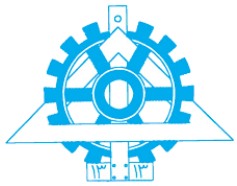


به نام خدا

آزمایشگاه سیستم‌عامل

پروژه دوم: فراخوانی سیستمی

تاریخ تحویل: ۱۹ آبان

اهداف پروژه

- آشنایی با سازوکار و چگونگی صدازده شدن فراخوانی‌های سیستمی[1] در هسته xv6
- آشنایی با پیاده‌سازی تعدادی فراخوانی سیستمی در هسته xv6
- گسترش سیستم عامل xv6 برای پشتیبانی از متغیر محیطی[2] PATH

[1] System Call
[2] Environment Variable

مقدمه

هر برنامه **در حال اجرا** یک پردازه[۳] نام دارد. به این ترتیب یک سیستم رایانه‌ای ممکن است در آنِ واحد، چندین پردازه در انتظار سرویس داشته باشد. هنگامی که یک پردازه در سیستم در حال اجرا است، پردازنده روال معمول پردازش را طی می‌کند: خواندن یک دستور، افزودن مقدار شمارنده برنامه[۴] به میزان یک واحد، اجرای دستور و نهایتاً تکرار حلقه. در یک سیستم رویدادهایی وجود دارند که باعث می‌شوند به جای اجرای دستور بعدی، کنترل از سطح کاربر به سطح هسته منتقل شود. به عبارت دیگر، هسته کنترل را در دست گرفته و به برنامه‌های سطح کاربر سرویس می‌دهد:[۵]

۱) ممکن است داده‌ای از دیسک دریافت شده باشد و به دلایلی لازم باشد بلافاصله آن داده از ثبات مربوطه در دیسک به حافظه منتقل گردد. انتقال جریان کنترل در این حالت، ناشی از **وقفه**[۶] خواهد بود. وقفه به طور غیرهمگام با کد در حال اجرا رخ می‌دهد.

۲) ممکن است یک **استثنا**[۷] مانند تقسیم بر صفر رخ دهد. در این‌جا برنامه دارای یک دستور تقسیم بوده که عملوند مخرج آن مقدار صفر داشته و اجرای آن کنترل را به هسته می‌دهد.

۳) ممکن است برنامه نیاز به عملیات ممتاز داشته باشد. عملیاتی مانند دسترسی به اجزای سخت‌افزاری یا حالت ممتاز سیستم (مانند محتوای ثبات‌های کنترلی) که تنها هسته اجازه دسترسی به آن‌ها را دارد. در این شرایط برنامه اقدام به فراخوانی **فراخوانی سیستمی** می‌کند. طراحی سیستم‌عامل باید به گونه‌ای باشد که مواردی از قبیل ذخیره‌سازی اطلاعات پردازه و بازیابی اطلاعات رویدادِ به وقوع

---

[3] Process
[4] Program Counter
[۵] در xv6 به تمامی این موارد trap گفته می‌شود. در حالی که در حقیقت در x86 نام‌های متفاوتی برای این گذارها به کار می‌رود.
[6] Interrupt
[7] Exception

پیوسته مثل آرگومان‌ها را به صورت ایزوله‌شده از سطح کاربر انجام دهد. در این پروژه، تمرکز بر روی فراخوانی سیستمی است.

در اکثریت قریب به اتفاق موارد، فراخوانی‌های سیستمی به طور غیرمستقیم و توسط توابع کتابخانه‌ای پوشاننده[۸] مانند توابع موجود در کتابخانه استاندارد C در لینوکس یعنی glibc صورت می‌پذیرد.[۹] به این ترتیب قابلیت‌حمل[۱۰] برنامه‌های سطح کاربر افزایش می‌یابد. زیرا به عنوان مثال چنان‌چه در ادامه مشاهده خواهد شد، فراخوانی‌های سیستمی با شماره‌هایی مشخص می‌شوند که در معماری‌های مختلف، متفاوت است. توابع پوشاننده کتابخانه‌ای، این وابستگی‌ها را مدیریت می‌کنند. توابع پوشاننده xv6 در فایل usys.S توسط ماکروی SYSCALL تعریف شده‌اند.

۱) کتابخانه‌های (قاعدتاً سطح کاربر، منظور فایل‌های تشکیل‌دهنده متغیر ULIB در Makefile است) استفاده شده در xv6 را از منظر استفاده از فراخوانی‌های سیستمی و علت این استفاده بررسی نمایید.

تعداد فراخوانی‌های سیستمی، وابسته به سیستم‌عامل و حتی معماری پردازنده است. به عنوان مثال در لینوکس، فری‌بی‌اس‌دی[۱۱] و ویندوز ۷ به ترتیب حدود ۳۰۰، ۵۰۰ و ۷۰۰ فراخوانی سیستمی وجود داشته که بسته به معماری پردازنده اندکی متفاوت خواهد بود [۱]. در حالی که xv6 تنها ۲۱ فراخوانی سیستمی دارد.

فراخوانی سیستمی سربارهایی دارد: ۱) سربار مستقیم که ناشی از تغییر مد اجرایی و انتقال به مد ممتاز بوده و ۲) سربار غیرمستقیم که ناشی از آلودگی ساختارهای پردازنده شامل انواع حافظه‌های

---

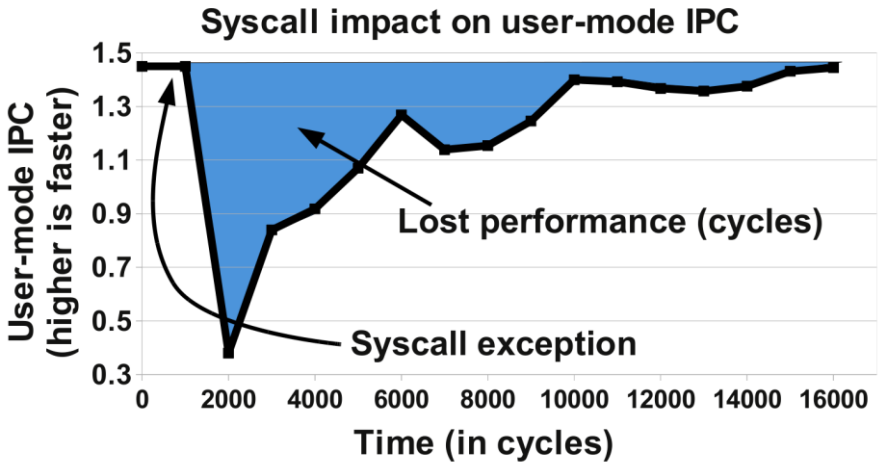
[8] Wrapper

[۹] در glibc، توابع پوشاننده غالباً دقیقاً نام و پارامترهایی مشابه فراخوانی‌های سیستمی دارند.

[10] Portability

[11] FreeBSD

نهان[۱۲] و خط لوله[۱۳] می‌باشد. به عنوان مثال، در یک فراخوانی سیستمی write() در لینوکس تا $\frac{۲}{۳}$ حافظه نهان سطح یک داده خالی خواهد شد [۲]. به این ترتیب ممکن است کارایی به نصف کاهش یابد. غالباً عامل اصلی، سربار غیرمستقیم است. تعداد دستورالعمل اجرا شده به ازای هر سیکل[۱۴] (IPC) هنگام اجرای یک فراخوانی سیستمی در بار کاری SPEC CPU 2006 روی پردازنده Core i7 اینتل در نمودار زیر نشان داده شده است [۲].



مشاهده می‌شود که در لحظه‌ای IPC به کمتر از ۰٫۴ رسیده است. روش‌های مختلفی برای فراخوانی سیستمی در پردازنده‌های x86 استفاده می‌گردد. روش قدیمی که در xv6 به کار می‌رود استفاده از دستور اسمبلی int است. مشکل اساسی این روش، سربار مستقیم آن است. در پردازنده‌های مدرن‌تر x86 دستورهای اسمبلی جدیدی با سربار انتقال کمتر مانند sysenter/sysexit ارائه شده است. در لینوکس، glibc در صورت پشتیبانی پردازنده، از این دستورها استفاده می‌کند. برخی فراخوانی‌های سیستمی (مانند gettimeofday() در لینوکس) فرکانس دسترسی بالا و پردازش کمی در هسته دارند. لذا سربار مستقیم آن‌ها بر برنامه زیاد خواهد بود. در این موارد می‌توان از روش‌های دیگری مانند

[12] Caches
[13] Pipeline
[14] Instruction per Cycle

اشیای مجازی پویای مشترک[15] (vDSO) در لینوکس بهره برد. به این ترتیب که هسته، پیاده‌سازی فراخوانی‌های سیستمی را در فضای آدرس سطح کاربر نگاشت داده و تغییر مد به مد هسته صورت نمی‌پذیرد. این دسترسی نیز به طور غیرمستقیم و توسط کتابخانه glibc صورت می‌پذیرد. در ادامه سازوکار اجرای فراخوانی سیستمی در xv6 مرور خواهد شد.

۲) دقت شود فراخوانی‌های سیستمی تنها روش دسترسی سطح کاربر به هسته نیست. انواع این روش‌ها را در لینوکس به اختصار توضیح دهید. می‌توانید از مرجع [۳] کمک بگیرید.

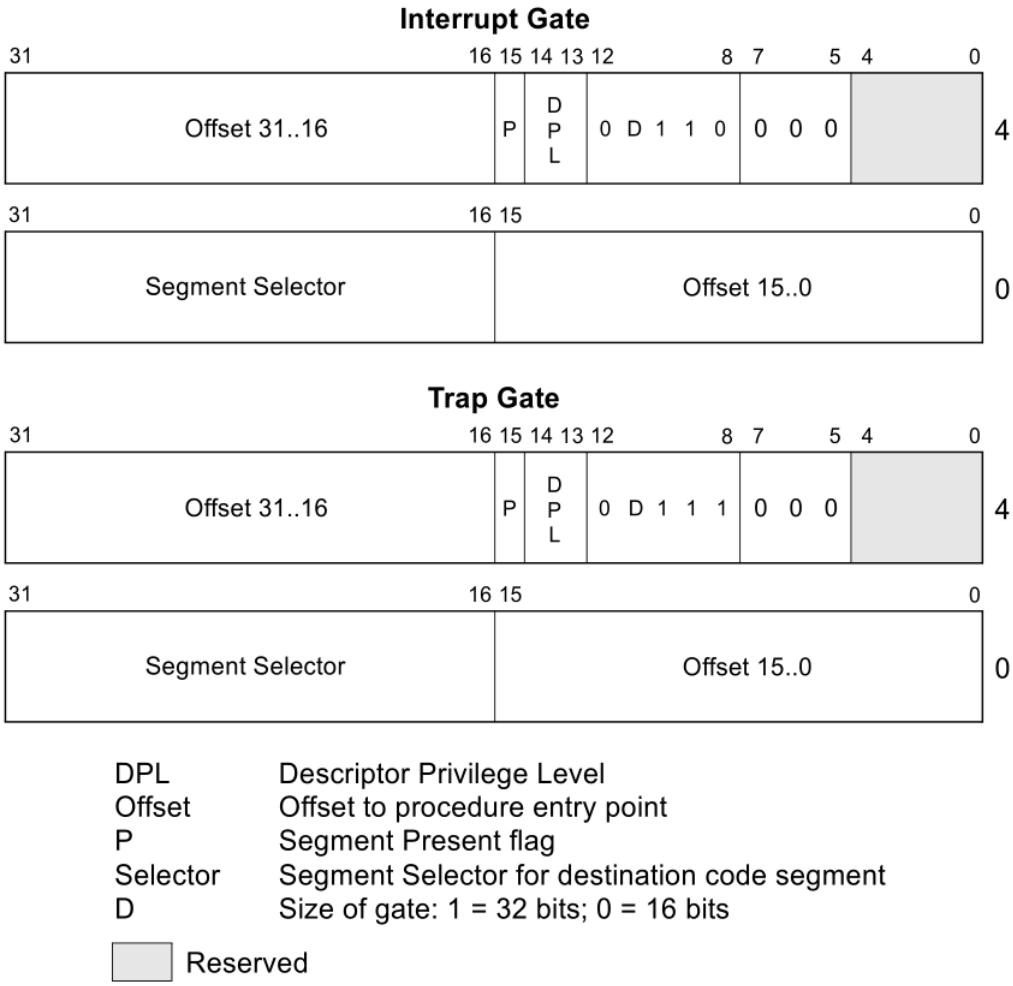
چرا تغییرات در فراخوانی‌های سیستمی یک سیستم‌عامل، به سادگی ممکن نیست؟

سازوکار اجرای فراخوانی سیستمی در xv6

بخش سخت‌افزاری و اسمبلی

جهت فراخوانی سیستمی در xv6 از روش قدیمی پردازنده‌های x86 استفاده می‌شود. در این روش، دسترسی به کد دارای سطح دسترسی ممتاز (در این‌جا کد هسته) مبتنی بر مجموعه توصیف‌گرهایی موسوم به Gate Descriptor است. چهار نوع Gate Descriptor وجود دارد که xv6 تنها از Trap Gate و Interrupt Gate استفاده می‌کند. ساختار این Gateها در شکل زیر نشان داده شده است [۴].

15 Virtual Dynamic Shared Objects



این ساختارها در xv6 در قالب یک ساختار هشت بایتی موسوم به struct gatedesc تعریف شده‌اند (خط ۸۵۵). به ازای هر انتقال به هسته (فراخوانی سیستمی و هر یک از انواع وقفه‌های سخت‌افزاری و استثناها) یک Gate در حافظه تعریف شده و یک شماره تله[۱۶] نسبت داده می‌شود. این Gateها توسط تابع tvinit() در حین بوت (خط ۱۲۲۹) مقداردهی می‌گردند. Interrupt Gate اجازه وقوع وقفه در پردازنده حین کنترل وقفه را نمی‌دهد. در حالی که Trap Gate این‌گونه نیست. لذا برای فراخوانی سیستمی از Trap Gate استفاده می‌شود تا وقفه که اولویت بیشتری دارد، همواره قابل سرویس‌دهی باشد (خط ۳۳۷۳). عملکرد Gateها را می‌توان با بررسی پارامترهای ماکروی مقداردهنده به Gate مربوط به فراخوانی سیستمی بررسی نمود:

پارامتر ۱: idt[T_SYSCALL] محتوای Gate مربوط به فراخوانی سیستمی را نگه می‌دارد. آرایه idt (خط ۳۳۶۱) بر اساس شماره تله‌ها اندیس‌گذاری شده است. پارامترهای بعدی، هر یک بخشی از idt[T_SYSCALL] را پر می‌کنند.

پارامتر ۲: تعیین نوع Gate که در این‌جا Trap Gate بوده و لذا مقدار یک دارد.

پارامتر ۳: نوع قطعه کدی که بلافاصله پس از اتمام عملیات تغییر مد پردازنده اجرا می‌گردد. کد کنترل‌کننده فراخوانی سیستمی در مد هسته اجرا خواهد شد. لذا مقدار SEG_KCODE<<3 به ماکرو ارسال شده است.

پارامتر ۴: محل دقیق کد در هسته که vectors[T_SYSCALL] است. این نیز بر اساس شماره تله‌ها شاخص‌گذاری شده است.

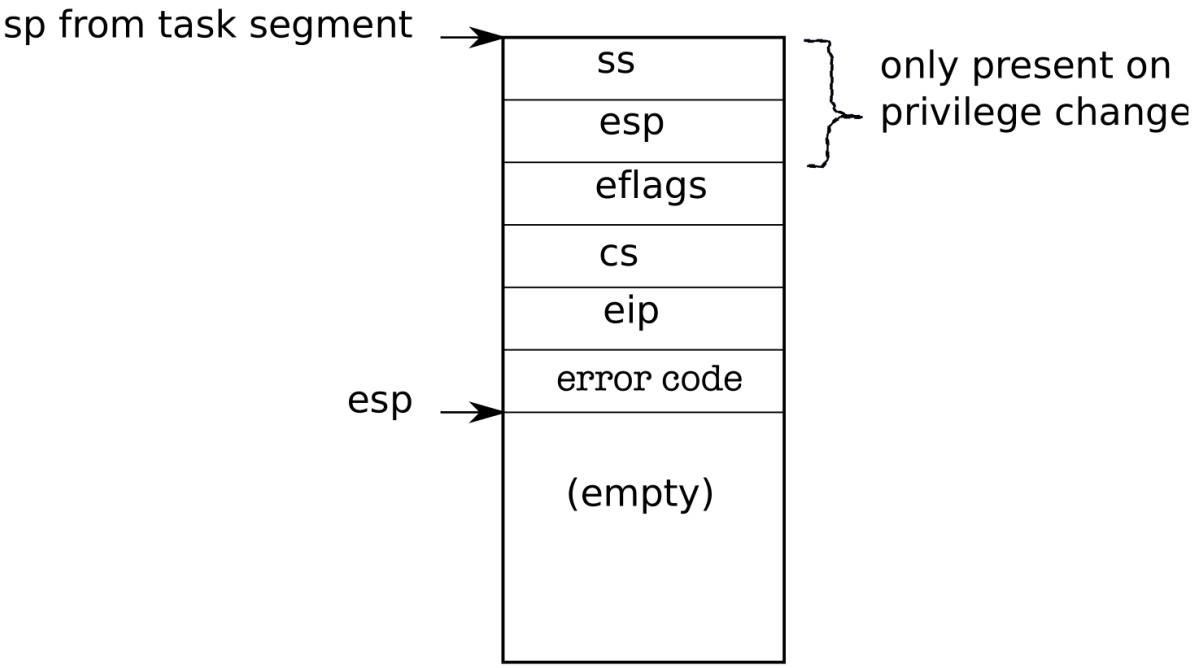
پارامتر ۵: سطح دسترسی مجاز برای اجرای این تله. DPL_USER است. زیرا فراخوانی سیستمی توسط (قطعه) کد سطح کاربر فراخوانی می‌گردد.

۳) آیا باقی تله‌ها را نمی‌توان با سطح دسترسی DPL_USER فعال نمود؟ چرا؟

به این ترتیب برای تمامی تله‌ها idt مربوطه ایجاد می‌گردد. به عبارت دیگر پس از اجرای tvinit() آرایه idt به طور کامل مقداردهی شده است. حال باید هر هسته پردازنده بتواند از اطلاعات idt استفاده کند تا بداند هنگام اجرای هر تله چه کد مدیریتی باید اجرا شود. بدین منظور تابع idtinit() در انتهای راه‌اندازی اولیه هر هسته پردازنده، اجرا شده و اشاره‌گر به جدول idt را در ثبات مربوطه در هر هسته بارگذاری می‌نماید. از این به بعد امکان سرویس‌دهی به تله‌ها فراهم است. یعنی پردازنده می‌داند برای هر تله چه کدی را فراخوانی کند.

یکی از راه‌های فعال‌سازی هر تله استفاده از دستور int <trap no> می‌باشد. لذا با توجه به این که شماره تله فراخوانی سیستمی ۶۴ است (خط ۳۲۲۶)، کافی است برنامه، جهت فراخوانی فراخوانی سیستمی دستور int 64 را فراخوانی کند. int یک دستورالعمل پیچیده در پردازنده x86 (یک

پردازنده CISC) است. ابتدا باید وضعیت پردازه در حال اجرا ذخیره شود تا بتوان پس از فراخوانی سیستمی وضعیت را در سطح کاربر بازیابی نمود. اگر تله ناشی از خطا باشد (مانند خطای نقص صفحه[۱۷] که در فصل مدیریت حافظه معرفی می‌گردد)، کد خطا نیز در انتها روی پشته قرار داده می‌شود. حالت پشته (سطح هسته[۱۸]) پس از اتمام عملیات سخت‌افزاری مربوط به دستور int (مستقل از نوع تله با فرض Push شدن کد خطا توسط پردازنده) در شکل زیر نشان داده شده است. دقت شود مقدار esp با Push کردن کاهش می‌یابد.



۴) در صورت تغییر سطح دسترسی، ss و esp روی پشته Push می‌شود. در غیراینصورت Push نمی‌شود. چرا؟

در آخرین گامِ int، بردار تله یا همان کد کنترل‌کننده مربوط به فراخوانی سیستمی اجرا می‌گردد که در شکل زیر نشان داده شده است.

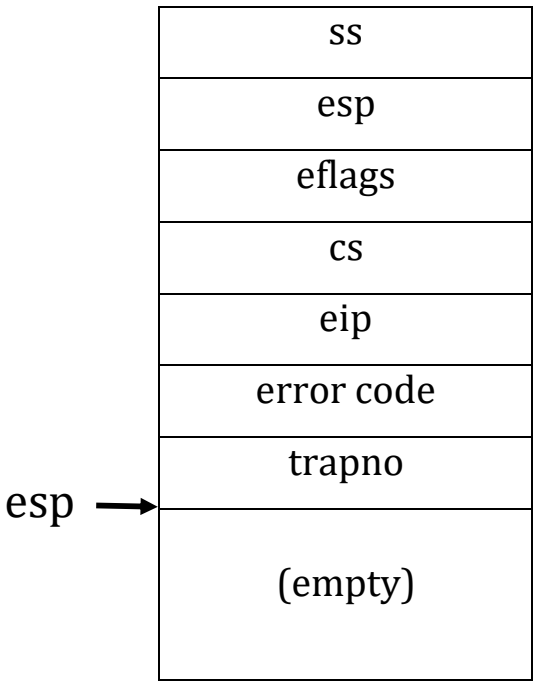
```
.globl vector64
```

[17] Page Fault

[۱۸] دقت شود با توجه به اینکه قرار است تله در هسته مدیریت گردد، پشته سطح هسته نیاز است. این پشته پیش از اجرای هر برنامه سطح کاربر، توسط تابع switchuvm() برای اجرا هنگام وقوع تله در آن برنامه آماده می‌گردد.

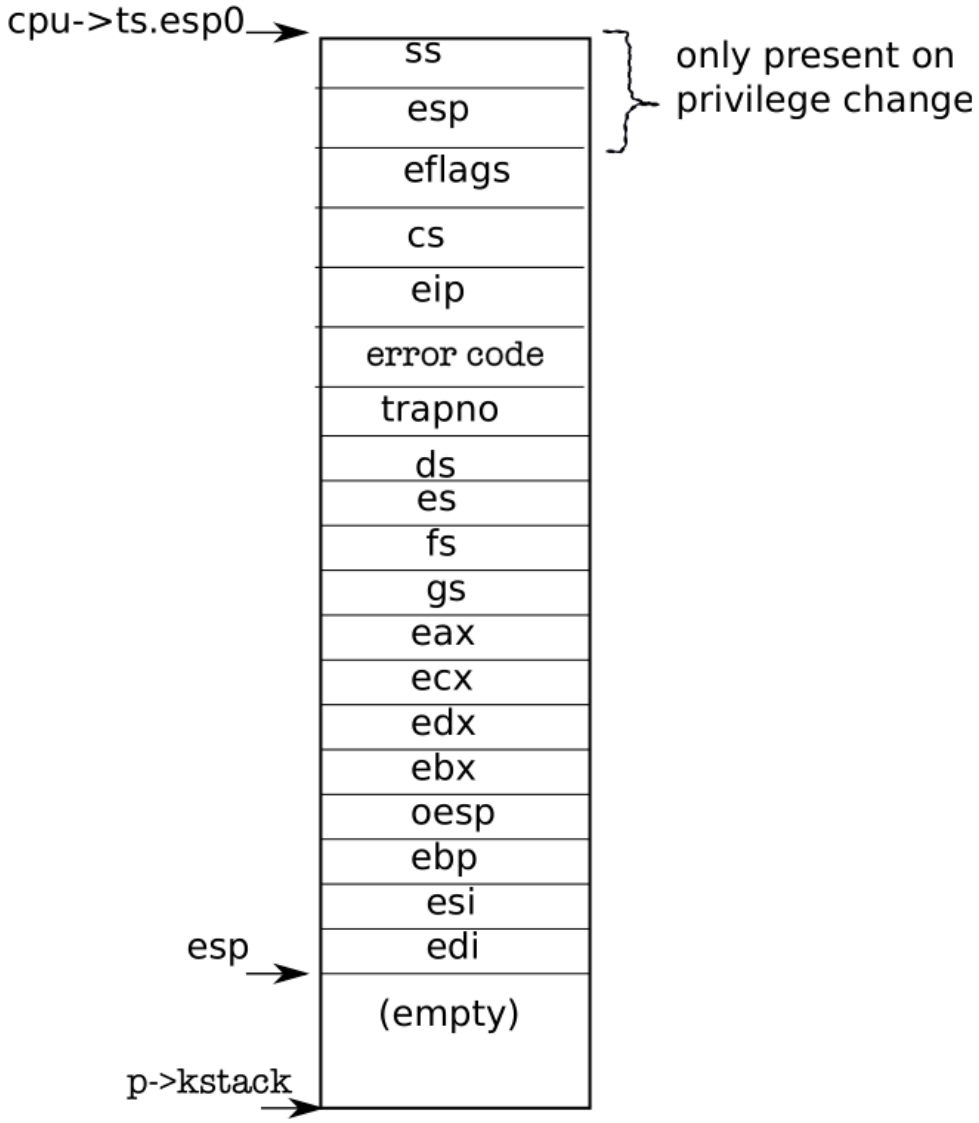
```
vector64:
    pushl $0
    pushl $64
    jmp alltraps
```

در این‌جا ابتدا یک کد خطای بی‌اثر صفر و سپس شماره تله روی پشته قرار داده شده است. در انتها اجرا از کد اسمبلی alltraps ادامه می‌یابد. حالت پشته، پیش از اجرای کد alltraps در شکل زیر نشان داده شده است.



alltraps باقی ثبات‌ها را Push می‌کند. به این ترتیب تمامی وضعیت برنامه سطح کاربر پیش از فراخوانی سیستمی ذخیره شده و قابل بازیابی است. شماره فراخوانی سیستمی و پارامترهای آن نیز در این وضعیت ذخیره شده، حضور دارند. این اطلاعات موجود در پشته، همان قاب تله هستند که در پروژه قبل مشابه آن برای برنامه initcode.S ساخته شده بود. حال اشاره‌گر به بالای پشته (esp)

که در این‌جا اشاره‌گر به قاب تله است روی پشته قرار داده شده (خط ۳۳۱۸) و تابع trap() فراخوانی می‌شود. این معادل اسمبلی این است که اشاره‌گر به قاب تله به عنوان پارامتر به trap() ارسال شود. حالت پشته پیش از اجرای trap() در شکل زیر نشان داده شده است.



بخش سطح بالا و کنترل‌کننده زبان سی تله

تابع trap() ابتدا نوع تله را با بررسی مقدار شماره تله چک می‌کند (خط ۳۴۰۳). با توجه به این که فراخوانی سیستمی رخ داده است تابع syscall() اجرا می‌شود. پیش‌تر ذکر شد فراخوانی‌های سیستمی، متنوع بوده و هر یک دارای شماره‌ای منحصربه‌فرد است. این شماره‌ها در فایل syscall.h

به فراخوانی‌های سیستمی نگاشت داده شده‌اند (خط ۳۵۰۰). تابع syscall() ابتدا وجود فراخوانی سیستمی فراخوانی شده را بررسی نموده و در صورت وجود پیاده‌سازی، آن را از جدول فراخوانی‌های سیستمی اجرا می‌کند. جدول فراخوانی‌های سیستمی، آرایه‌ای از اشاره‌گرها به توابع است که در فایل syscall.c قرار دارد (خط ۳۶۷۲). هر کدام از فراخوانی‌های سیستمی، خود، وظیفه دریافت پارامتر را دارند. ابتدا مختصری راجع به فراخوانی توابع در سطح زبان اسمبلی توضیح داده خواهد شد. فراخوانی توابع در کد اسمبلی شامل دو بخش زیر است:

(گام ۱) ایجاد لیستی از پارامترها بر روی پشته. دقت شود پشته از آدرس بزرگتر به آدرس کوچکتر پر می‌شود.

ترتیب Push شدن روی پشته: ابتدا پارامتر آخر، سپس پارامتر یکی مانده به آخر و در نهایت پارامتر نخست.

مثلاً برای تابع f(a,b,c) کد اسمبلی کامپایل شده منجر به چنین وضعیتی در پشته سطح کاربر می‌شود:

esp+8	c
esp+4	b
esp	a

(گام ۲) فراخوانی دستور اسمبلی معادل call که منجر به Push شدن محتوای کنونی اشاره‌گر دستورالعمل (eip) بر روی پشته می‌گردد. محتوای کنونی مربوط به اولین دستورالعمل بعد از تابع فراخوانی‌شده است. به این ترتیب پس از اتمام اجرای تابع، آدرس دستورالعمل بعدی که باید اجرا شود روی پشته موجود خواهد بود.

مثلاً برای فراخوانی تابع قبلی پس از اجرای دستورالعمل معادل call وضعیت پشته به صورت زیر خواهد بود:

esp+12	c
esp+8	b
esp+4	a
esp	Ret Addr

در داخل تابع f() نیز می‌توان با استفاده از اشاره‌گر ابتدای پشته به پارامترها دسترسی داشت. مثلاً برای دسترسی به b می‌توان از esp+8 استفاده نمود. البته این‌ها تنها تا زمانی معتبر خواهند بود که تابع f() تغییری در محتوای پشته ایجاد نکرده باشد.

در فراخوانی سیستمی در xv6 نیز به همین ترتیب پیش از فراخوانی سیستمی پارامترها روی پشته سطح کاربر قرار داده شده‌اند. به عنوان مثال چنان‌چه در پروژه یک آزمایشگاه دیده شد، برای فراخوانی سیستمی sys_exec() دو پارامتر $argv و $init و آدرس برگشتی صفر به ترتیب روی پشته قرار داده شدند (خطوط ۸۴۱۰ تا ۸۴۱۲). سپس شماره فراخوانی سیستمی که در SYS_exec قرار دارد در ثبات eax نوشته شده و int $T_SYSCALL جهت اجرای تله فراخوانی سیستمی اجرا شد. sys_exec() می‌تواند مشابه آن‌چه در مورد تابع f() ذکر شد به پارامترهای فراخوانی سیستمی دسترسی پیدا کند. به این منظور در xv6 توابعی مانند argint() و argptr() ارائه شده است. پس از دسترسی فراخوانی سیستمی به پارامترهای مورد نظر، امکان اجرای آن فراهم می‌گردد.

۵) در مورد توابع دسترسی به پارامترهای فراخوانی سیستمی به طور مختصر توضیح دهید. چرا در argint() (به طور دقیق‌تر در fetchint()) بازه آدرس‌ها بررسی میگردد؟ تجاوز از بازه معتبر، چه مشکل امنیتی ایجاد می‌کند؟

شیوه فراخوانی فراخوانی‌های سیستمی جزئی از واسط باینری برنامه‌های کاربردی[۱۹] (ABI) یک سیستم‌عامل روی یک معماری پردازنده است. به عنوان مثال در سیستم‌عامل لینوکس در معماری x86، پارامترهای فراخوانی سیستمی به ترتیب در ثبات‌های ebx، ecx، edx، esi، edi و ebp قرار داده می‌شوند.[۲۰] ضمن این که طبق این ABI، نباید مقادیر ثبات‌های ebx، esi، edi و ebp پس از فراخوانی تغییر کنند. لذا باید مقادیر این ثبات‌ها پیش از فراخوانی فراخوانی سیستمی در مکانی ذخیره شده و پس از اتمام آن بازیابی گردند تا ABI محقق شود. این اطلاعات و شیوه فراخوانی فراخوانی‌های سیستمی را می‌توان در فایل‌های زیر از کد منبع glibc مشاهده نمود.[۲۱]

sysdeps/unix/sysv/linux/i386/syscall.S

sysdeps/unix/sysv/linux/i386/sysdep.h

به این ترتیب در لینوکس برخلاف xv6 پارامترهای فراخوانی سیستمی در ثبات منتقل می‌گردند. یعنی در لینوکس در سطح اسمبلی، ابتدا توابع پوشاننده پارامترها را در پشته منتقل نموده و سپس پیش از فراخوانی فراخوانی سیستمی، این پارامترها ضمن جلوگیری از از دست رفتن محتوای ثبات‌ها، در آن‌ها کپی می‌گردند. جهت آشنایی با پارامترهای فراخوانی‌های سیستمی در هسته لینوکس ۲,۶,۳۵,۴ می‌توان به آدرس زیر مراجعه نمود:

http://syscalls.kernelgrok.com/

در هنگام تحویل سوالاتی از سازوکار فراخوانی سیستمی پرسیده می‌شود. دقت شود در مقابل ABI، مفهومی تحت عنوان واسط برنامه‌نویسی برنامه کاربردی[۲۲] (API) وجود دارد که شامل مجموعه‌ای از تعاریف توابع (نه پیاده‌سازی) در سطح **زبان برنامه‌نویسی** بوده که واسط قابل‌حمل سیستم‌عامل[۲۳]

---

19 Application Binary Interface

[۲۰] فرض این است که حداکثر شش پارامتر ارسال می‌گردد.

[۲۱] مسیرها مربوط به glibc-2.26 است.

22 Application Programming Interface

23 Portable Operating System Interface

(POSIX) نمونه‌ای از آن است. پشتیبانی توابع کتابخانه‌ای سیستم‌عامل‌ها از این تعاریف، قابلیت‌حمل برنامه‌ها را افزایش می‌دهد.[۲۴] مثلاً امکان کامپایل یک برنامه روی لینوکس و iOS فراهم خواهد شد. جهت آشنایی بیشتر با POSIX و پیاده‌سازی آن در سیستم‌عامل‌های لینوکس، اندروید و iOS می‌توان به مرجع [۵] مراجعه نمود.

ارسال آرگومان‌های فراخوانی‌های سیستمی

تا این‌جای کار با نحوه ارسال آرگومان‌های فراخوانی‌های سیستمی در سیستم‌عامل xv6 آشنا شدید. در این قسمت به جای بازیابی آرگومان‌ها به روش معمول، از ثبات‌ها استفاده می‌کنیم. فراخوانی سیستمی زیر را که در آن تنها یک آرگومان ورودی از نوع int وجود دارد پیاده سازی کنید.

- SYS_count_num_of_digits(int num)

در این فراخوانی، تعداد رقم‌های عدد ورودی محاسبه شده و در سطح هسته چاپ می‌شود. دقت داشته باشید که از ثبات برای ذخیره آرگومان استفاده می‌کنیم نه برای آدرس محل قرارگیری آن. ضمن این که پس از اجرای فراخوانی، باید مقدار ثبات دست‌نخورده بماند. تمامی مراحل کار باید در گزارش کار همراه با فایل‌هایی که آپلود می‌کنید موجود باشند.

پیاده‌سازی فراخوانی‌های سیستمی

در این آزمایش ابتدا با پیاده‌سازی چند فراخوانی سیستمی، اضافه‌کردن آن‌ها به هسته xv6 را فرا می‌گیرید. در این فراخوانی‌ها که در ادامه توضیح داده می‌شوند، پردازش‌هایی بر پردازه‌های موجود در هسته و فراخوانی‌های سیستمی صدازده شده توسط آن‌ها انجام می‌شود که از سطح کاربر قابل انجام نیست.

[۲۴] توابع پوشاننده فراخوانی‌های سیستمی بخشی از POSIX هستند.

نحوه اضافه کردن یک فراخوان سیستمی

برای انجام این کار لینک و مستندات زیادی در اینترنت و منابع دیگر موجود است. شما باید چند فایل را برای اضافه کردن فراخوانی سیستمی در xv6 تغییر دهید. برای این که با این فایل‌ها بیشتر آشنا شوید، پیاده‌سازی فراخوانی‌های سیستمی موجود را در xv6 مطالعه کنید. این فایل‌ها شامل user.h، syscall.h، syscall.c و ... است. بعد از پیاده‌سازی فراخوانی‌های سیستمی خواسته شده، لازم است تا پارامترهای ورودی آن‌ها را بازیابی کنید. در فایل sysproc.c توابعی برای این کار وجود دارند که می‌توانید از آن ها استفاده کنید. گزارشی که ارائه می‌دهید باید شامل تمامی مراحل اضافه کردن فراخوانی سیستمی و همین‌طور مستندات خواسته‌شده در مراحل بعد باشد.

نحوه ذخیره اطلاعات پردازه‌ها در هسته

پردازه‌ها در سیستم‌عامل xv6 پس از درخواستِ یک پردازه دیگر توسط هسته ساخته می‌شوند. در این صورت هسته نیاز دارد تا اولین پردازه را خودش اجرا کند. هسته xv6 برای نگهداری هر پردازه یک ساختار داده ساده دارد که در یک لیست مدیریت می‌شود. هر پردازه اطلاعاتی از قبیل شناسه واحد خود[۲۵] که توسط آن شناخته می‌شود، پردازه والد و غیره را در ساختار خود دارد. برای ذخیره‌کردن اطلاعات بیشتر، می‌توان داده‌ها را به این ساختار داده اضافه کرد.

پیاده‌سازی فراخوانی‌های سیستمی

در این قسمت قصد داریم تا با استفاده از چند فراخوانی سیستمی روند صدازده شدن فراخوانی‌های سیستمی توسط پردازه‌ها را بررسی کنیم و اطلاعات استفاده‌شده و دستکاری‌شده توسط آن‌ها را نمایش دهیم. هدف از این بخش آشنایی با بخش‌های مختلف عملکرد فراخوانی‌های سیستمی است.

[25] Pid

۱. اضافه کردن متغیر محیطی PATH

برای اجرا شدن یک دستور، ابتدا فایل باینری آن دستور در دایرکتوری کار فعلی[۲۶] جست‌وجو شده و سپس اجرا می‌شود. اگر فایل خواسته شده در دایرکتوری کار فعلی وجود نداشته باشد، یک پیام خطا چاپ می‌شود.

هدف در این قسمت اضافه کردن متغیر محلی PATH است. PATH یک متغیر محیطی است که لیستی از دایرکتوری‌هایی که در آن‌ها فایل‌های اجرایی دستورات وجود دارند را مشخص می‌کند. در صورتی که فایل اجرایی دستور تایپ شده در دایرکتوری کار فعلی وجود نداشته باشد، فایل اجرایی در بقیه دایرکتوری‌های مشخص شده در PATH جست‌وجو می‌شود و در صورتی خطا چاپ می‌شود که فایل اجرایی در دایرکتوری کار فعلی و هیچ کدام از دایرکتوری‌های لیست شده در متغیر PATH نباشد.

در این قسمت باید فراخوانی سیستمی‌ای برای مقداردهی به PATH پیاده‌سازی شود. فراخوانی سیستمی‌ای پیاده‌سازی کنید که با گرفتن دستوری مشابه با مثال زیر از کاربر متغیر PATH را مقداردهی کند. دقت کنید برای لیست دایرکتوری‌ها از ":" به عنوان جداکننده استفاده شده است.

- set PATH /:bin:

در مثال بالا دایرکتوری‌های root و bin در لیست دایرکتوری‌های PATH اضافه شده‌اند.

*راهنمایی : می‌توانید فرض کنید در بیش‌ترین حالت ۱۰ دایرکتوری در این متغیر قرار می‌گیرد.

- در ادامه باید تابع exec در فایل exec.c را طوری تغییر دهید که زمان اجرای دستور علاوه بر دایرکتوری کار فعلی سایر دایرکتوری‌های اضافه شده به متغیر PATH را نیز برای یافتن فایل اجرایی جستجو کند.

[26] current working directory

۲. خواباندن پردازه

در این قسمت فراخوانی سیستمی‌ای طراحی کنید که پردازه به مدت زمان مشخصی که از ورودی می‌گیرد صبر کند و به اصطلاح بخوابد.

دقت کنید که این کار را بدون استفاده از فراخوانی sleep انجام دهید. در صورت مشاهده نمره‌ای به آن تعلق نمی‌گیرد.

همچنین برنامه‌ی سطح کاربری بنویسید که ابتدا ساعت سیستم را بخواند، سپس فراخوانی سیستمی گفته شده را با مقدار زمان مشخصی صدا بزند و بعد از اتمام آن، دوباره ساعت سیستم را بخواند و تفاوت بین این دو ساعت گرفته شده را چاپ کند.

* راهنمایی : برای پیاده‌سازی فراخوانی سیستمی می‌توانید از ticks سیستم‌عامل استفاده کنید. برای خواندن ساعت سیستم نیز می‌توانید از فراخوانی سیستمی cmostime استفاده کنید.

دقت کنید که این اختلاف ساعت با اختلاف ساعت سیستم مقدار اندکی متفاوت است. علت آن را در گزارش کار توضیح دهید.

۳. گرفتن پردازه‌های فرزند یک پردازه

در این قسمت لازم است فراخوانی‌های سیستمی زیر را پیاده‌سازی کنید:

- get_parent_id

این فراخوانی سیستمی pid پدر پردازه‌ی فعلی را برمی‌گرداند.

- get_children

این فراخوانی سیستمی با گرفتن یک pid به عنوان ورودی، pid فرزندان آن پردازه را برمی‌گرداند.

زمانی که پردازه بیشتر از یک فرزند داشت، شماره‌ی پردازه‌های آن‌ها را به صورت یک عدد چند رقمی

برگردانید. به این صورت که فرض کنید که پردازه‌ی فعلی شما دو فرزند با شماره پردازه‌های ۴ و ۵ دارد. خروجی فراخوانی سیستمی نوشته شده عدد ۴۵ یا ۵۴ است. (ترتیب مهم نیست)

برای تست این فراخوانی‌های سیستمی برنامه‌ای در سطح کاربر بنویسید و با استفاده از fork تعداد پردازه فرزند ایجاد کنید و برای هر پردازه pid پردازه، pid پدر پردازه و خروجی فراخوانی سیستمی get_children با pid پدر پردازه به عنوان ورودی را چاپ کنید.

همچنین برای سادگی کار، در برنامه‌ی سطح کاربر خود برای تست کردن تعداد پردازه‌هایی که می‌سازید را طوری در نظر بگیرید که شماره‌ی پردازه‌ها یک رقمی باشند.

امتیازی

فراخوانی سیستمی بالا را طوری پیاده‌سازی کنید که علاوه بر نشان دادن شماره پردازه‌های فرزند، شماره پردازه‌های نوه‌ها، فرزندان نوه‌ها، نوه‌های نوه‌ها و... را نیز نشان دهد.

برای این تست این قسمت نیز برنامه‌ی سطح کاربری بنویسید که درستی عملکرد پیاده‌سازی شده را نشان دهد.

نکاتی در رابطه با فراخوانی‌های سیستمی

- برای این که بتوانید فراخوانی‌های سیستمی خود را تست کنید لازم است که یک برنامه سطح کاربر بنویسید و در آن فراخوانی‌ها را صدا بزنید. برای این که بتوانید برنامه سطح کاربر خود را درون Shell اجرا کنید باید تغییرات مناسبی را روی Makefile انجام دهید تا برنامه جدید کامپایل شود و به فایل‌سیستم xv6 اضافه شود.
- برای ردیابی روال فراخوانی‌ها، پیغام‌های مناسبی در جاهای مناسب چاپ کنید.
- برای نمایش اطلاعات در سطح هسته از cprintf() استفاده کنید.

سایر نکات

- برای تحویل پروژه ابتدا یک مخزن خصوصی در سایت Gitlab ایجاد کنید و پروژه‌ی خود را در آن push کنید. برای عبور از تحریم می‌توانید از سرویس رایگان شکن استفاده کنید. سپس اکانت UT_OS_TA را با دسترسی maintainer به مخزن خود اضافه کنید. کافی است در محل آپلود قرار داده شده در سایت CECM، شناسه‌ی آخرین commit خود را به همراه گزارش پروژه آپلود کنید.
- تمام مراحل کار را در گزارش کار خود بیاورید.
- همه افراد باید به پروژه آپلود شده توسط گروه خود مسلط باشند و لزوماً نمره افراد یک گروه با یکدیگر برابر نیست.
- در صورت مشاهده هر گونه مشابهت بین کدها یا گزارش دو گروه، به هر دو گروه نمره ۰ تعلق می‌گیرد.
- فصل سه کتاب xv6 می‌توان کمک‌کننده باشد.
- هر گونه سوال در مورد پروژه را فقط از طریق فروم درس مطرح کنید.

موفق باشید

مراجع

[1] “System Call.” [Online]. Available: https://en.wikipedia.org/wiki/System_call.

[2] L. Soares and M. Stumm, “FlexSC: Flexible System Call Scheduling with Exception-less System Calls,” in *Proceedings of the 9th USENIX Conference on Operating Systems Design and Implementation*, 2010, pp. 33–46.

[3] C.-C. Tsai, B. Jain, N. A. Abdul, and D. E. Porter, “A Study of Modern Linux API Usage and Compatibility: What to Support when You’Re Supporting,” in *Proceedings of the Eleventh European Conference on Computer Systems*, 2016, p. 16:1--16:16.

[4] “Intel{®} 64 and IA-32 Architectures Software Developer’s Manual, Volume 3: System Programming Guide,” 2015.

[5] V. Atlidakis, J. Andrus, R. Geambasu, D. Mitropoulos, and J. Nieh, “POSIX Abstractions in Modern Operating Systems: The Old, the New, and the Missing,” in *Proceedings of the Eleventh European Conference on Computer Systems*, 2016, p. 19:1--19:17.