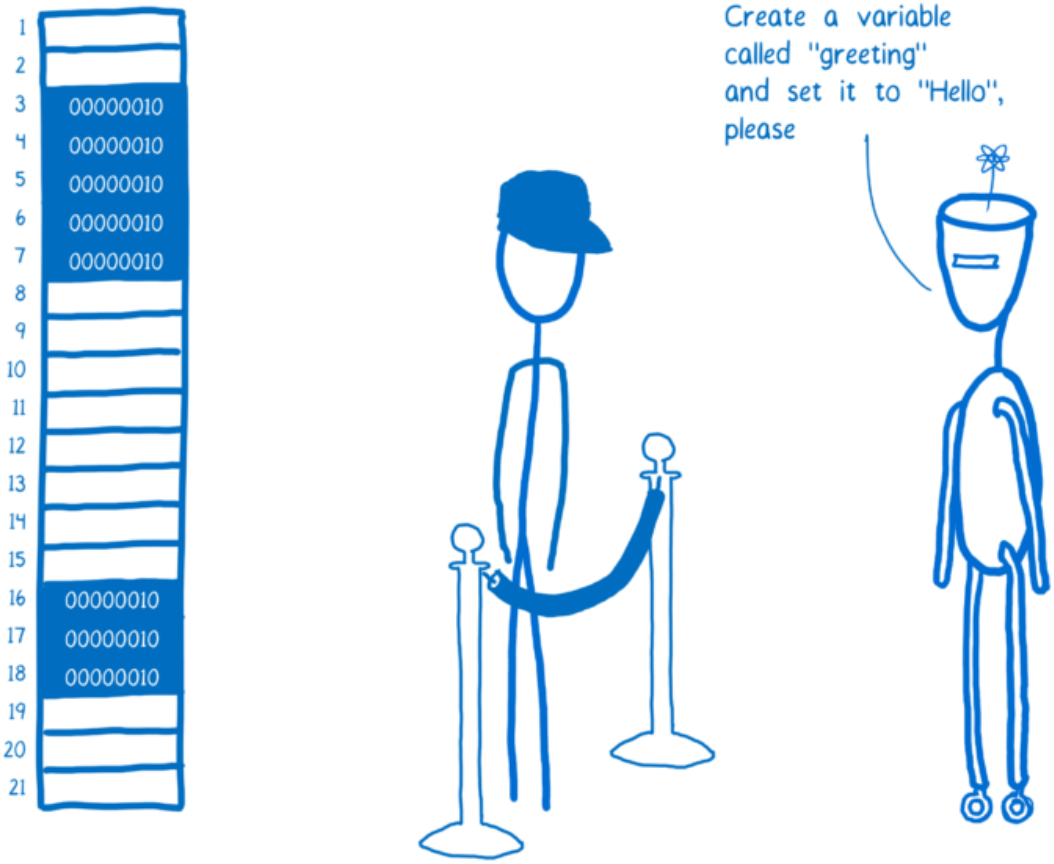
به نام خدا

آزمایشگاه سیستم‌عامل

پروژه پنجم: مدیریت حافظه

(پیاده سازی mmap در xv6)

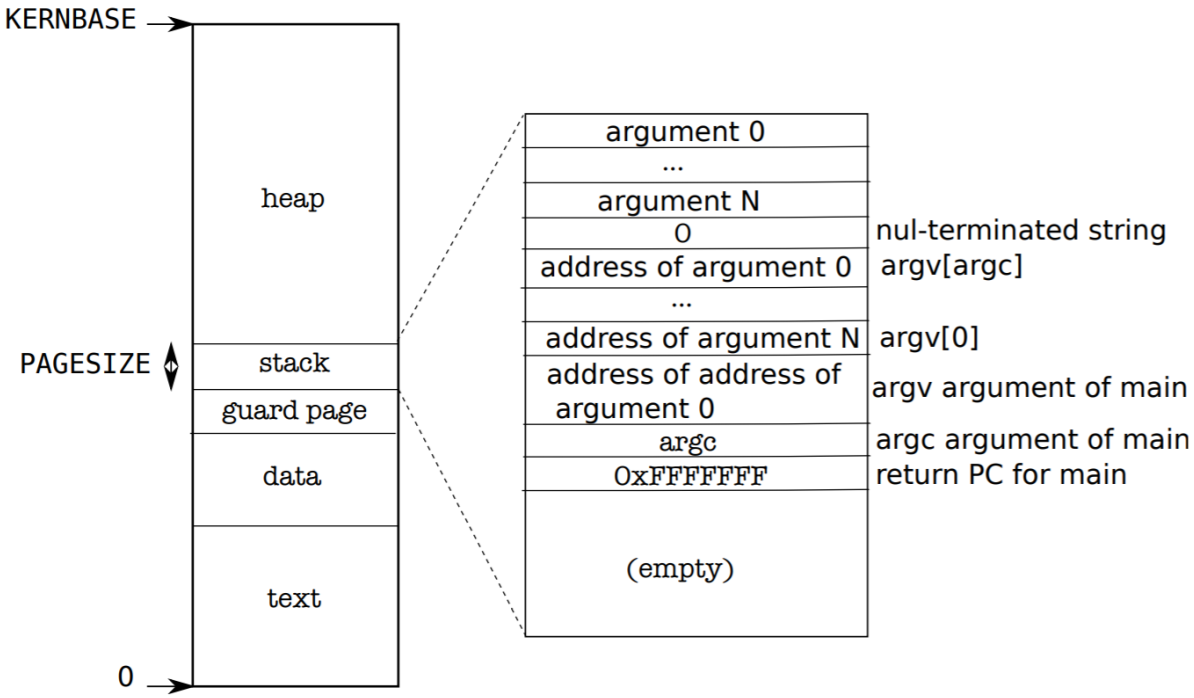
طراحان: سعید زنگنه، محمدعلی توفیقی



در این پروژه شیوه مدیریت حافظه در سیستم‌عامل xv6 بررسی شده و قابلیت‌هایی به آن افزوده خواهد شد. در ادامه ابتدا مدیریت حافظه به طور کلی در xv6 معرفی شده و در نهایت صورت آزمایش شرح داده خواهد شد.

مقدمه

یک برنامه، حین اجرا تعامل‌های متعددی با حافظه دارد. دسترسی به متغیرهای ذخیره شده و فراخوانی توابع موجود در نقاط مختلف حافظه مواردی از این ارتباط‌ها می‌باشد. معمولاً کد منبع دارای آدرس نبوده و از نمادها برای ارجاع به متغیرها و توابع استفاده می‌شود. این نمادها توسط کامپایلر و پیونددهنده[1] به آدرس تبدیل خواهد شد. حافظه یک برنامه سطح کاربر شامل بخش‌های مختلفی مانند کد، پشته[2] و هیپ[3] است. این ساختار برای یک برنامه در xv6 در شکل زیر نشان داده شده است.

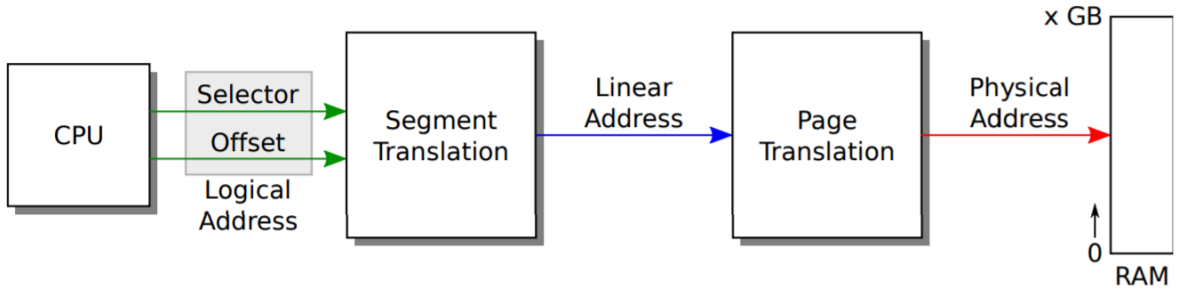


۱) ساختار حافظه مجازی (مشابه شکل بالا) یک برنامه در لینوکس در معماری x86 (۳۲ بیتی) را نشان دهید. (راهنمایی: می‌توانید به منبع [1] رجوع کنید.)

همان‌طور که در آزمایش یک ذکر شد، در مد محافظت‌شده[4] در معماری x86 هیچ کدی (اعم از کد هسته یا کد برنامه سطح کاربر) دسترسی مستقیم به حافظه فیزیکی[5] نداشته و تمامی آدرس‌های برنامه

[1] Linker
[2] Stack
[3] Heap
[4] Protected Mode
[5] Physical Memory

از خطی[1] به مجازی[2] و سپس به فیزیکی تبدیل می‌شوند. این نگاشت در شکل زیر نشان داده شده است.



به همین منظور، هر برنامه یک جدول اختصاصی موسوم به جدول صفحه[3] داشته که در حین فرایند تعویض‌متن[4] بارگذاری شده و تمامی دسترسی‌های حافظه (اعم از دسترسی به هسته یا سطح کاربر) توسط آن برنامه توسط این جدول مدیریت می‌شود.

به علت عدم استفاده صریح از قطعه‌بندی در بسیاری از سیستم‌عامل‌های مبتنی بر این معماری، می‌توان فرض کرد برنامه‌ها از صفحه‌بندی[5] و لذا آدرس مجازی استفاده می‌کنند. علت استفاده از این روش مدیریت حافظه در درس تشریح شده است. به طور مختصر می‌توان سه علت عمده را برشمرد:

۱) ایزوله‌سازی پردازه‌ها از یکدیگر و هسته از پردازه‌ها: با اجرای پردازه‌ها در فضاهای آدرس[6] مجزا، امکان دسترسی یک برنامه مخرب به حافظه برنامه‌های دیگر وجود ندارد. ضمن این که با اختصاص بخش مجزا و ممتازی از هر فضای آدرس به هسته امکان دسترسی محافظت‌نشده پردازه‌ها به هسته سلب می‌گردد.

۲) ساده‌سازی ABI سیستم‌عامل: هر پردازه می‌تواند از یک فضای آدرس پیوسته (از آدرس مجازی صفر تا چهار گیگابیت در معماری x86) به طور اختصاصی استفاده نماید. به عنوان مثال کد یک برنامه در سیستم‌عامل لینوکس در معماری x86 همواره (در صورت عدم استفاده از تصادفی‌سازی چینش فضای

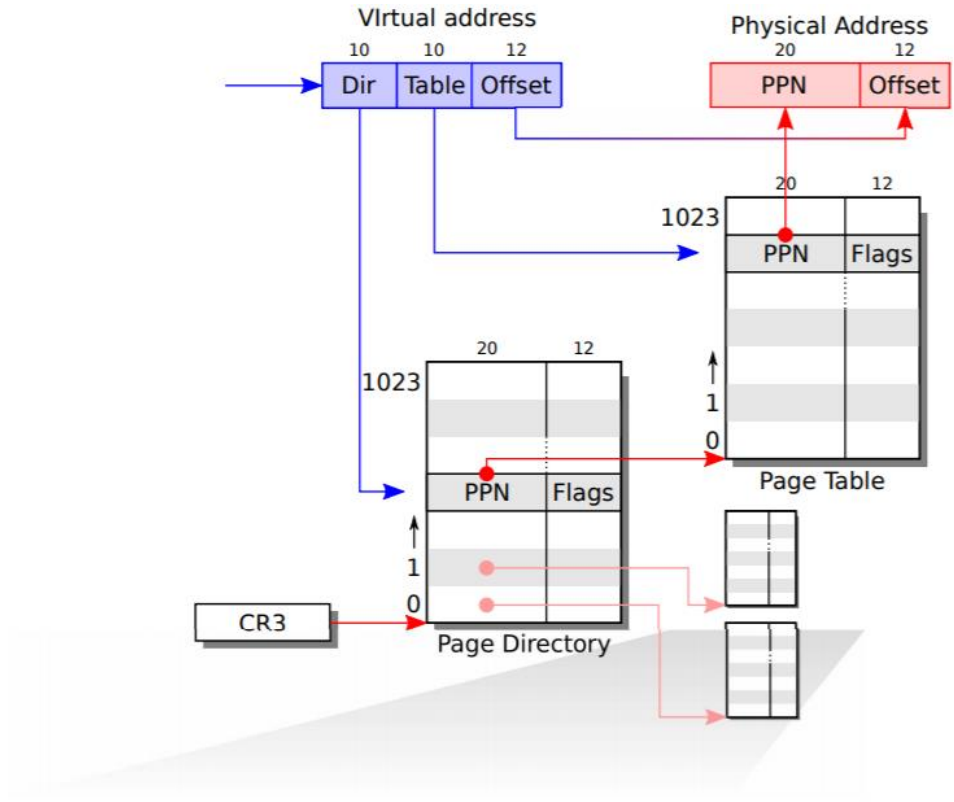
[1] Linear
[2] Virtual
[3] Page Table
[4] Context Switch
[5] Paging
[6] Address Spaces

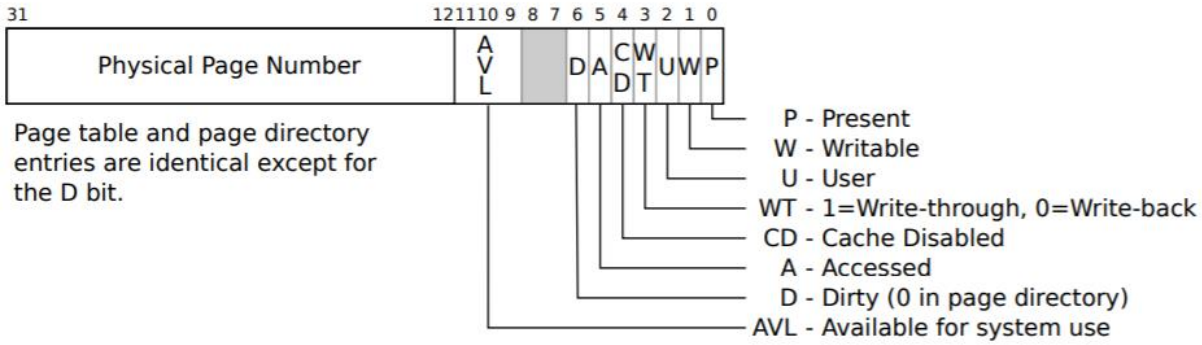
آدرس[1] (ASLR)) از آدرس 0x08048000 آغاز شده و نیاز به تغییر در آدرس‌های برنامه‌ها متناسب با وضعیت جاری تخصیص حافظه فیزیکی نمی‌باشد.

۳) استفاده از جابه‌جایی حافظه: با علامت‌گذاری برخی از صفحه‌های کم‌استفاده (در جدول صفحه) و انتقال آن‌ها به دیسک، حافظه فیزیکی بیشتری در دسترس خواهد بود. به این عمل جابه‌جایی حافظه[2] اطلاق می‌شود.

ساختار جدول صفحه در معماری x86 (در حالت بدون گسترش آدرس فیزیکی[3] (PAE) و گسترش اندازه صفحه[4] (PSE)) در شکل زیر نشان داده شده است.

[1] Address Space Layout Randomization
[2] Memory Swapping
[3] Physical Address Extension
[4] Page Size Extension





هر آدرس مجازی توسط اطلاعات این جدول به آدرس فیزیکی تبدیل می‌شود. این فرایند، سخت‌افزاری بوده و سیستم‌عامل به طور غیرمستقیم با پر کردن جدول، نگاشت را صورت می‌دهد. جدول صفحه دارای سلسله‌مراتب دوسطحی بوده که به ترتیب Page Directory و Page Table نام دارند. هدف از ساختار سلسله‌مراتبی کاهش مصرف حافظه است.

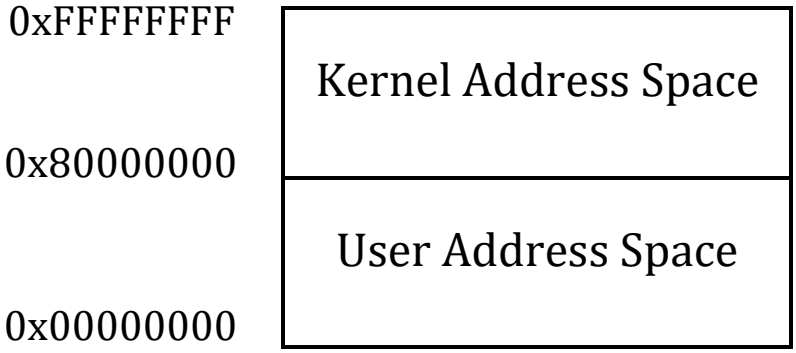
۲) چرا ساختار سلسله‌مراتبی منجر به کاهش مصرف حافظه می‌گردد؟

۳) محتوای هر بیت یک مدخل (۳۲ بیتی) در هر سطح چیست؟ چه تفاوتی میان آن‌ها وجود دارد؟

مدیریت حافظه در xv6

ساختار فضای آدرس در xv6

در xv6 نیز مد اصلی اجرای پردازنده، مد حفاظت‌شده و سازوکار اصلی مدیریت حافظه صفحه‌بندی است. به این ترتیب نیاز خواهد بود که پیش از اجرای هر کد، جدول صفحه آن در دسترس پردازنده قرار گیرد. کدهای اجرایی در xv6 شامل کد پردازه‌ها (کد سطح کاربر) و ریسه هسته متناظر با آن‌ها و کدی است که در آزمایش یک، کد مدیریت‌کننده نام‌گذاری شد.[1] آدرس‌های کد پردازه‌ها و ریسه هسته آن‌ها توسط جدول صفحه‌ای که اشاره‌گر به ابتدای Page Directory آن در فیلد pgdir از ساختار proc (خط ۲۳۳۹) قرار دارد، نگاشت داده می‌شود. نمای کلی ساختار حافظه مجازی متناظر با جدول صفحه این دسته در شکل زیر نشان داده شده است.



دوگیگابایت پایین جدول صفحه مربوط به اجزای مختلف حافظه سطح کاربر پردازه است. دو گیگابایت بالای جدول صفحه مربوط به اجزای ریسه هسته پردازه بوده و در تمامی پردازه‌ها یکسان است. آدرس تمامی متغیرهایی که در هسته تخصیص داده می‌شوند در این بازه قرار می‌گیرد. جدول صفحه کد مدیریت‌کننده هسته، دو گیگابایت پایینی را نداشته (نگاشتی در این بازه ندارد) و دو گیگابایت بالای آن

[1] بحث مربوط به پس از اتمام فرایند بوت است. به عنوان مثال، در بخشی از بوت، از صفحات چهار مگابایتی استفاده شد که از آن صرفنظر شده است.

دقیقاً شبیه به پردازه‌ها خواهد بود. زیرا این کد، همواره در هسته اجرا شده و پس از بوت غالباً در اوقات بی‌کاری سیستم اجرا می‌شود.

کد مربوط به ایجاد فضاهای آدرس در xv6

فضای آدرس کد مدیریت‌کننده هسته در حین بوت، در تابع main() ایجاد می‌شود. به این ترتیب که تابع kvmalloc() فراخوانی شده (خط ۱۲۲۰) و به دنبال آن تابع setupkvm() متغیر سراسری kpgdir را مقداردهی می‌نماید (خط ۱۸۴۲). به طور کلی هر زمان نیاز به مقداردهی ساختار فضای آدرس هسته باشد، از setupkvm() استفاده خواهد شد. با بررسی تابع setupkvm() (خط ۱۸۱۸) می‌توان دریافت که در این تابع، ساختار فضای آدرس هسته بر اساس محتوای آرایه kmap (خط ۱۸۰۹) چیده می‌شود.

۴) تابع kalloc() چه نوع حافظه‌ای تخصیص می‌دهد؟ (فیزیکی یا مجازی)

۵) تابع mappages() چه کاربردی دارد؟

فضای آدرس مجازی نخستین برنامه سطح کاربر (initcode) نیز در تابع main() ایجاد می‌گردد. به طور دقیق‌تر تابع userinit() (خط ۱۲۳۵) فراخوانی شده و توسط آن ابتدا نیمه هسته فضای آدرس با اجرای تابع setupkvm() (خط ۲۵۲۸) مقداردهی خواهد شد. نیمه سطح کاربر نیز توسط تابع inituvm() ایجاد شده تا کد برنامه نگاشت داده شود. فضای آدرس باقی پردازه‌ها در ادامه اجرای سیستم توسط توابع fork() یا exec() مقداردهی می‌شود. به این ترتیب که هنگام ایجاد پردازه فرزند توسط fork() با فراخوانی تابع copyuvm() (خط ۲۵۹۲) فضای آدرس نیمه هسته ایجاد شده (خط ۲۰۴۲) و سپس فضای آدرس نیمه کاربر از والد کپی می‌شود. این کپی با کمک تابع walkpgdir() (خط ۲۰۴۵) صورت می‌پذیرد.

۶) راجع به تابع walkpgdir() توضیح دهید. این تابع چه عمل سخت‌افزاری را شبیه‌سازی می‌کند؟

وظیفه تابع exec() اجرای یک برنامه جدید در ساختار بلوک کنترلی پردازه[1] (PCB) یک پردازه موجود است. معمولاً پس از ایجاد فرزند توسط fork() فراخوانده شده و کد، داده‌های ایستا، پشته و هیپ برنامه جدید را در فضای آدرس فرزند ایجاد می‌نماید. بدین ترتیب با اعمال تغییراتی در فضای آدرس موجود، امکان اجرای یک برنامه جدید فراهم می‌شود. روش متداول Shell در سیستم‌عامل‌های مبتنی بر یونیکس از جمله xv6 برای اجرای برنامه‌های جدید مبتنی بر exec() است. Shell پس از دریافت ورودی و فراخوانی fork1() تابع runcmd() را برای اجرای دستور ورودی، فراخوانی می‌کند (خط ۸۷۲۴). این تابع نیز در نهایت تابع exec() را فراخوانی می‌کند (خط ۸۶۲۶). چنان‌چه در آزمایش یک مشاهده شد، خود Shell نیز در حین بوت با فراخوانی فراخوانی سیستمی sys_exec() (خط ۸۴۱۴) و به دنبال آن exec() ایجاد شده و فضای آدرسش به جای فضای آدرس نخستین پردازه (initcode) چیده می‌شود. در پیاده‌سازی exec() مشابه قبل setupkvm() فراخوانی شده (خط ۶۶۳۷) تا فضای آدرس هسته تعیین گردد. سپس با فراخوانی allocuvm() فضای مورد نیاز برای کد و داده‌های برنامه جدید (خط ۶۶۵۱) و صفحه محافظ و پشته (خط ۶۶۶۵) تخصیص داده می‌شود. دقت شود تا این مرحله تنها تخصیص صفحه صورت گرفته و باید این فضاها در ادامه توسط توابع مناسب با داده‌های مورد نظر پر شود (به ترتیب خطوط ۶۶۵۵ و ۶۶۸۶).

[1] Process Control Block

شرح آزمایش

mmap یک فراخوانی سیستمی، در سیستم‌عامل‌های سازگار با POSIX است که نگاشتی را در فضای آدرس مجازی پردازه ایجاد می‌نماید. از طریق این بازه می‌تواند حافظه دستگاه‌ها یا محتوای فایل‌ها را بدون دستورالعمل‌های ورودی/خروجی و تنها با خواندن و نوشتن در خانه‌های حافظه مورد دسترسی قرار داد. البته بسته به پارامترهای این فراخوانی سیستمی می‌توان عملیات متنوع دیگری نیز انجام داد. مثلاً اگر نگاشت مبتنی بر فایل نباشد (نگاشت ناشناس[1])، تنها یک بازه خالی در حافظه نگاشت داده می‌شود، که می‌توان از آن به عنوان یک حافظه آزاد استفاده نمود.[2]

۷) چگونه می‌توان در لینوکس، با mmap() حافظه‌ای را میان پردازه‌های والد و فرزند به اشتراک گذاشت؟

در این تمرین قصد داریم فایل‌های نگاشته‌شده به حافظه[3] را با استفاده از mmap() پیاده سازی کنیم. خواندن و نوشتن در فایل‌ها با استفاده از mmap() امکانات زیادی به ما می‌دهد که بخشی از آن‌ها در این لینک که نقل قولی از کتاب Linux System Programming است آمده است. (هرچند پیاده سازی ما در این تمرین تمام این امکانات را به ما نمی‌دهد.)

روش مورد استفاده جهت نگاشت فایل‌ها در حافظه به این شکل است که با فراخوانی mmap()، به اندازه مورد نیاز، حافظه مجازی اختصاص داده می‌شود اما داده‌ای از دیسک خوانده نشده و حافظه فیزیکی تخصیص نمی‌یابد؛ بلکه تنها درخواست نگاشت در PCB پردازه ذخیره می‌شود. سپس هنگام دسترسی به حافظه توسط پردازه، تله خطای صفحه رخ می‌دهد و در این هنگام محتوای صفحه موردنظر از فایل خوانده شده، یک فریم حافظه فیزیکی برای آن اختصاص داده شده و به حافظه مجازی نگاشته می‌شود. به این

[1] Anonymous Mapping

[2] به عنوان مثال توابع تخصیص حافظه پویا در PTMalloc در GLIBC (مانند malloc()) از این نوع نگاشت برای تخصیص حافظه استفاده می‌کنند.

[3] Memory Mapped Files

نوع پر کردن فضای آدرس مجازی صفحه‌بندی در صورت لزوم[1] (یا بارگذاری تنبل[2]) می‌گویند که امکان خواندن فایل‌های بزرگ‌تر از حافظه فیزیکی را ممکن کرده و در مواردی که تنها نقاط محدودی از فایل مورد دسترسی واقع می‌شود، کارایی را افزایش می‌دهد. همان‌طور که ذکر شد، در این شرایط خواندن و نوشتن محتویات فایل توسط پردازه به شکل دسترسی به یک بلوک حافظه قابل انجام است.

برای انجام این تمرین، ابتدا یک فراخوانی سیستمی برای یافتن تعداد صفحه‌های فیزیکی موجود در سیستم خواهیم نوشت و سپس فراخوانی سیستمی mmap() را پیاده‌سازی خواهیم کرد. پیش از آغاز انجام این تمرین، توصیه می‌شود ویدیوهای بارگذاری شده و فصل دوم کتاب xv6 را مطالعه نمایید.

۱. فراخوانی سیستمی get_free_pages_count()

وظیفه این فراخوانی سیستمی محاسبه و برگرداندن تعداد صفحه‌های آزاد موجود از حافظه فیزیکی است. از این فراخوانی سیستمی برای عیب‌یابی کردن برنامه خود نیز می‌توانید استفاده کنید.

```
int get_free_pages_count();
```

نکات:

- برای نوشتن این فراخوانی سیستمی، از ساختمان داده‌ها و توابع موجود در فایل kalloc.c کمک بگیرید.

[1] Demand Paging
[2] Lazy Loading

۲. فراخوانی سیستمی mmap()

همانطور که در صفحه راهنمای mmap() در لینوکس[1] دیده می‌شود، این فراخوانی سیستمی دارای امضای زیر است:

```
void* mmap(void* addr, size_t length, int prot, int flags, int fd, off_t offset);
```

قرار است این فراخوانی سیستمی را با امکانات محدودی در xv6 پیاده‌سازی کنیم. مقدار خروجی این فراخوانی سیستمی آدرسی به آغاز حافظه مجازی نگاشته شده است. توضیحات و فرضیات موجود برای هر کدام از آرگومان‌ها نیز در ادامه آمده است:

- addr: اگر برابر با صفر (NULL) باشد، هسته تصمیم می‌گیرد که نگاشت را در چه آدرسی انجام دهد. در غیر اینصورت، هسته سعی می‌کند نگاشت را در این آدرس یا در نزدیکی این آدرس انجام دهد. **در این تمرین، می‌توانید فرض کنید که addr همیشه NULL است و در پیاده سازی سمت هسته، آدرس انتخاب می‌شود. فضای آدرس پردازه‌های سمت کاربر از صفر تا 0x80000000 است و ما از وسط این بازه (آدرس 0x40000000 به بعد) برای نگاشت فایل‌ها در حافظه استفاده خواهیم کرد.**
- length: نشان‌دهنده تعداد بایت‌هایی از فایل است که باید نگاشته شود. توجه کنید که مقدار آن می‌تواند مضربی از PGSIZE نباشد. در این صورت، نیاز است تمام صفحه برای این نگاشت مورد استفاده قرار گیرد و نگاشت بعدی از آغاز صفحه بعدی انجام شود. برای تبدیل یک آدرس به آدرس ابتدای صفحه بعدی، می‌توانید از ماکروی PGROUNDUP استفاده کنید.
- prot: نشان‌دهنده بیت‌های حفاظتی از حافظه نگاشته شده است. **برای این تمرین، فرض کنید این آرگومان تنها مقادیر PROT_READ یا PROT_WRITE یا هردو (با عمل bitwise**

[1] man 2 mmap

OR) را می‌تواند بگیرد. برای درک بهتر چگونگی تنظیم بیت‌های حفاظتی، به موارد استفاده تابع mappages در فایل vm.c دقت کنید.

- flags: مشخص می‌کند که تغییرات روی حافظه نگاشته شده چگونه انتشار می‌یابند. برای مثال، سه نوع زیر از مقادیر پرکاربرد آن هستند:
  - MAP_SHARED: استفاده از این پرچم یعنی تغییرات روی خانه‌های حافظه مرتبط با حافظه mmap شده باید در نهایت، روی فایل مدنظر قابل مشاهده باشد. **در این تمرین، کافی است تنها این پرچم را پیاده سازی کنید.**
  - MAP_PRIVATE: نشانگر این است که تغییراتی که یک پردازه روی حافظه mmap شده می‌دهد، تنها مربوط به خودش است و روی فایل اعمال نمی‌شود.
  - MAP_ANONYMOUS: در صورتی از این پرچم استفاده می‌شود که از mmap فقط برای اختصاص حافظه استفاده شود. در این حالت، آرگومان fd نادیده گرفته می‌شود.
- fd: توصیف‌گر پرونده مربوط به این فایل است. درنتیجه نیاز است پیش از فراخوانی mmap، فایل مدنظر با استفاده از فراخوانی سیستمی open باز شده باشد.
- offset: نشان‌دهنده فاصله از آغاز فایل است تا از آن نقطه از فایل، نگاشت صورت گیرد. **در این تمرین، همواره مقدار offset برابر صفر است و نگاشت از آغاز فایل صورت می‌گیرد.**

نکات:

- همانطور که در ابتدا اشاره شد، هنگام فراخوانی mmap، در عمل فایلی از دیسک خوانده نشده و حافظه فیزیکی نیز تخصیص داده نمی‌شود و این کار به صورت تنبل انجام می‌گیرد. در نتیجه، آدرس بازگردانده شده از mmap، آدرسی بدون نگاشت است که دسترسی به آن منجر به تله خطای صفحه

می‌شود. اختصاص حافظه فیزیکی و خواندن از فایل باید در هندلر مربوط به این تله (در فایل trap.c) انجام شود. تله خطای صفحه، تله شماره ۱۴ است و با نماد T_PGFLT مشخص شده است.

- برای پیدا کردن آدرسی که منجر به تله شده است، می‌توانید از تابع rcr2 استفاده کنید.
- توجه کنید که ممکن است تله خطای صفحه به علت موارد دیگری به جز دسترسی به حافظه mmap شده نیز رخ دهد؛ پس روی آدرس منجر به خطا اعتبارسنجی‌های لازم را انجام دهید.
- در نظر داشته باشید که ممکن است خطای صفحه هنگام نوشتن روی یک فایل mmap شده فقط خواندنی (بدون PROT_WRITE) رخ دهد. در این حالت، رفتار طبیعی این است که پردازه کشته شود.
- اعمال به‌روزرسانی نوشتن روی حافظه مربوط به فایل mmap شده کافی است هنگام پایان یافتن کار پردازه و پیش از خالی کردن حافظه مجازی آن انجام گیرد.
- نیازی نیست که هنگام استفاده از MAP_SHARED، صفحه‌های فیزیکی نیز میان پردازه‌های مختلف به اشتراک گذاشته شده باشند و به‌روزرسانی، تنها هنگام نوشتن پایانی در فایل کافی است.
- هنگامی که یک پردازه نابود شده و یا به طور کلی کار آن به پایان می‌رسد، تمامی فضای آدرس آن آزاد می‌شود (تابع freevm). **در این تمرین کافی است عملیات به روز رسانی فایل mmap شده را تنها هنگامی که پردازه با فراخوانی سیستمی exit خارج شده است انجام دهید و نیازی به مدیریت سایر سناریوها نیست.**
- برای پیدا کردن مدخل جدول صفحه متناظر با یک آدرس مجازی، از تابع walkpgdir استفاده کنید. همچنین برای بررسی نگاشته شده بودن آدرس ارسالی به walkpdgir، می‌توانید استفاده از خروجی آن را در تابع mappages بررسی کنید.

- برای اختصاص صفحه فیزیکی و نگاشت آن به جدول صفحه پردازه، از پیاده‌سازی تابع allocuvm کمک بگیرید.
- در استاندارد POSIX آمده است که توصیف‌گر پرونده مربوط به فایل می‌تواند پس از فراخوانی mmap بسته شود و نباید نگاشت را با مشکل روبرو کند. به همین دلیل، هنگام فراخوانی mmap مقدار ref اشاره‌گر struct file مربوطه را یک واحد اضافه کنید که مانع از بین رفتن شیء مربوط به آن شوید (در نتیجه نیاز است هنگام پایان یافتن کار پردازه نیز، این مقدار را یک واحد کاهش دهید). برای این منظور توابع filedup و fileclose را بررسی کنید.
- دقت کنید که هنگام fork، پردازه فرزند نیز باید نگاشت‌های پردازه والد را داشته باشد. در این هنگام، فراموش نکنید که مقدار ref مربوط به اشاره گر struct file مربوطه را نیز یک واحد اضافه کنید.
- برای خواندن بخشی از فایل می‌توانید از محتویات تابع fileread در فایل file.c کمک بگیرید. توجه کنید که برای فایل‌های موجود در فایل‌سیستم (که در این تمرین با آن‌ها کار می‌کنیم)، مقدار type در struct file برابر با FD_INODE است. برای نوشتن در فایل نیز تابع filewrite را بررسی کنید. (درواقع باید از توابع readi و writei استفاده کنید)
- ممکن است mmap در یک پردازه بیش از یک بار فراخوانی شود؛ پس برای این که آدرس‌ها و نگاشت‌های قبلی override نشوند، نیاز است اطلاعات موردنیاز را در struct proc نگهداری کنید. نگاشت‌ها را از آدرس 0x40000000 آغاز کنید و صفحه به صفحه جلو بروید (می‌توانید فرض کنید فضای هیپ پردازه به این خانه از حافظه نمی‌رسد).
- فرض کنید mmap بیش از بار با یک توصیف‌گر پرونده فراخوانی نمی‌شود.
- فرض کنید هر پردازه حداکثر می‌تواند ۱۶ فایل نگاشته شده در حافظه داشته باشد.
- در صورت بروز هرگونه خطا و عدم دسترسی کافی به صفحات حافظه، مقدار صفر (NULL) را به عنوان آدرس خروجی برگردانید.

- دقت کنید که ممکن است محتوای فایلی که می‌خوانید تنها بخشی از صفحه را پر کند. در این صورت، هنگام نوشتن در فایل توجه داشته باشید که داده‌ی اضافی روی فایل ننویسید.
- نیازی به اعتبارسنجی مقدار آرگومان length ارسالی به mmap برای بزرگ‌تر بودن از اندازه‌ی فایل نیست.

سایر نکات

- آدرس مخزن و شناسه آخرین تغییر خود را در محل بارگذاری در سایت درس، بارگذاری نمایید.
- کدهای شما باید به زبان C بوده و و نام‌گذاری توابع مانند الگوهای مذکور باشد.
- جهت آزمون صحت عملکرد پیاده‌سازی، برای هر بخش یک برنامه سمت کاربر بنویسید که عملکرد تغییرات اعمال‌شده را در شرایط گوناگون مورد بررسی قرار دهد. هنگام تحویل پروژه، صحت پیاده‌سازی شما مقابل برنامه‌های سمت کاربر دیگری نیز سنجیده خواهد شد.
- همه اعضای گروه باید به پروژه بارگذاری شده توسط گروه خود مسلط بوده و لزوماً نمره افراد یک گروه با یکدیگر برابر نخواهد بود.
- در صورت مشاهده هرگونه مشابهت بین کدها یا گزارش دو یا چند گروه، نمره صفر به همه آن‌ها تعلق می‌گیرد.
- پاسخ تمامی سؤالات را در کوتاه‌ترین اندازه ممکن در گزارش خود بیاورید.
- هر گونه سؤال در مورد پروژه را فقط از طریق فروم درس مطرح نمایید.

موفق باشید

مراجع

[1] Wolfgang Mauerer. 2008. *Professional Linux Kernel Architecture*. Wrox Press Ltd., Birmingham, UK, UK.