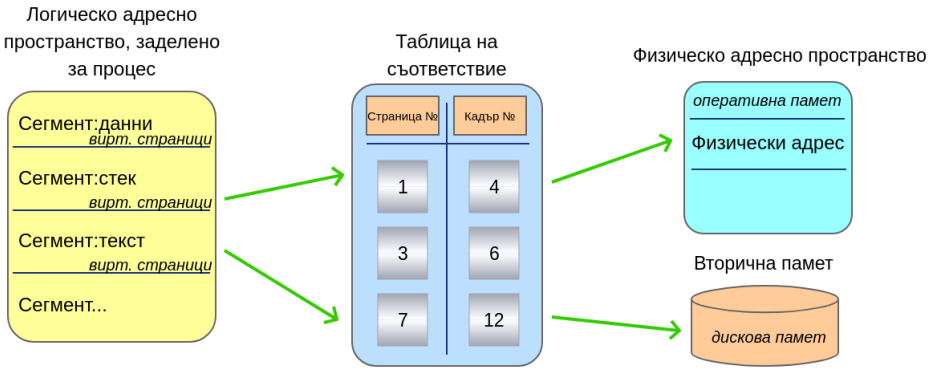


Как се подсигурява виртуализацията?

- Посредством апаратна поддръжка на:
  - **регистрови и таблични структури** за транслация между физически и логически адреси;
  - **странично-сегментна организация** на виртуалното адресно пространство;
  - механизми, подпомагащи въвеждането, извеждането и размяната на блокове (страници) между основната и вторичната памет



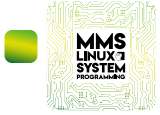
Виртуализация и техники за адресно транслиране



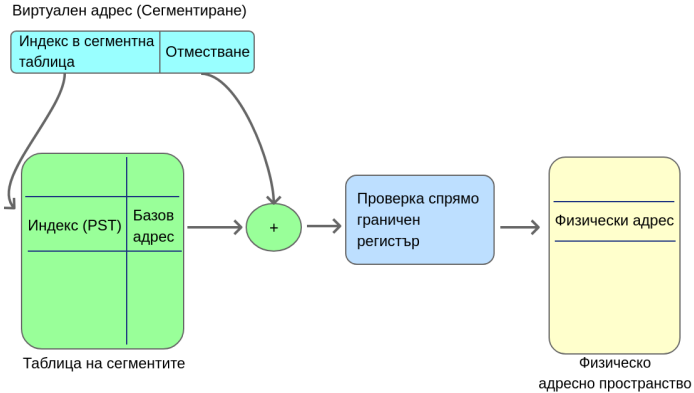
pic. based on `https://en.wikipedia.org/wiki/Virtual_memory`

Сегментация с базови и гранични регистри

- Същност:
  - за всяка задача се привързва **таблица със сегментите**;
  - вски нейн запис е структура с два елемента - **базов адрес** и **дължина на региона** (граница);
  - записите на сегментната таблица се съхраняват и модифицират посредством двойка регистри: **базов** и **граничен**;
  - по време на изпълнение виртуалните адреси се превръщат във физически динамично с помощта на привързаната сегментна таблица;
  - към прочетения базов адрес за даден индекс се прибавя отместването и се прави проверка дали границата е надвишена



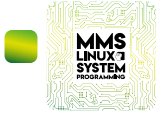
Сегментация: диаграма на адресиране



pic. based on `https://pages.cs.wisc.edu/~remzi/OSTEP/vm-segmentation.pdf`

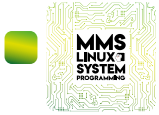
Характеристики на сегментацията

- Позволява:
  - позволява **динамична релокация** на разделите на изпълнимия процес по време на изпълнение;
  - нов начален адрес на сегмент може да бъде указан чрез промяна на стойността на базовия регистър;
  - респективно нов размер би могъл да бъде настроен с помощта на граничния регистър
  - заданията могат да се разполагат в паметта на произволно място и паметта да се уплътнява;



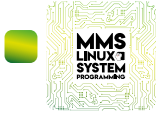
Пример при сегментно разпределение

- Нека да предположим, че:
  - началото на heap региона започва от виртуален адрес 4096 (4KB);
  - съдържанието на базовия регистър за heap е 48 KB във физическата памет;
  - горната граница е настроена на 64 KB
- На какъв действителен адрес ще кореспондира виртуален адрес 4100?
  - ако просто добавим 4100 към стойността в базовия регистър, няма да получим коректен резултат (52100);
  - първо трябва да определим отместването спрямо указаното начало, което в случая е: 4096, като получаваме 4100 - 4096 = 4
  - вземаме изчисленото отместване и го добавяме към съдържанието на базовия регистър, за да получим верния резултат: 48004

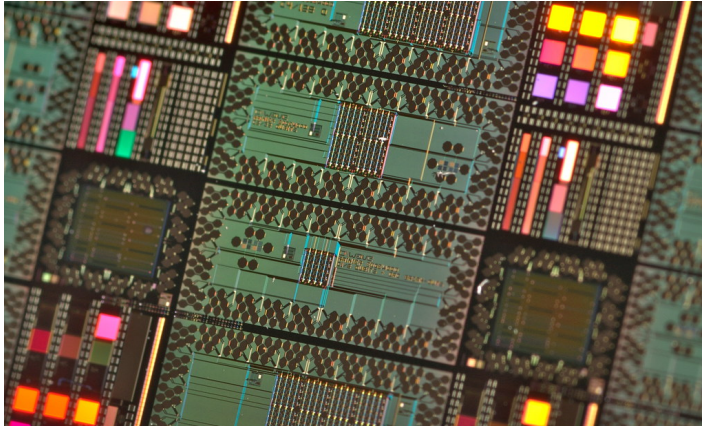


Недостатъци на сегментацията

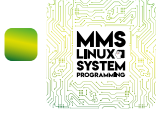
- Можем да споменем някои:
  - при динамична честа промяна на границите на сегментите се полува отчетлива фрагментация на физическата памет;
  - зареждащата програма има задачата да намери свободна памет за всяко поместване задание, е необходима реорганизация на вече използваните раздели, което е невинаги е оптимално;
  - ако няма достатъчно свободна физическа памет за постъпване на нов процес, той ще бъде отложен неопределено;
  - друг много съществен недостатък е неимоверното нарастване на сегментните таблици при увеличаване на размера на паметта



Кои са CPU структурите, ангажирани с паметта?

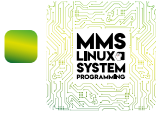


pic. by jurvetson, CC BY 2.0 via creativecommons.org

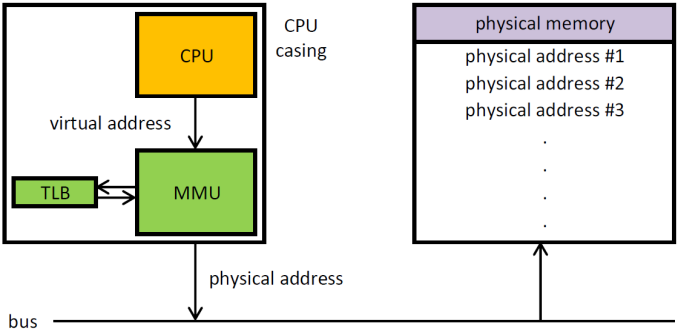


Виртуализация: апаратно осигуряване

- Нужно е CPU да разполага с:
  - специализиран **модул за арбитриране (MMU)**, снабден с поне двойка регистри: базов и граничен;
  - набор от **привилегировани инструкции** за достъп/заявка до услугите на MMU;
  - привилегировани инструкции за **регистриране и обработка на изключителни ситуации**;
  - способност за **генериране на събития**, сигнализиращи неправомерен или непозволен достъп до паметта и/или защитените регистри;
  - **прекъсване на изпълнявания процес** при детекция на събитие, маркиращо изключителна ситуация



Диаграма на MMU

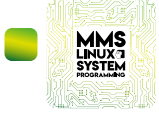


CPU: Central Processing Unit
MMU: Memory Management Unit
TLB: Translation lookaside buffer

pic. by Mdjango, Andrew S. Tanenbaum, CC BY-SA 3.0 via Wikimedia Commons

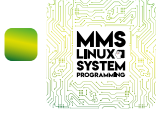
MMU: еволюционно развитие

- Част от времевата линия на еволюция:
  - Burroughs B5000 (1961) - една от първите компютрни системи (след Atlas), реализиращи идеята за виртуална памет макар и без обособяването на MMU;
  - IBM System/360 Model 67 (1965) - разчита на отделен хардуерен модул извън системния процесор, който се грижи за транслиране на адресите;
  - Sun-1 - first generation Unix SBC (1982) - пример за едно от първите решения със странично-сегментна организация, включващо и обработка на флагове за защита на данните;
  - Intel i386CXSB (1989) - интегрира MMU в структурата на микропроцесора и разполага с множество възможности за конфигурация;
  - повечето съвременни микропроцесори разполагат с вграден мениджър на паметта (MMU)

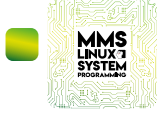


Сегментация: роля на ОС

- Отговорности:
  - поддържане на допълнителни управляващи структури за всеки процес, описващи атрибути на привързаните сегменти **(PCB)**;
  - създаване и обслужване на списъци с тези управляващи структури, чрез които паметта се уплътнява оптимално;
  - механизми за поемане на контрол при обработване на отчетена изключителна ситуация от процесора **(exception handlers)**

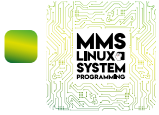


Удачно ли е MMU да пази винаги регистрови записи или сегменти таблици?

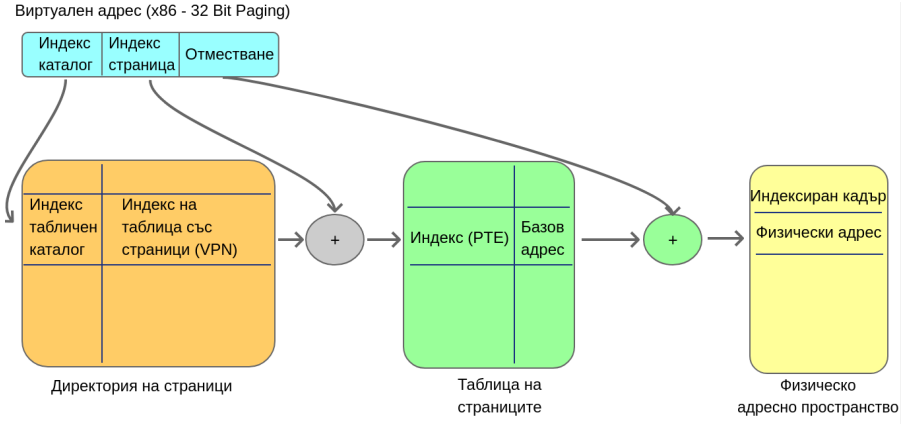


Виртуализация: странично-сегментна организация

- Същност:
  - вместо сегменти с начало и променлива дължина виртуалното адресно пространство се дели на малки порции с фиксиран размер, наречени **страници**;
  - физическата памет се третира като линеен масив от слотове също с определен размер, наречени **кадри**;
  - адресното транслиране става с помощта на специализирани **таблици на съответствие (PT)**, генерирани и привързани към управляващите структури на всеки процес;
  - страници от виртуалното адресно пространство могат динамично да се въвеждат и извеждат от основната памет и съхраняват върху привързан носител



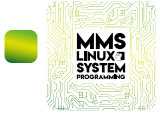
Диаграма на странично-сегментна организация



pic. based on `https://pages.cs.wisc.edu/~remzi/OSTEP/vm-paging.pdf`

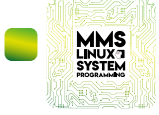
Механизъм на адресно транслиране

- Стъпки:
  - най-простичката възможна форма е **схема за адресиране с два каталога**: **директория на таблици** (по една за всеки процес) и реферирана **таблица на страниците**;
  - ОС индексира директорията посредством **виртуален индекс - (номер) на таблица**, след което локализира запис в таблицата, представен като част от **линейния виртуален адрес**;
  - прочитането на запис в таблицата представя базов физически адрес на съответствие, насочен към номер на физически кадър;
  - финалният физически адрес се получава чрез прибавяне на отместване



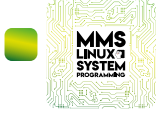
Защо точно механизъм с междинни каталози?

- Стъпки:
  - подходът позволява физическата памет да се раздели на по-малки фрагменти с фиксирана дължина, наречени кадри;
  - всеки процес получава референции към тези кадри посредством привързани таблица на сегментите и таблица на страниците;
  - разделянето на обръщението на две или повече нива позволява по-гъвкаво адресиране на големи обеми памет без това да води до прекомерно нарастване на размера, ако се използва единична таблица;
  - всеки елемент в таблицата на страниците не кореспондира към адрес на дума в паметта, а към регион (кадър) с удачно избрана размерност (4KB), така че да се намали общият брой на референциите без това да доведе обаче до по-съществена фрагментация

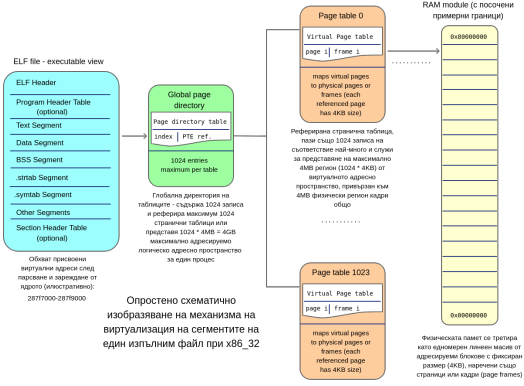


Странично-сегментна организация: MMU

- Различия:
  - таблиците със съответствия обикновено се съхраняват също в паметта и могат да са част от виртуалното адресно пространство;
  - MMU се разтоварва от ангажимента да пази големи обеми данни, а обикновено подпомага процедурата по адресна транслация, като ползва междинни каталожни данни от паметта;
  - спомагателен блок от процесора **(TLB: Translation Lookaside Buffer)** служи за кеширане на вече достъпвани и известни таблични референции

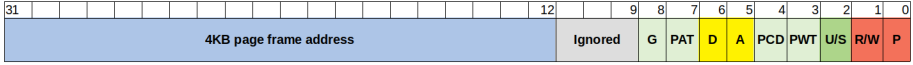


Виртуализация при i386: илюстрация



pic. based on `https://pages.cs.wisc.edu/~remzi/OSTEP/vm-paging.pdf`

Формат на линейно адресиране при i386



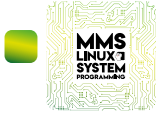
pic. based on `https://pages.cs.wisc.edu/~remzi/OSTEP/vm-paging.pdf`

Линейно адресиране при i386

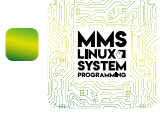
- Размерност на полето за адресиране на страниците:
  - 20 бита разредност за виртуален номер на страница, което прави таблица с 2^{20} максимално възможни записа за всеки процес;
  - ако всеки запис в таблицата реферира дума от по 4 байта и съдържа адрес също с дължина 4 байта, това прави по 4MB таблична структура, необходима за mпредставянето на изпълним сегмент с размер също 4MB (съответствие едно-към-едно);
- Подход за оптимизация:
  - за да се редуцира паметта за табличните структури, необходими за обръщение към сегменти от изпълнимия файл със същия размер от 4MB, записите в каталога и таблицата на страниците се редуцират до 1024;
  - 1 запис в сегментната таблица сочи към таблица с 1024 странични референции максимум;
  - всеки запис в страничната таблица сочи към физическа страница или кадър с размерност 4KB;
  - така за сегмент от изпълним файл с дължина, по-малка или равна на 4MB, е необходим само един запис в каталога и съответно една таблица на страниците;
  - размерът на всяка от двете таблици е по 4KB (1024 * 4B) вместо една таблица, заемаща 4MB;
  - допълнителни битови полета са заделени за флагове за проверка на достъпа и нанесена промяна на реферираните данни

Линейно адресиране при i386

- Описание на полетата:
  - **PFN** номер на страничен кадър;
  - **P** - указва дали страницата е заредена;
  - **R/W** - показва дали е позволено четене/запис;
  - **U/S** - индикация за режим на работа: потребителски/привилегирован;
  - **G, PWD, PCD, PAT** - свързани с избор на режим за хардуерно кеширане;
  - **A** - индикация за направен достъп;
  - **D** - индикация за направена модификация

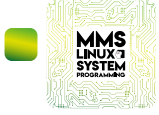


А колко записа в сегментната таблица на едно ниво биха били необходими за представяне на един 4MB изпълним сегмент?



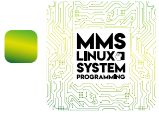
Какво е локалност на данни и адреси?

- Дефиниция:
  - **пространствената локалност** описва тендеция изпълнението на поредна инструкция да е обвързано с прочитане на данни от адрес, близък на предходния поради предимно линейния последователен характер на природата на изпълнение на някои функции;
  - **времевата локалност** се свързва с тендецията за отложен повторен достъп до вече реферирани адреси при обработка на циклични операции например

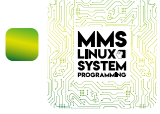


Роля на MMU и TLB

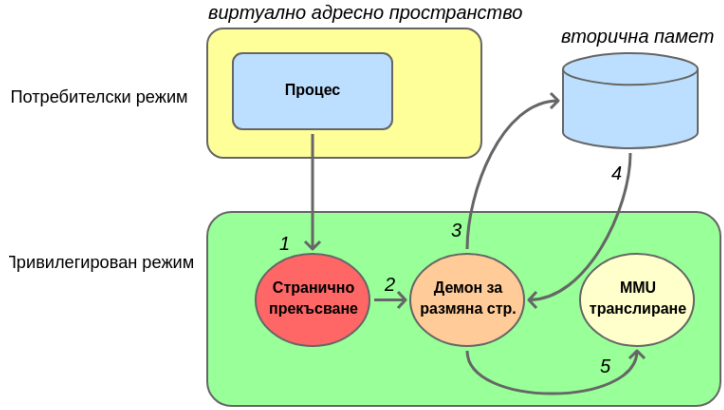
- Задачи:
  - да се възползват оптимално от **пространствената** и **времева** локалност на реферираните от един процес адреси;
  - да подсигурят механизми за буфериране (кеширане) на често достъпвани елементи;
  - да осигурят апаратни възможности за контрол на достъпа и обработка на странични прекъсвания



Как ОС диспечерира паметта?



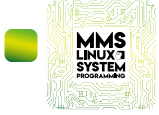
Механизъм на въвеждане и извеждане на страници



pic. based on `https://en.wikipedia.org/wiki/Page_table`

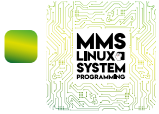
Механизъм на въвеждане и извеждане на страници

- Същност:
  - ОС поддържа вътрешни списъчни структури от данни, чрез които проследява честота на употреба на въведените страници;
  - рядко достъпвани и ползвани страници периодично се извеждат от основната във вторичната памет;
  - при заявка за достъп MMU обслужва събитие по **странично прекъсване**, което зарежда търсената страница обратно в основната памет;
  - когато процес направи неправомерен достъп до недостъпен виртуален адрес, ОС генерира **прекъсване за грешка (SIGSEGV)** и преустановява работата на процеса

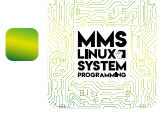


Механизъм на виртуална памет: обобщение

- Предимства:
  - **адресните пространства на процесите са изолирани**, като достъпът е контролиран;
  - сегментите на изпълнимите процеси се разполагат във виртуално (логическо) адресно пространство, което е под контрола на ОС и MMU;
  - множество програми могат да има странични таблици, реферираци **споделен регион физически кадри** (пример: динамични библиотеки);
  - процеси, желаещи да организират споделен достъп до регион в паметта, биха могли да използват специализирани системни извиквания като **mmap** и **shmget**;
  - колекцията системни инструменти (компилатор и свързващ редактор) не трябва да се грижат за физическата организация на паметта и нейното абсолютно адресиране



А как виртуалната памета се представя в Линукс при x86_64?



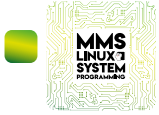
Карта на виртуалната памет в Линукс при x86_64

Примерна карта на виртуална памет в Линукс - x86-64 (KPTI)

pic. based on `https://www.kernel.org/doc/Documentation/x86/x86_64/mm.txt`

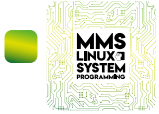
x86_64: режим с адресна изолация

- Особености:
  - фиксиран регион от виртуалното адресно пространство е резервиран само за код и данни на ядрото;
  - ядрото традиционно се разполага в най-горната област от логически адреси, като точната локация подлежи на рандомизиране с цел повишаване на сигурността на достъп;
  - текстовата секция на ядрото обикновено се привързва към физически адрес 0;
  - част от виртуалното адресно пространство на ядрото е резевирано за споделена употреба от всички процеси в системата



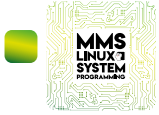
Управление на виртуалната памет в Линукс

- Архитектура:
  - традиционно се ползват таблици на три (или повече) нива;
  - първото ниво е **глобална директория на страниците**, чиито записи сочат към междинни справочници;
  - всеки **междинен каталог** пази ареси на таблици от последващо ниво до достигане на привързана таблица на страниците;
  - таблицата на страниците съдържа показалци към физически адреси на страничните кадри

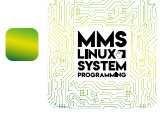


Управление на паметта в Линукс: kswapd

- Механизми:
  - разчита на **платформена поддръжка за представяне на състоянието на всяка страница** чрез две битови полета в PTE: **Accessed (достъп)** и **Dirty (модификация)** бит;
  - битът за достъп се установява при наличие на операция за четене, писане или изпълнение;
  - битът за модификация е индикация за извършена промяна в съдържанието на страницата;
  - специализиран демон на ядрото **kswapd** периодично инспектира битовите полета и нулира битовете за достъп;
  - при недостиг на системна памет, kswapd изхвърля страници от първичната памет и ги пренася във вторичната;
  - стари и недостъпвани страници се изхвърлят от паметта приоритетно

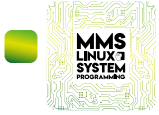


Как Линукс оптимизира процеса по изграждане на старнични таблици, когато процес създава свое копие?

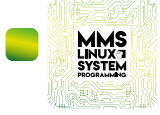


Механизъм copy-on-write

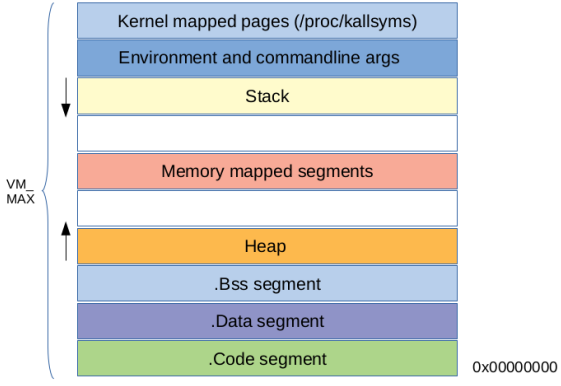
- Същност при fork:
  - при **клониране на задание** първоначално Линукс ядрото забранява право на запис върху страниците на процеса родител;
  - в присвоените странични таблици родителят и процесът потомък споделят едни и същи физически кадри;
  - когато някой от двата процеса инициира операция по запис, се тригерира **странично прекъсване за непозволен достъп (page fault)**;
  - в този случай ядрото процедира с направата на частно копие на виртуалната страница, но с вече позволен режим на запис;



Практически пример: примерно изследване на изобразените сегменти на една C програма



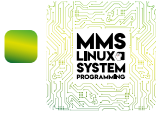
Допълнена карта на сегментите



pic. based on `https://linux.die.net/man/3/etext`

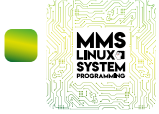
Карта на сегментите: продължение

- Обособяват се още:
  - сегмент **страници, принадлежащи на ядрото**, но недостъпни за процеса, чрез които ядрото изпълнява заявени системни извиквания;
  - сегмент **страници, представящи аргументи на средата и аргументи, предадени чрез команден ред**;
  - краят на **.text**, **.data** и **.bss** може да бъде проследен и достъпван чрез три глобални външни за програмата променливи: **etext**, **edata** и **end**



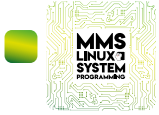
Програмен стек

- Разновидности:
  - **user**, използван за предаване на аргументи на функции, локални променливи и съхраняване на данни за контекста на всяка функция (**stack frame**) при верига на изпълнение;
  - **kernel**, индивидуална област от адресното пространство на ядрото и привързана към процеса, използвана вътрешно за организация на изпълнението на системните извиквания



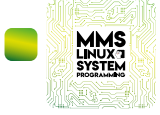
Функции за манипулиране на променливи на средата

- Прототипи:
  - `char *getenv(const char *name);`
  - `int putenv(char * string );`
  - `int setenv(const char *name , const char *value , int overwrite );`
  - `int unsetenv(const char *name);`
  - `int clearenv(void)`



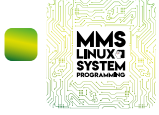
Динамично заделяне на памет

- Особености:
  - Линукс следва **оптимистична стратегия на заделяне на памет**, като при успешен изход от malloc, не се гарантира, че паметта ще е реално достъпна или налична;
  - при недостиг на системна физическа памет се активира демонът за терминиране на процеси **(OOM killer)**;
  - контрол по управление на степента на натовареност на основната и вторичната памет се задават чрез: **/proc/sys/vm/overcommit_memory** и **/proc/sys/vm/oom_adj**



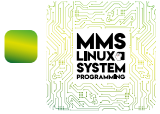
Динамично преместване на сегменти

- Налага се, когато:
  - се заявяват региони споделена памет с помощта на системни извиквания като mmap;
  - нова област динамично заделена памет се изисква при промяна на **brk**, **sbrk (маркиращи края на сегмента с неинициализирани данни)** или malloc;
  - стекът надвиши предходно установен и позволен предишен размер



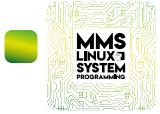
Още помощни функции

- Данни за размерите биха могли да се извлекат чрез:
  - `int` getpagesize (`void`) - архитектурно-специфична, връща стойността на **PAGE_SIZE** макродефиницята на ядрото;
  - `int` getrlimit (`int` resource , `struct` rlimit *rlim) - опит за прочитане на системно зададени: **размер на стек**, **макс. размер на даннов сегмент**, **макс. размер на присвоеното виртуално адресно пространство** и др.



Извличане на спомагателни данни чрез procfs

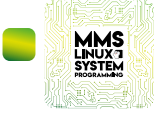
- Пример:
  - **cat /proc/<pid>/status**
- Пояснение на някои важни записи::
  - **State**: показва текущо състояние;
  - **VmPeak**: върхово достигната виртуална памет;
  - **VmSize**: текущ размер на виртуаланата памет;
  - **VmData**: размер на данновия сегмент;
  - **VmStk**: размер на потребителския програмен стеков сегмент;
  - **VmExe**: размер на текстови сегмент;
  - **VmLib**: размер на сегмент за изобразяване на динамични библиотечни референции;
  - **VmPTE**: размер на записите в страничната таблица (PTE);
  - **Threads**: брой на текущо активни нишки, подчинени на главния процес



Статистика за разпределение и ползване на паметта

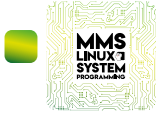
```
$ cat /proc/11470/status

Name:   test
Umask:  0022
State:  S (sleeping)
...
VmPeak:     4532 kB
VmSize:     4524 kB
...
VmData:      176 kB
VmStk:       132 kB
VmExe:         8 kB
VmLib:      2120 kB
VmPTE:        56 kB
VmSwap:        0 kB
...
Threads:       1
...
```



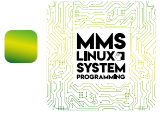
Детайлен анализ на сегментите чрез procfs

- Пример:
  - **cat /proc/<pid>/maps**



Пример при активен процес

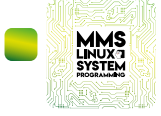
```
$ cat /proc/11470/maps
...
558217e9e000-558217ebf000 rw-p 00000000 00:00 0                          [heap]
7f6e49ec3000-7f6e4a0aa000 r-xp 00000000 fd:00 7078562                    /lib/
    x86_64-linux-gnu/libc-2.27.so
7f6e4a0aa000-7f6e4a2aa000 ---p 001e7000 fd:00 7078562                    /lib/
    x86_64-linux-gnu/libc-2.27.so
7f6e4a2aa000-7f6e4a2ae000 r--p 001e7000 fd:00 7078562                    /lib/
    x86_64-linux-gnu/libc-2.27.so
...
7f6e4a2ae000-7f6e4a2b0000 rw-p 001eb000 fd:00 7078562                    /lib/
    x86_64-linux-gnu/libc-2.27.so
...
7f6e4a2b4000-7f6e4a2dd000 r-xp 00000000 fd:00 7078448                    /lib/
    x86_64-linux-gnu/ld-2.27.so
...
7f6e4a4dd000-7f6e4a4de000 r--p 00029000 fd:00 7078448                    /lib/
    x86_64-linux-gnu/ld-2.27.so
7f6e4a4de000-7f6e4a4df000 rw-p 0002a000 fd:00 7078448                    /lib/
    x86_64-linux-gnu/ld-2.27.so
7f6e4a4df000-7f6e4a4e0000 rw-p 00000000 00:00 0
7ffe913f7000-7ffe91418000 rw-p 00000000 00:00 0                          [stack]
```



Разяснение на извежданите данни

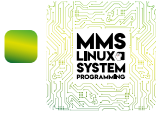
Адресна граница:	Разрешения:	Офсет:	Устр. ид.:	Ид. (inode)	Абсолютен път:
558217b8a000-558217b8c000	r-xp	0	fd:02	14684322	/home/users/acholakov/example_1/test

pic. based on `https://man7.org/linux/man-pages/man5/proc.5.html`

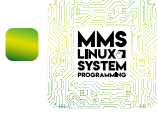


Флагове, обозначаващи позволени операции

- Описание:
  - **r** - разрешено е четене;
  - **w** - разрешен е запис;
  - **x** - позволено е изпълнение;
  - **p** - ограничен за собствен достъп (несподелен) сегмент;
  - **s** - сегмент, обявен за споделен

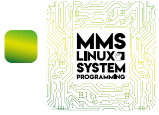


Съществуват още много специфични детайли и полезна информация.
Това е само опит за въведение в концепцията на виртуалната памет.



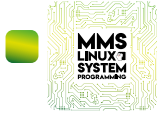
Бележки по материалите и изложението

- материалът е изготвен с образователна цел;
- съставителите не носят отговорност относно употребата и евентуални последствия;
- съставителите се стремят да използват публично достъпни източници на информация и разчитат на достоверността и статута на прилаганите или реферирани материали;
- текстът може да съдържа наименования на корпорации, продукти и/или графични изображения (изобразяващи продукти), които може да са търговска марка или предмет на авторско право - ексклузивна собственост на съотнесените лица;
- референциите могат да бъдат обект на други лицензи и лицензни ограничения;
- съставителите не претендират за пълнота, определено ниво на качество и конкретна пригодност на изложението;
- съставителите не носят отговорност и за допуснати фактологически или други неточности;
- свободни сте да създавате и разпространявате копия съгласно посочения лиценз;



Референции към полезни източници на информация

- https://en.wikipedia.org/
- https://search.creativecommons.org/
- https://en.wikipedia.org/wiki/Instruction_cycle
- https://en.wikipedia.org/wiki/Virtual_memory
- https://en.wikipedia.org/wiki/Page_table
- https://en.wikipedia.org/wiki/Memory_management_unit
- https://pages.cs.wisc.edu/~remzi/OSTEP
- https://man7.org/linux/man-pages/man2/sbrk.2.html
- https://www.linux.com/training-tutorials/fiddling-linux-processes-memory/
- https://refspecs.linuxfoundation.org/ELF/zSeries/lzsabi0_zSeries/x2251.html
- https://en.wikipedia.org/wiki/Kernel_page-table_isolation
- https://software.intel.com/content/dam/develop/external/us/en/documents-tps/325462-sdm-vol-1-2abcd-3abcd.pdf



Благодаря Ви за вниманието!