



پروژه اول آزمایشگاه سیستم‌عامل

آشنایی با هسته سیستم‌عامل xv6



سیستم‌عامل xv6 یک سیستم‌عامل آموزشی است که در سال ۲۰۰۶ توسط محققان دانشگاه MIT به وجود آمده است. این سیستم‌عامل به زبان C و با استفاده از هسته Unix Version 6 نوشته شده و بر روی معماری Intel x86 قابل اجرا می‌باشد. سیستم‌عامل xv6 علی‌رغم سادگی و حجم کم، نکات اساسی و مهم در طراحی سیستم‌عامل را دارا است و برای مقاصد آموزشی بسیار مفید می‌باشد. تا پیش از این، در درس سیستم‌عامل دانشگاه تهران از هسته سیستم‌عامل لینوکس استفاده می‌شد که پیچیدگی‌های زیادی دارد. در ترم پیش‌رو، دانشجویان آزمایشگاه سیستم‌عامل بایستی پروژه‌های مربوطه را بر روی سیستم‌عامل xv6 اجرا و پیاده‌سازی نمایند. در این پروژه، ضمن آشنایی به معماری و برخی نکات پیاده‌سازی سیستم‌عامل، آن را اجرا و اشکال‌زدایی خواهیم کرد و همچنین برنامه‌ای در سطح کاربر خواهیم نوشت که بر روی این سیستم‌عامل قابل اجرا باشد.

آشنایی با سیستم‌عامل xv6

کدهای مربوط به سیستم‌عامل xv6 از لینک زیر قابل دسترسی است:

<https://github.com/mit-pdos/xv6-public>

همچنین مستندات این سیستم‌عامل و فایل شامل کدهای آن نیز در صفحه درس بارگذاری شده است. برای این پروژه، نیاز است که فصل‌های ۰ و ۱ از مستندات فوق را مطالعه کرده و به برخی سؤالات منتخب پاسخ دهید. پاسخ این سؤالات را در قالب یک گزارش بارگذاری خواهید کرد.

مقدمه‌ای درباره سیستم‌عامل و xv6

سیستم‌عامل جزو نخستین نرم‌افزارهایی است که پس از روشن شدن سیستم، اجرا می‌گردد. این نرم‌افزار، رابط نرم‌افزارهای کاربردی با سخت‌افزار رایانه است.

۱. معماری سیستم‌عامل xv6 چیست؟ چه دلایلی در دفاع از نظر خود دارید؟
۲. فایل‌های اصلی سیستم‌عامل xv6 در صفحه یک کتاب xv6 لیست شده‌اند. به طور مختصر هر گروه را توضیح دهید. نام پوشه اصلی فایل‌های هسته سیستم‌عامل، فایل‌های سرایند^۱ و فایل سیستم در سیستم‌عامل لینوکس چیست. در مورد محتویات آن مختصراً توضیح دهید.

کامپایل سیستم‌عامل xv6

یکی از روش‌های متداول کامپایل و ایجاد نرم‌افزارهای بزرگ در سیستم‌عامل‌های مبتنی بر یونیکس استفاده از ابزار Make است. این ابزار با پردازش فایل‌های موجود در کد منبع برنامه، موسوم به Makefile، شیوه کامپایل و لینک فایل‌های دودویی به یکدیگر و در نهایت ساختن کد دودویی نهایی برنامه را تشخیص می‌دهد. ساختار Makefile قواعد خاص خود را داشته و می‌تواند بسیار پیچیده باشد. اما به طور کلی شامل قواعد^۲ و متغیرها^۳ می‌باشد. در xv6 تنها یک Makefile وجود داشته و تمامی فایل‌های سیستم‌عامل نیز در یک پوشه قرار دارند. بیلد سیستم‌عامل از طریق دستور `make -j8` در پوشه سیستم‌عامل صورت می‌گیرد.

۳. دستور `make -n` را اجرا نمایید. کدام دستور، فایل نهایی هسته را می‌سازد؟
۴. در Makefile متغیرهایی به نام‌های UPROGS و ULIB تعریف شده است. کاربرد آن‌ها چیست؟

اجرا بر روی شبیه‌ساز QEMU

xv6 قابل اجرا بر روی سخت‌افزار واقعی نیز است. اما اجرا بر روی شبیه‌ساز قابلیت ردگیری و اشکال‌زدایی بیشتری ارائه می‌کند. جهت اجرای سیستم‌عامل بر روی شبیه‌ساز، کافی است دستور `make qemu` در پوشه سیستم‌عامل اجرا گردد.

۵. دستور `make qemu -n` را اجرا نمایید. دو دیسک به عنوان ورودی به شبیه‌ساز داده شده است. محتوای آن‌ها چیست؟ (راهنمایی: این دیسک‌ها حاوی سه خروجی اصلی فرایند بیلد هستند).

مراحل بوت سیستم‌عامل xv6

اجرای بوت‌لودر

هدف از بوت آماده‌سازی سیستم‌عامل برای سرویس‌دهی به برنامه‌های کاربر است. پس از بوت، سیستم‌عامل سازوکاری جهت ارائه سرویس به برنامه‌های کاربردی خواهد داشت که این برنامه‌ها بدون هیچ مزاحمتی بتوانند از آن استفاده نمایند. کوچکترین واحد دسترسی دیسک‌ها در رایانه‌های شخصی سکتور^۴ است. در این‌جا هر سکتور ۵۱۲ بایت است. اگر دیسک قابل بوت باشد، نخستین سکتور آن سکتور بوت^۵ نام داشته و شامل بوت‌لودر^۶ خواهد بود. بوت‌لودر کدی است که سیستم‌عامل را در حافظه

^۱ Header Files

^۲ Rules

^۳ Variables

^۴ Sector

^۵ Boot Sector

^۶ Boot Loader

بارگذاری می‌کند. یکی از روش‌های راه‌اندازی اولیه رایانه، بوت مبتنی بر سیستم ورودی/خروجی مقدماتی^۱ (BIOS) است. BIOS در صورت یافتن دیسک قابل بوت، سکتور نخست آن را در آدرس 0x7C00 از حافظه فیزیکی کپی نموده و شروع به اجرای آن می‌کند.

۶. در xv6 در سکتور نخست دیسک قابل بوت، محتوای چه فایل‌ای قرار دارد. (راهنمایی: خروجی دستور `make -n` را بررسی نمایید.)

۷. برنامه‌های کامپایل شده در قالب فایل‌های دودویی نگه‌داری می‌شوند. فایل مربوط به بوت نیز دودویی است. نوع این فایل دودویی چیست؟ تفاوت این نوع فایل دودویی با دیگر فایل‌های دودویی کد xv6 چیست؟ چرا از این نوع فایل دودویی استفاده شده است؟ این فایل را به زبان قابل فهم انسان (اسمبلی) تبدیل نمایید. (راهنمایی: از ابزار `objdump` استفاده کنید. باید بخشی از آن مشابه فایل `bootasm.S` باشد.)

۸. علت استفاده از دستور `objcopy` در حین اجرای عملیات `make` چیست؟

۹. بوت سیستم توسط فایل‌های `bootasm.S` و `bootmain.c` صورت می‌گیرد. چرا تنها از کد C استفاده نشده است؟

معماری سیستم شبیه‌سازی شده x86 است. حالت سیستم در حال اجرا در هر لحظه را به طور ساده می‌توان شامل حالت پردازنده و حافظه دانست. بخشی از حالت پردازنده در ثبات‌های آن نگه‌داری می‌شود.

۱۰. یک ثبات عام‌منظوره^۲، یک ثبات قطعه^۳، یک ثبات وضعیت^۴ و یک ثبات کنترلی^۵ در معماری x86 را نام برده و وظیفه هر یک را به طور مختصر توضیح دهید.

وضعیت ثبات‌ها را می‌توان به کمک `gdb` و دستور `info registers` مشاهده نمود. وضعیت برخی از ثبات‌های دیگر نیاز به دسترسی ممتاز^۶ دارد. به این منظور می‌توان از `qemu` استفاده نمود. کافی است با زدن `Ctrl + A` و سپس `C` به ترمینال `qemu` رفته و دستور `info registers` را وارد نمود. با تکرار همان دکمه‌ها می‌توان به xv6 بازگشت.

۱۱. پردازنده‌های x86 دارای مدهای مختلفی هستند. هنگام بوت، این پردازنده‌ها در مد حقیقی^۷ قرار داده می‌شوند. مدی

که سیستم‌عامل ام‌اس‌داس^۸ (MS DOS) در آن اجرا می‌شد. چرا؟ یک نقص اصلی این مد را بیان نمایید؟

۱۲. آدرس‌دهی به حافظه در این مد شامل دو بخش قطعه^۹ و افسست^{۱۰} بوده که اولی ضمنی و دومی به طور صریح تعیین می‌گردد. به طور مختصر توضیح دهید.

در ابتدا `qemu` یک هسته را جهت اجرای کد بوت `bootasm.S` فعال می‌کند. فرایند بوت در بالاترین سطح دسترسی^{۱۱} صورت می‌گیرد. به عبارت دیگر، بوت‌لودر امکان دسترسی به تمامی قابلیت‌های سیستم را دارد. در ادامه هسته به مد حفاظت‌شده^{۱۲} تغییر مد می‌دهد (خط ۹۱۵۳). در مد حفاظت‌شده، آدرس مورد دسترسی در برنامه (آدرس منطقی) از طریق جداولی به آدرس فیزیکی حافظه^{۱۳} نگاشت پیدا می‌کند. ساختار آدرس‌دهی در این مد در شکل زیر نشان داده شده است.

¹ Basic Input/Output System

² General Purpose Register

³ Segment Register

⁴ Status Registers

⁵ Control Registers

⁶ Privileged Access

⁷ Real Mode

⁸ Microsoft Disk Operating System

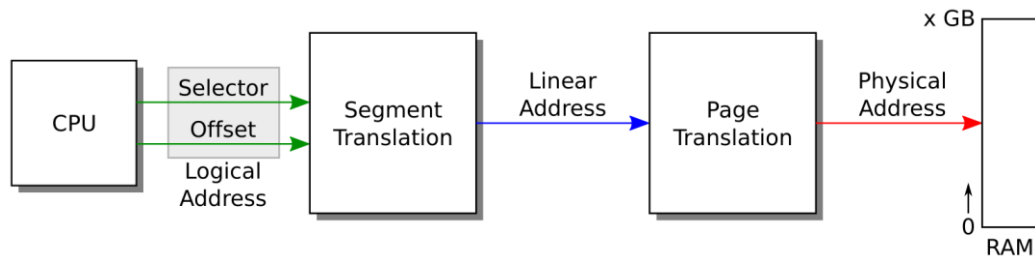
⁹ Segment

¹⁰ Offset

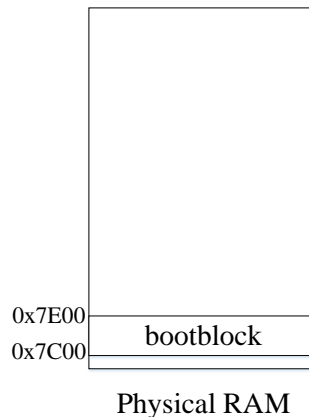
^{۱۱} سطوح دسترسی در ادامه پروژه توضیح داده خواهد شد.

¹² Protected Mode

^{۱۳} منظور از آدرس فیزیکی یک آدرس یکتا در سخت‌افزار حافظه است که پردازنده به آن دسترسی پیدا می‌کند.



هر آدرس در کد برنامه یک آدرس منطقی^۱ است. این آدرس توسط سخت‌افزار مدیریت حافظه در نهایت به یک آدرس فیزیکی در حافظه نگاشت داده می‌شود. این نگاشت دو بخش دارد: (۱) ترجمه قطعه^۲ و (۲) ترجمه صفحه^۳. مفهوم ثبات‌های قطعه در این مد تا حد زیادی با نقش آن‌ها در مد حقیقی متفاوت است. این ثبات‌ها با تعامل با جدولی تحت عنوان جدول توصیف‌گر سراسری^۴ (GDT) ترجمه قطعه را انجام می‌دهند. به این ترتیب ترجمه آدرس در مد محافظت‌شده بسیار متفاوت خواهد بود. در بسیاری از سیستم‌عامل‌ها از جمله xv6 و لینوکس ترجمه قطعه یک نگاشت همانی است. یعنی GDT به نحوی مقداره‌ی می‌گردد (خطوط ۹۱۸۲ تا ۹۱۸۵) که می‌توان از گزینش‌گر^۵ صرف‌نظر نموده و افست را به عنوان آدرس منطقی در نظر گرفت و این افست را دقیقاً به عنوان آدرس خطی^۶ نیز در نظر گرفت. به عبارت دیگر می‌توان فرض نمود که آدرس‌ها دوبخشی نبوده و صرفاً یک عدد هستند. یک آدرس برنامه (مثلاً آدرس یک اشاره‌گر یا آدرس قطعه‌ای از کد برنامه) یک آدرس منطقی (و همین‌طور در این‌جا یک آدرس خطی) است. به عنوان مثال در خط ۹۲۲۴ آدرس اشاره‌گر elf که به 0x10000 مقداره‌ی شده است یک آدرس منطقی است. به همین ترتیب آدرس تابع bootmain() که در زمان کامپایل تعیین می‌گردد نیز یک آدرس منطقی است. در ادامه بنابر دلایل تاریخی به آدرس‌هایی که در برنامه استفاده می‌شوند، آدرس مجازی^۷ اطلاق خواهد شد. نگاشت دوم یا ترجمه صفحه در کد بوت فعال نمی‌شود. لذا در این‌جا نیز نگاشت همانی وجود داشته و به این ترتیب آدرس مجازی برابر آدرس فیزیکی خواهد بود. نگاشت آدرس‌ها (و عدم استفاده مستقیم از آدرس فیزیکی) اهداف مهمی را دنبال می‌کند که در فصل مدیریت حافظه مطرح خواهد شد. از مهم‌ترین این اهداف، حفاظت محتوای حافظه برنامه‌های کاربردی مختلف از یکدیگر است. بدین ترتیب در لحظه تغییر مد، وضعیت حافظه (فیزیکی) سیستم به صورت شکل زیر است.



¹ Logical Address

² Segment Translation

³ Page Translation

⁴ Global Descriptor Table

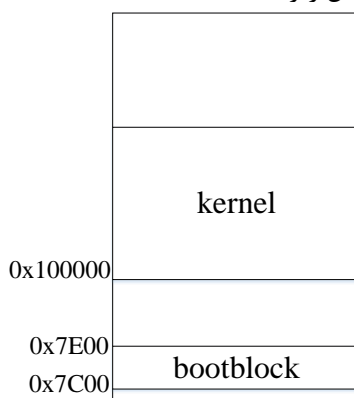
⁵ Selector

⁶ Linear Address

⁷ Virtual Address

۱۳. کد bootmain.c هسته را با شروع از سکتور بعد از سکتور بوت خوانده و در آدرس 0x100000 قرار می‌دهد.^۱ علت انتخاب این آدرس چیست؟

حالت حافظه پس از این فرایند به صورت شکل زیر است.



Physical RAM

به این ترتیب در انتهای بوت، کد هسته سیستم‌عامل به طور کامل در حافظه قرار گرفته است. در گام انتهایی، بوت‌لودر اجرا را به هسته واگذار می‌نماید. باید کد ورود به هسته اجرا گردد. این کد اسمبلی در فایل entry.S قرار داشته و نماد (بیانگر مکانی از کد) entry از آن فراخوانی می‌گردد. آدرس این نماد در هسته بوده و حدود 0x100000 است.

۱۴. کد معادل entry.S در هسته لینوکس را بیابید.

اجرای هسته xv6

هدف از entry.S ورود به هسته و آماده‌سازی جهت اجرای کد C آن است. در شرایط کنونی نمی‌توان کد هسته را اجرا نمود. زیرا به گونه‌ای لینک شده است که آدرس‌های مجازی آن بزرگتر از 0x80100000 هستند. می‌توان این مسئله را با اجرای دستور cat kernel.sym بررسی نمود. در همین راستا نداشت مربوط به صفحه‌بندی^۲ (ترجمه صفحه) از حالت همانی خارج خواهد شد. در صفحه‌بندی، هر کد در حال اجرا بر روی پردازنده، از جدولی برای نگاشت آدرس مورد استفاده‌اش به آدرس فیزیکی استفاده می‌کند. این جدول خود در حافظه فیزیکی قرار داشته و یک آدرس فیزیکی مختص خود را دارد. در حین اجرا این آدرس در ثبات کنترلی CF3 بارگذاری شده^۳ و به این ترتیب پردازنده از محل جدول نگاشت‌های جاری اطلاع خواهد داشت.

۱۵. چرا این آدرس فیزیکی است؟

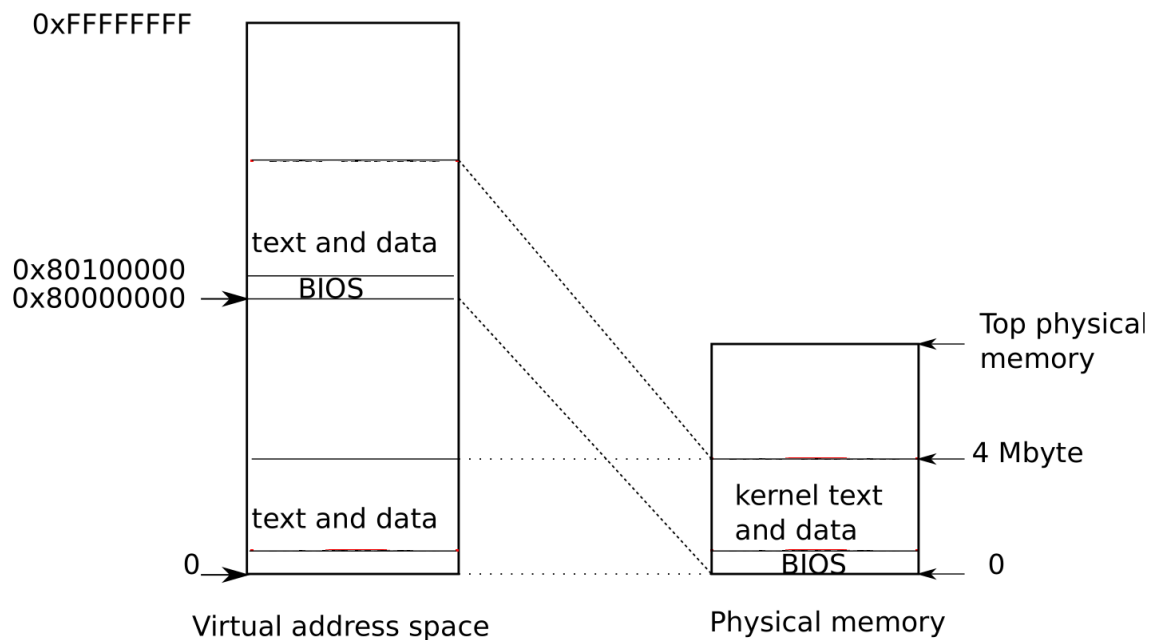
جزئیات جدول نگاشت‌ها پیچیده است. به طور ساده این جدول دارای مدخل‌هایی است که تکه‌ای پیوسته از حافظه مجازی (یا خطی با توجه به خنثی شدن تأثیر آدرس منطقی) را به تکه‌ای پیوسته به همین اندازه از حافظه فیزیکی نگاشت می‌دهد. این اندازه‌ها در هر معماری، محدود هستند. به عنوان مثال در entry.S دو تکه پیوسته چهار مگابایتی از حافظه خطی به دو تکه پیوسته چهار مگابایتی از حافظه فیزیکی نگاشت داده شده است. هر تکه پیوسته یک صفحه^۴ نام دارد. یعنی حالت حافظه مطابق شکل زیر خواهد بود.

^۱ دقت شود آدرس 0x100000 تنها برای خواندن هدر فایل elf استفاده شده است و محتوای فایل هسته در 0x100000 که توسط paddr (مخفف آدرس فیزیکی) تعیین شده است، کپی می‌شود. این آدرس در زمان لینک توسط kernel.ld تعیین شده و در فایل دودویی در قالب خاصی قرار داده شده است.

^۲ Paging

^۳ به طور دقیق‌تر این جداول سلسله‌مراتبی بوده و آدرس اولین لایه جدول در CF3 قرار داده می‌شود.

^۴ Page



نیمه چپ شکل، فضای آدرس مجازی را نشان می‌دهد. جدول آدرس‌های نیمه چپ را به نیمه راست نگاشت می‌دهد. در این جا دو صفحه چهار مگابایتی به یک بخش چهار مگابایتی از حافظه فیزیکی نگاشت شده‌اند. یعنی برنامه می‌تواند با استفاده از دو آدرس به یک محتوا دسترسی یابد. این یکی دیگر از قابلیت‌های صفحه‌بندی است. در ادامه اجرا قرار است هسته تنها از بخش بالایی فضای آدرس مجازی استفاده نماید.^۱ به عبارت دیگر، نگاشت پایینی حذف خواهد شد. علت اصلی این است که باید حافظه مورد دسترسی توسط هسته از دسترسی برنامه‌های کاربردی یا به عبارت دقیق‌تر برنامه‌های سطح کاربر^۲ حفظ گردد. این یک شرط لازم برای ارائه سرویس امن به برنامه‌های سطح کاربر است. هر کد در حال اجرا دارای یک سطح دسترسی جاری^۳ (CPL) است. سطح دسترسی در پردازنده‌های x86 از صفر تا سه متغیر بوده که صفر و سه به ترتیب ممتازترین و پایین‌ترین سطح دسترسی هستند. در سیستم عامل xv6 اگر CPL=0 باشد در هسته و اگر CPL=3 باشد در سطح کاربر هستیم.^۴ تشخیص سطح دسترسی کد کنونی مستلزم خواندن مقدار ثابت CS است.^۵

دسترسی به آدرس‌های هسته با CPL=3 نباید امکان‌پذیر باشد. به منظور حفاظت از حافظه هسته، در مدخل جدول نگاشت‌های صفحه‌بندی، بیت‌هایی وجود دارد که حافظه هسته را از حافظه برنامه سطح کاربر تفکیک می‌نماید (پرچم PTE_U (خط ۸۰۳) بیانگر حق دسترسی سطح کاربر به حافظه مجازی است). صفحه‌های بخش بالایی به هسته تخصیص داده شده و بیت مربوطه نیز این مسئله را تثبیت خواهد نمود. سپس توسط سازوکاری از دسترسی به مدخل‌هایی که مربوط به هسته هستند، زمانی که برنامه سطح کاربر این دسترسی را صورت می‌دهد، جلوگیری خواهد شد. در این جا اساس تفکر این است که هسته عنصر قابل اعتماد سیستم بوده و برنامه‌های سطح کاربر، پتانسیل مخرب بودن را دارند.

۱۶. به این ترتیب، در انتهای entry.S، امکان اجرای کد C هسته فراهم می‌شود تا در انتها تابع main() صدا زده (خط ۱۰۶۵) شود. این تابع عملیات آماده‌سازی اجزای هسته را بر عهده دارد. در مورد هر تابع به طور مختصر توضیح دهید. تابع معادل در هسته لینوکس را بیابید.

^۱ در xv6 از آدرس 0x80000000 به بعد مربوط به سطح هسته و آدرس‌های 0x0 تا این آدرس مربوط به سطح کاربر هستند.

^۲ User Level Programs

^۳ Current Privilege Level

^۴ دو سطح دسترسی دیگر در اغلب سیستم‌عامل‌ها بلااستفاده است.

^۵ در واقع در مد محافظت شده، دوبیت از این ثابت، سطح دسترسی کنونی را معین می‌کند. بیت‌های دیگر کاربردهای دیگری مانند تعیین افسر مربوط به قطعه در gdt دارند.

در کد entry.S هدف این بود که حداقل امکانات لازم جهت اجرای کد اصلی هسته فراهم گردد. به همین علت، تنها بخشی از هسته نگاشت داده شد. لذا در تابع main() تابع kvmalloc() فراخوانی می‌گردد (خط ۱۲۲۰) تا آدرس‌های مجازی هسته به طور کامل نگاشت داده شوند. در این نگاشت جدید، اندازه هر تکه پیوسته، ۴ کیلوبایت است. آدرسی که باید در cr3 بارگذاری گردد، در متغیر kpgdir ذخیره شده است (خط ۱۸۴۲).

۱۷. مختصری راجع به محتوای فضای آدرس مجازی هسته توضیح دهید.

۱۸. علاوه بر صفحه‌بندی در حد ابتدایی از قطعه‌بندی به منظور حفاظت هسته استفاده خواهد شد. این عملیات توسط seginit() انجام می‌گردد. همان‌طور که ذکر شد، ترجمه قطعه تأثیری بر ترجمه آدرس منطقی نمی‌گذارد. زیرا تمامی قطعه‌ها اعم از کد و داده روی یکدیگر می‌افتند. با این حال برای کد و داده‌های سطح کاربر پرچم SEG_USER تنظیم شده است. چرا؟ (راهنمایی: علت مربوط به ماهیت دستورالعمل‌ها و نه آدرس است.)

اجرای نخستین برنامه سطح کاربر

تا به این لحظه از اجرا فضای آدرس حافظه هسته آماده شده است. بخش زیادی از مابقی تابع main()، زیرسیستم‌های مختلف هسته را فعال می‌نماید. مدیریت برنامه‌های سطح کاربر مستلزم ارائه انتزاعاتی برای ایجاد تمایز میان این برنامه‌ها و برنامه مدیریت آن‌ها است. کدی که تاکنون اجرا می‌شد را می‌توان برنامه مدیریت‌کننده سیستم و برنامه‌های سطح کاربر دانست. ۱۹. جهت نگهداری اطلاعات مدیریتی برنامه‌های سطح کاربر ساختاری تحت عنوان struct proc (خط ۲۳۳۶) ارائه شده است. اجزای آن را توضیح داده و ساختار معادل آن در سیستم عامل لینوکس را بیابید.

از جمله اجزای ساختار proc متغیر pgdir است که آدرس جدول مربوط به هر برنامه سطح کاربر را نگهداری می‌کند. مشاهده می‌شود که این آدرس با آدرس مربوط به جدول کد مدیریت‌کننده سیستم که در kpgdir برای کل سیستم نگهداری شده بود، متفاوت است. تا پیش از فراخوانی userinit() (خط ۱۲۳۵) تقریباً تمامی زیرسیستم‌های هسته فعال شده‌اند. جهت ارائه واسطی با کاربر از طریق ترمینال و همچنین آماده‌سازی بخش‌هایی از هسته که ممکن است توأم با به خواب رفتن کد باشد، تابع userinit() فراخوانی می‌گردد. این تابع وظیفه ایجاد نخستین برنامه سطح کاربر را دارد. ابتدا توسط تابع allocproc() برای این برنامه یک ساختار proc تخصیص داده می‌شود (خط ۲۵۲۵). این تابع بخش‌هایی را که برنامه برای اجرا در سطح ممتاز (هسته) نیاز دارد، مقداردهی می‌کند. یکی از عملیات مهمی که در این تابع صورت می‌گیرد، مقداردهی p->context->eip به آدرس تابع forkret() است. این عمل منجر به این می‌شود که هنگام اجرای برنامه^۱ ابتدا forkret() اجرا گردد. آماده‌سازی بخش‌های باقی‌مانده سیستم در این تابع انجام می‌شود.

۲۰. چرا به خواب رفتن در کد مدیریت‌کننده سیستم مشکل‌ساز است؟ (راهنمایی: به زمان‌بندی در ادامه توجه نمایید.)

در ادامه تابع userinit()، تابع setupkvm() فراخوانی شده و فضای آدرس مجازی هسته را برای برنامه سطح کاربر مقداردهی می‌کند.

۲۱. تفاوت این فضای آدرس هسته با فضای آدرس هسته که توسط kvmalloc() در خط ۱۲۲۰ صورت گرفت چیست؟ چرا وضعیت به این شکل است؟

تابع inituvm() فضای آدرس مجازی سطح کاربر را برای این برنامه مقداردهی می‌نماید. به طوری که در آدرس صفر تا ۴ کیلوبایت، کد مربوط به initcode.S قرار گیرد.

۲۲. تفاوت این فضای آدرس کاربر با فضای آدرس کاربر در کد مدیریت سیستم چیست؟

^۱دقت شود اجرا هنوز در کد مدیریت‌کننده سیستم است.

یک برنامه سطح کاربر می‌تواند برای دسترسی به سرویس‌های ممتاز سیستم به مد ممتاز ($CPL=0$) منتقل شود. به این ترتیب می‌تواند حتی به حافظه هسته نیز دسترسی داشته باشد. به منظور تغییر مد امن، سازوکارهایی مانند فراخوانی سیستمی^۱ وجود دارد. تفاوت در این سبک دسترسی این است که هسته آن را با یک سازوکار امن مدیریت می‌نماید. اجرای کد از فضای آدرس مجازی سطح کاربر به فضای آدرس مجازی هسته منتقل می‌شود. لذا باید وضعیت اجرای برنامه سطح کاربر در فضای آدرس مجازی سطح کاربر در مکانی ذخیره گردد. این مکان قاب تله^۲ نام داشته و در ساختار `proc` ذخیره می‌شود.^۳

با توجه به این که اجرا در مد هسته است و جهت اجرای برنامه سطح کاربر باید به مد سطح کاربر منتقل شد، حالت سیستم به گونه‌ای شبیه‌سازی می‌شود که گویی برنامه سطح کاربر در حال اجرا بوده و تله‌ای رخ داده است. لذا فیلد مربوطه در `proc` باید مقداردهی شود. با توجه به این که قرار است کد به سطح کاربر بازگردد، بیت‌های مربوط به سطح دسترسی جاری ثبات‌های قطعه `p->tf->cs` و `p->tf->ds` به `DPL_USER` مقداردهی شده‌اند. `p->tf->eip` برابر صفر شده است (خط ۲۵۳۹). این بدان معنی است که زمانی که کد به سطح کاربر بازگشت، از آدرس مجازی صفر شروع به اجرا می‌کند. به عبارت دیگر اجرا از ابتدای کد `initcode.S` انجام خواهد شد. در انتها `p->state` به `RUNNABLE` مقداردهی می‌شود (خط ۲۵۵۰). این یعنی برنامه سطح کاربر قادر به اجرا است. حالت‌های ممکن دیگر یک برنامه در فصل زمان‌بندی بررسی خواهد شد.

در انتهای تابع `main()` تابع `mpmain()` فراخوانی شده (خط ۱۲۳۶) و به دنبال آن تابع `scheduler()` فراخوانی می‌شود (خط ۱۲۵۷). به طور ساده، وظیفه زمان‌بند تعیین شیوه اجرای برنامه‌ها بر روی پردازنده می‌باشد. زمان‌بند با بررسی لیست برنامه‌ها یک برنامه را که `p->state` آن `RUNNABLE` است بر اساس معیاری انتخاب نموده و آن را به عنوان کد جاری بر روی پردازنده اجرا می‌کند. این البته مستلزم تغییراتی در وضعیت جاری سیستم جهت قرارگیری حالت برنامه جدید (مثلاً تغییر `cr3` برای اشاره به جدول نگاشت برنامه جدید) روی پردازنده است. این تغییرات در فصل زمان‌بندی تشریح می‌شود. با توجه به این که تنها برنامه قابل اجرا برنامه `initcode.S` است، پس از مهیا شدن حالت پردازنده و حافظه در اثر زمان‌بندی، این برنامه اجرا شده و به کمک یک فراخوانی سیستمی برنامه `init.c` را اجرا نموده که آن برنامه نیز در نهایت یک برنامه ترمینال (خط ۸۵۲۹) را ایجاد می‌کند. به این ترتیب امکان ارتباط با سیستم‌عامل را فراهم می‌آورد.

۲۳. کدام بخش از آماده‌سازی سیستم، بین تمامی هسته‌های پردازنده مشترک و کدام بخش اختصاصی است؟ (از هر کدام

یک مورد را با ذکر دلیل توضیح دهید.) زمان‌بند روی کدام هسته اجرا می‌شود؟

۲۴. برنامه معادل `initcode.S` در هسته لینوکس چیست؟

^۱ System Call

^۲ Trap Frame

^۳ تله لزوماً هنگام انتقال از مد کاربر به هسته رخ نمی‌دهد.

اضافه کردن یک متن به Message Boot

در این بخش، شما باید نام اعضای گروه را پس از بوت شدن سیستم عامل روی ماشین مجازی qemu، در انتهای پیام‌های نمایش داده شده در کنسول نشان دهید. تصویر این اطلاعات را در گزارش خود قرار دهید.

اضافه کردن چند قابلیت به کنسول xv6

در این قسمت می‌خواهیم چند قابلیت کاربردی به کنسول xv6 اضافه کنیم. پس از اجرای سیستم عامل بر روی qemu، در صورت استفاده از کلیدهای Ctrl + i، ←، →، Ctrl + ← و Ctrl + →، معادل کاراکتری آن‌ها در کنسول چاپ می‌شود. کد xv6 را به نحوی تغییر دهید تا قابلیت‌های زیر در آن پیاده‌سازی شده باشد:

۱. اگر کاربر دستور → یا ← را وارد کرد، باید نشانه‌گر^۱ یک کاراکتر در جهت پیکان^۲ وارد شده حرکت کند (در صورتی که در سمت مورد نظر، کاراکتر دیگری وجود نداشت نشانه‌گر در جای خود باقی می‌ماند).
۲. اگر کاربر دستور Ctrl + → را وارد کرد، نشانه‌گر باید به انتهای کلمه فعلی منتقل شود (در صورتی که پس از این دستور کاراکتری وارد شود باید دقیقاً پس از آخرین کاراکتر کلمه فعلی نوشته شود و در صورتی که نشانه‌گر در انتهای خط باشد نباید مکان آن تغییر کند).
۳. اگر کاربر دستور Ctrl + ← را وارد کرد، نشانه‌گر باید به ابتدای کلمه فعلی منتقل شود (در صورتی که پس از این دستور کاراکتری وارد شود باید دقیقاً قبل از اولین کاراکتر کلمه فعلی نوشته شود. در صورتی که نشانه‌گر در ابتدای خط باشد نباید مکان آن تغییر کند).
۴. اگر کاربر دستور Ctrl + i را وارد کرد، متن وارد شده از ابتدای خط تا جایی که نشانه‌گر روی آن قرار دارد باید پاک شود (در صورتی که قبل از نشانه‌گر متنی وجود نداشته باشد، نباید تغییری رخ بدهد).

هنگام وارد کردن دستورات Ctrl + ← و Ctrl + →، جداکننده‌های کلمات شامل کاراکترهای ، ، ؛ و فاصله هستند. توجه شود که علاوه بر نمایش درست بر روی کنسول، باید دستورات نوشته شده با کلیدهای ترکیبی فوق، قابلیت اجرای درست را نیز داشته باشند.

اجرا و پیاده‌سازی یک برنامه سطح کاربر

در این قسمت شما باید یک برنامه سطح کاربر و به زبان C بنویسید و به برنامه‌های سطح کاربر سیستم عامل اضافه کنید. اسم این برنامه سطح کاربر strdiff می‌باشد. این برنامه دو کلمه هر کدام با طول کمینه ۱ تا سقف ۱۵ کاراکتر از حروف انگلیسی غیرحساس به بزرگی یا کوچکی، از ورودی دریافت می‌کند و اختلاف رشته‌ای رشته اول با رشته دوم را بصورت یک رشته باینری محاسبه می‌کند. اختلاف رشته‌ای به این صورت محاسبه می‌شود که از ابتدای هر دو رشته شروع می‌کنیم و حرف به حرف با هم مقایسه می‌کنیم و در یک رشته باینری نتیجه مقایسه‌ها را نگه می‌داریم؛ به این صورت که اگر حرف i ام رشته اول از حرف i ام رشته دوم بزرگتر یا مساوی باشد، رقم 0 و در غیر این صورت رقم 1 در جایگاه i ام حاصل باینری قرار می‌گیرد. همچنین اگر طول یکی از رشته‌ها از رشته دیگر بلندتر بود، حروف مازاد آن رشته در مقایسه‌هایشان به عنوان حرف بزرگتر به حساب

^۱ Cursor

^۲ Arrow

می‌آیند. بزرگتر بودن حروف نسبت به یکدیگر هم به این صورت تعریف می‌شود که یک حرف در حروف الفبای انگلیسی بعد از حرف دیگر آمده باشد. به عنوان مثال حرف f از حرف b بزرگتر است. در نهایت، خروجی محاسبه را در یک فایل تکست با نام `strdiff_result.txt` ذخیره کنید. اگر فایل تکست از قبل موجود بود، جواب بر روی آن بازنویسی شود.

```
$ strdiff apple banana
$ cat strdiff_result.txt
100011
```

از دستورات `open`، `read`، `write` و `close` استفاده کنید که برای باز کردن، خواندن، نوشتن و بستن فایل‌ها استفاده می‌شود. برای پیاده‌سازی این برنامه سطح کاربر، علاوه بر نوشتن کد، باید در فایل `Makefile` نیز تغییرات لازم را بوجود آورید تا این برنامه مثل دستورات دیگر از قبیل `ls` اجرا شود.

اشکال زدایی

کد هر برنامه‌ای ممکن است دارای اشکال باشد. اشکال‌زدایی ممکن است ایستا، پویا و یا به صورت ترکیبی صورت پذیرد. کشف اشکال در روش‌های ایستا، بدون اجرا و تنها بر اساس اطلاعات کد برنامه صورت می‌گیرد. به عنوان مثال کامپایلر Clang دارای تحلیل‌گرهای ایستا برای اشکال‌زدایی اشکال‌های خاص است. اشکال‌زدایی پویا که معمولاً دقیق‌تر است، اقدام به کشف اشکال در حین اجرای برنامه می‌نماید. ابزار leak-check در ابزار Valgrind یک اشکال‌زدای پویا برای تشخیص نشتی حافظه^۱ است. از یک منظر می‌توان اشکال‌زدهای پویا را به دو دسته تقسیم نمود: (۱) اشکال‌زدهایی که بر یک نوع اشکال خاص مانند نشتی تمرکز دارند و (۲) اشکال‌زدهایی که مستقل از نوع اشکال بوده و تنها اجرا را ردگیری^۲ نموده و اطلاعاتی از حالت سیستم (شامل سخت‌افزار و نرم‌افزار) در حین اجرا یا پس از اجرا جهت درک بهتر رفتار برنامه برمی‌گردانند. در این بخش ابزار اشکال‌زدای گنو^۳ (GDB)، که یک اشکال‌زدای پویا از نوع دوم است معرفی خواهد شد.

GDB یک اشکال‌زدای متداول در سیستم‌های یونیکسی بوده که در بسیاری از شرایط، نقش قابل‌توجهی در تسریع روند اشکال‌زدایی ایفا می‌کند. اشکال‌زدایی برنامه‌های تک‌ریسه‌ای^۴، چندریسه‌ای^۵ و حتی هسته‌های سیستم‌عامل توسط این ابزار ممکن است. جهت اشکال‌زدایی xv6 با GDB، در گام نخست باید سیستم‌عامل به صورتی بوت شود که قابلیت اتصال اشکال‌زدا به آن وجود داشته باشد. مراحل اتصال عبارت است از:

۱. در یک ترمینال دستور `make qemu-gdb` اجرا گردد.
۲. سپس در ترمینالی دیگر، فایل کد اجرایی به عنوان ورودی به GDB داده شود. چنانچه پیش‌تر ذکر شد کد اجرایی شامل یک نیمه هسته و یک نیمه سطح کاربر بوده که نیمه هسته، ثابت و نیمه سطح کاربر، بسته به برنامه در حال اجرا بر روی پردازنده دائماً در حال تغییر است. به این ترتیب، به عنوان مثال، هنگام اجرای برنامه `cat`، کدهای اجرایی سیستم شامل کد هسته و کد برنامه `cat` خواهند بود. جهت اشکال‌زدایی بخش سطح کاربر، کافی است دستور `gdb_cat` و جهت اشکال‌زدایی بخش هسته دستور `gdb kernel` فراخوانی شود. دقت شود در هر دو حالت، هر دو کد سطح هسته و کاربر اجرا می‌شوند. اما اشکال‌زدا فقط روی یک کد اجرایی (سطح کاربر یا هسته) کنترل داشته و تنها قادر به انجام عملیات بر روی آن قسمت خواهد بود.
۳. نهایتاً با وارد کردن دستور `target remote tcp::26000` در GDB، اتصال به سیستم‌عامل صورت خواهد گرفت.

روند اجرای GDB

GDB می‌تواند در هر گام از اجرا، با ارائه حالت سیستم، به برنامه‌نویس کمک کند تا حالت خطا را از حالت مورد انتظار تشخیص دهد. هنگام اجرای کد در GDB ممکن است چندین حالت رخ دهد:

۱. اجرا با موفقیت جریان داشته باشد یا خاتمه یابد.
 ۲. اجرا به علت اشکال، ناتمام مانده و برنامه متوقف شود.
 ۳. اجرا متوقف نشده ولی حالت سیستم در برخی نقاط درونی یا در خروجی‌های برنامه نادرست باشد.
- هدف، یافتن حالات خطای سیستم در دو وضعیت ۲ و ۳ است. به عبارتی ابتدا باید در نقطه مورد نظر، توقف صورت گرفته و سپس به کمک دستورهای حالت سیستم را استخراج نمود. برای توقف اجرا در نقاط مختلف اجرا در GDB سازوکارهای مختلفی وجود دارد:
۱. در اجرای ناتمام، اجرای برنامه به طور خودکار متوقف می‌شود.
 ۲. با فشردن کلید ترکیبی `Ctrl + C` به اشکال‌زدا بازگشت.

^۱ Memory Leak

^۲ Tracing

^۳ GNU Debugger

^۴ Single-Thread

^۵ Multithread

این عملیات در میان اجرا، آن را متوقف نموده و کنترل را به خط فرمان اشکال‌زدا منتقل می‌کند. مثلاً حلقه بی‌نهایت رخ داده باشد، می‌توان با این کلید ترکیبی، در نقطه‌ای از حلقه متوقف شد.

۳. روی نقطه‌ای از برنامه Breakpoint قرار داد. بدین ترتیب هر رسیدن اجرا به این نقطه منجر به توقف اجرا گردد. روش‌های مختلفی برای تعیین نقطه استقرار Breakpoint وجود داشته که در این [لینک قابل](#) مشاهده است. از جمله:

انتخاب نام و شماره خط فایل

\$ b(reak) cat.c:12

انتخاب نام تابع

\$ b cat

انتخاب آدرس حافظه

\$ b *0x98

این نقاط می‌توانند در سطح کاربر یا هسته سیستم‌عامل باشند. همچنین می‌توانند شرطی تعریف شوند. ۴. روی خانه خاصی از حافظه Watchpoint قرار داد تا دسترسی یا تغییر مقدار آن خانه، منجر به توقف اجرا گردد. Watchpoint‌ها انواع مختلفی داشته و با دستورهای خاص خود مشخص می‌گردند.

دستور زیر:

\$ watch *0x1234567

یک Watchpoint روی آدرس 0x1234567 در حافظه می‌گذارد. بدین ترتیب نوشتن در این آدرس، منجر به توقف اجرا خواهد شد.

می‌توان از نام متغیر هم استفاده نمود. مثلاً `watch v`، `Watch` را روی (آدرس) متغیر `v` قرار می‌دهد. باید دقت نمود، اگر `Watch` روی متغیر محلی قرار داده شود، با خروج از حوزه دسترسی به آن متغیر، `Watch` حذف شده و به برنامه‌نویس اطلاع داده می‌شود. اگر هم آدرسی از فضای پشته^۱ داده شود، ممکن است در حین اجرا متغیرها یا داده‌های نامرتب دیگر در آن آدرس نوشته شود. یعنی این آدرس در زمان‌های مختلف مربوط به داده‌های مختلف بوده و در عمل `Watch` کارایی مورد نظر را نداشته باشد. یک مزیت مهم `Watch`، تشخیص وضعیت مسابقه^۲ است که در فصول بعدی درس با آن آشنا خواهید شد. در این شرایط می‌توان تشخیص داد که کدام ریس^۳ یا پردازنده مقدار نامناسب را در آدرس حافظه نوشته که منجر به خطا شده است. همان‌طور که مشاهده می‌شود، خیلی از حالات با استفاده از چهار سازوکار مذکور به سهولت قابل استخراج نیستند. مثلاً حالتی که یک زنجیره خاص فراخوانی توابع وجود داشته باشد یا این که مثلاً حالتی خاص در داده‌ساختارها رخ داده و یک لیست پیوندی، چهارمین عنصرش را حذف نماید.

(۱) برای مشاهده Breakpoint‌ها از چه دستوری استفاده می‌شود؟

(۲) برای حذف یک Breakpoint از چه دستوری و چگونه استفاده می‌شود؟

کنترل روند اجرا و دسترسی به حالت سیستم

پس از توقف می‌توان با استفاده از دستورهای به حالت سیستم دسترسی پیدا نمود. همچنین دستورهای برای تعیین شیوه ادامه اجرا وجود دارد. در ادامه، برخی از دستورهای کنترلی و دسترسی به حالت اجرا معرفی خواهد شد.

^۱ Stack

^۲ یعنی فضای آدرسی که داده‌هایی از جمله مقادیر متغیرهای محلی و آدرس‌های برگشت مربوط به توابع فراخوانی شده در آن قرار دارد.

^۳ Race Condition

^۴ Thread

پس از توقف روی Breakpoint می‌توان با اجرای دستورهای (step)، (next) و (fin) به ترتیب به دستور بعدی، به درون دستور بعدی (اگر فراخوانی تابع باشد) و به خارج از تابع کنونی (یعنی بازگشت به تابع فراخواننده) منتقل شد. به عبارت دیگر، اجرا گام‌به‌گام قابل بررسی است. بدین معنی که پیش از اجرای خط جاری برنامه سطح کاربر یا هسته، امکان دستیابی به اطلاعات متغیرها و ثبات‌ها فراهم می‌باشد. به این ترتیب می‌توان برنامه را از جهت وجود حالات نادرست، بررسی نمود. همچنین دستور c(ontinue) اجرا را تا رسیدن به نقطه توقف بعدی یا اتمام برنامه ادامه می‌دهد.

(۳) دستور زیر را اجرا کنید. خروجی آن چه چیزی را نشان می‌دهد؟

\$ bt

(۴) دو تفاوت دستورهای x و print را توضیح دهید. چگونه می‌توان محتوای یک ثبات خاص را چاپ کرد؟ (راهنمایی: می‌توانید از دستور help استفاده نمایید: help x و help print)

با دستور list می‌توان کد نقطه توقف را مشاهده نمود.

(۵) برای نمایش وضعیت ثبات‌ها از چه دستوری استفاده می‌شود؟ متغیرها محلی چگونه؟ نتیجه این دستور را در گزارش کار خود بیاورید. همچنین در گزارش خود توضیح دهید که در معماری x86 رجیسترهای edi و esi نشانگر چه چیزی هستند؟

(۶) به کمک استفاده از GDB، درباره ساختار struct input موارد زیر را توضیح دهید:

- توضیح کلی این struct و متغیرهای درونی آن و نقش آن‌ها
- نحوه و زمان تغییر مقدار متغیرهای درونی (برای مثال، input.e در چه حالتی تغییر می‌کند و چه مقداری می‌گیرد)

اشکال زدایی در سطح کد اسمبلی

اشکال زدایی برنامه در سطوح مختلفی قابل انجام است. با توجه به این که بسیاری از جزئیات اجرا در کد سطح بالا (زبان سی^۱) قابل مشاهده نیست، نیاز به اشکال‌زدایی در سطح کد اسمبلی خواهد بود. به عنوان مثال بهینه‌سازی‌های ممکن است ترتیب اجرا در کد سطح بالا را تغییر داده یا بخشی از کد را حذف نماید. به عنوان مثال دیگر می‌توان از شیوه دسترسی به جداول لینکر نام برد. جزئیات دسترسی به یک تابع کتابخانه‌ای خاص یا یک متغیر سراسری آن کتابخانه دسترسی شده است، در سطح کد اسمبلی و با دسترسی به جداول لینک رخ داده و در سطح زبان سی قابل رؤیت نیست.

با فشردن همزمان سه دکمه Ctrl + X + A رابط کاربری متنی^۲ GDB (TUI) گشوده شده و کد اسمبلی مربوط به نقطه توقف، قابل رؤیت است. برای اطلاعات بیشتر در رابطه با این رابط کاربری می‌توانید به این [صفحه](#) مراجعه کنید.

(۷) خروجی دستورهای layout src و layout asm در TUI چیست؟

(۸) برای جابجایی میان توابع زنجیره فراخوانی جاری (نقطه توقف) از چه دستورهایی استفاده می‌شود؟

دستورهای s(tep)i و n(ext)i معادل‌های سطح اسمبلی s(tep) و n(ext) بوده و به جای یک دستور سی، در ریزدانشی یک دستورالعمل ماشین عمل می‌کنند. در شرایطی که کد مورد اشکال‌زدایی از ابتدا در زبان اسمبلی نوشته شده باشد، چاره‌ای جز استفاده از این دستورها وجود نخواهد داشت.

نکات پایانی

با توجه به کاستی‌هایی که در اشکال‌زداها وجود دارد، همچنان برخی از تکنیک‌ها در کدزنی می‌تواند بسیار راهگشا باشد. ساده‌ترین راه برای اشکال‌زدایی این است که تغییرها را اندک انجام داده و گام‌به‌گام از صحت اجرای کد، اطمینان حاصل شود. به عنوان مثال اگر آرایه‌ای ۱۰۰ عنصری تخصیص داده شده و در نقطه‌ای فراتر از مرز انتهای آن نوشتن صورت گیرد، حافظه‌ای غیر از حافظه مربوط به آرایه دستکاری می‌گردد. چندین حالت ممکن است رخ دهد. از جمله اینکه:

۱. اقدام به نوشتن در حافظه‌ای فقط خواندنی مانند کد برنامه، صورت پذیرد. در چنین شرایطی خطا رخ داده و نقطه توقف به راحتی در GDB قابل رؤیت خواهد بود.

^۱ C

^۲ Text user interface

۲. در حافظه نوشتنی نامرتب نوشته شده و مشکلی پیش نیاید.
 ۳. در حافظه نوشتنی نامرتب نوشته شود و اجرای برنامه به طرز عجیبی متوقف گردد. به طوری که GDB نقطه نامربوطی را نشان دهد. یعنی تأثیر آن بلافاصله و به طور مستقیم رخ ندهد. در چنین شرایطی استفاده ابتدایی از اشکال‌زدا راحتی راهگشا نخواهد بود. چک کردن اندازه آرایه و احتمال دسترسی به خارج آن در سطح کد، می‌توانست راحت‌تر باشد. البته در برخی موارد به سادگی و یا با تکنیک‌هایی مانند استفاده از Watch، ضبط اجرا و حرکت رو به عقب از حالت نادرست، می‌توان اشکال را یافت^۱. اما تکنیک قبلی بهتر بود.
- بنابراین، استفاده از GDB در کنار دیگر ابزارها و تکنیک‌ها در پروژه‌های این درس توصیه می‌گردد. با توجه به آشنایی اولیه‌ای که با GDB فراهم شده است، می‌توان مزایای آن را برشمرد:
- اشکال‌زدایی کدهای بزرگ و کدهایی که با پیاده‌سازی آن‌ها آشنایی وجود ندارد. ممکن است نیاز باشد یک کد بزرگ را به برنامه اضافه کنید. در این شرایط اشکال‌زدایی اجرای Crash کرده در GDB درک اولیه‌ای از نقطه خرابی ارائه می‌دهد.
 - بررسی مقادیر حالت برنامه، بدون نیاز به قرار دادن دستورهای چاپ مقادیر در کد و کامپایل مجدد آن.
 - بررسی مقادیر حالت سخت‌افزار و برنامه که در سطح کد قابل رؤیت نیستند. به عنوان مثال مقدار یک اشاره‌گر به تابع، مقصد یک تابع کتابخانه‌ای، اطمینان از قرارگیری آدرس متغیر محلی در بازه حافظه پشته، این که اجرا در کدام فایل کد منبع قرار دارد، اطلاع از وضعیت فضای آدرس حین اجرا، مثلاً این که هر کتابخانه در چه آدرسی بوده و در کدام کتابخانه در حال اجرا هستیم و
 - تشخیص اشکال‌های پیچیده مانند این که کدام ریس، یک متغیر را دستکاری نموده یا چرا یک متغیر مقدار نادرستی داشته یا مقداردهی اولیه نشده است. این اشکال‌های با کمک Watch و ضبط و اجرای مجدد رو به جلو/عقب به راحتی قابل تشخیص هستند.

نکات مهم

- برای تحویل پروژه ابتدا یک مخزن خصوصی در سایت GitLab ایجاد نموده و سپس پروژه خود را در آن Push کنید. سپس اکانت UT_OS_TA را با دسترسی Maintainer به مخزن خود اضافه نمایید. کافی است در محل بارگذاری در سایت درس، آدرس مخزن، شناسه آخرین Commit و گزارش پروژه را بارگذاری نمایید.
- به سؤالاتی که در صورت پروژه از شما خواسته شده است پاسخ دهید و آن‌ها را در گزارش کار خود بیاورید.
- همه اعضای گروه باید به پروژه آپلود شده توسط گروه خود مسلط باشند و لزوماً نمره افراد یک گروه با یکدیگر برابر نیست.
- در صورت مشاهده هرگونه مشابهت بین کدها یا گزارش دو گروه، نمره ۰ به هر دو گروه تعلق می‌گیرد.
- سؤالات را در کوتاه‌ترین اندازه ممکن پاسخ دهید.

^۱ GDB در برنامه‌های عادی قادر به ضبط و اجرای رو به عقب برنامه است. همچنین ابزار RR که توسط شرکت موزیلا برای اشکال‌زدایی فایرفاکس ارائه شده است امکان انجام همین عملیات را به صورت قطعی دارد. این قطعیت، در اشکال‌زدایی کدهای همروند و وضعیت مسابقه بسیار کمک‌کننده است.