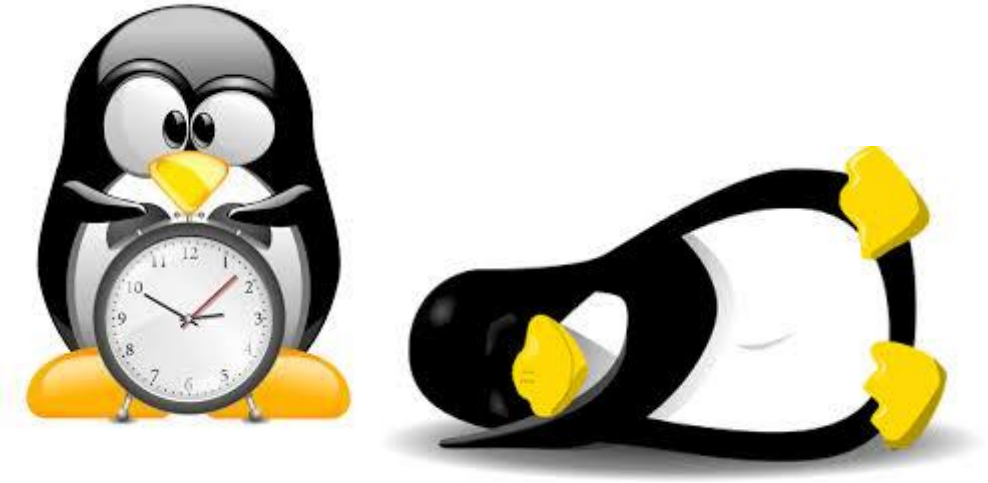
به نام خدا

آزمایشگاه سیستم‌عامل

پروژه‌ی چهارم: زمان‌بندی پردازه‌ها

طراحان: روزبه بستان‌دوست-علی عمرانی



در این پروژه با زمان‌بندی در سیستم‌عامل‌ها آشنا خواهید شد. در این راستا الگوریتم زمان‌بندی xv6 بررسی شده و با ایجاد تغییرهایی در آن الگوریتم زمان‌بندی صف بازخوردی چندسطحی[1] (MFQ) پیاده‌سازی می‌گردد. در انتها توسط فراخوانی‌های سیستمی پیاده‌سازی شده، از صحت عملکرد زمان‌بند اطمینان حاصل خواهد شد.

مقدمه

همان‌طور که در پروژه یک اشاره شد، یکی از مهم‌ترین وظایف سیستم‌عامل، تخصیص منابع سخت‌افزاری به برنامه‌های سطح کاربر است. پردازنده مهم‌ترین این منابع بوده که توسط زمان‌بند[2]

[1] Multilevel Feedback Queue Scheduling
[2] Scheduler

سیستم‌عامل به پردازه‌ها تخصیص داده می‌شود. این جزء سیستم‌عامل، در سطح هسته اجرا شده و به بیان دقیق‌تر، زمان‌بند، ریسه‌های هسته[۳] را زمان‌بندی می‌کند.[۴] دقت شود وظیفه زمان‌بند، زمان‌بندی پردازه‌ها (نه همه کدهای سیستم) از طریق زمان‌بندی ریسه‌های هسته متناظر آن‌ها است. کدهای مربوط به وقفه سخت‌افزاری، تحت کنترل زمان‌بند قرار نمی‌گیرند. اغلب زمان‌بندهای سیستم‌عامل‌ها از نوع کوتاه‌مدت[۵] هستند. زمان‌بندی بر اساس الگوریتم‌های متنوعی صورت می‌پذیرد که در درس با آن‌ها آشنا شده‌اید. یکی از ساده‌ترین الگوریتم‌های زمان‌بندی که در xv6 به کار می‌رود، الگوریتم زمان‌بندی نوبت‌گردشی[۶] (RR) است. الگوریتم زمان‌بندی صف بازخوردی چندسطحی با توجه به انعطاف‌پذیری بالا در بسیاری از سیستم‌عامل‌ها مورد استفاده قرار می‌گیرد. این الگوریتم در هسته لینوکس نیز تا مدتی مورد استفاده بود. زمان‌بند کنونی لینوکس، زمان‌بند کاملاً منصف[۷] (CFS) نامیده می‌شود. در این الگوریتم پردازه‌ها دارای اولویت‌های مختلف بوده و به طور کلی تلاش می‌شود تا جای امکان پردازه‌ها با توجه به اولویتشان سهم متناسبی از پردازنده را در اختیار بگیرند. به طور ساده می‌توان آن را به نوعی نوبت‌گردشی تصور نمود. هر پردازه یک زمان اجرای مجازی[۸] داشته که در هر بار زمان‌بندی، پردازه دارای کمترین زمان اجرای مجازی، اجرا خواهد شد. هر چه اولویت پردازه بالاتر باشد زمان اجرای مجازی آن کندتر افزایش می‌یابد. در جدول زیر الگوریتم‌های زمان‌بندی سیستم‌عامل‌های مختلف نشان داده شده است [Pinkston 2014].

---

[3] Kernel Threads

[۴] ریسه‌های هسته کدهای قابل زمان‌بندی سطح هسته هستند که در نتیجه درخواست برنامه سطح کاربر (در متن پردازه) ایجاد شده و به آن پاسخ می‌دهند. در بسیاری از سیستم‌عامل‌ها از جمله xv6 تناظر یک‌به‌یک میان پردازه‌ها و ریسه‌های هسته وجود دارد.

[5] Short Term

[6] Round Robin

[7] Completely Fair Scheduler

[8] Virtual Runtime

سیستم‌عامل	الگوریتم زمان‌بندی	توضیحات
Windows NT/Vista/7	MFQ	۳۲ صف ۰ تا ۱۵ اولویت عادی ۱۶ تا ۳۱ اولویت بی‌درنگ نرم
Mac OS X	MFQ	چندین صف با ۴ اولویت عادی، پراولویت سیستمی، فقط مد هسته، ریسه‌های بی‌درنگ
FreeBSD/NetBSD	MFQ	بیش از ۲۰۰ صف
Solaris	MFQ	۱۷۰ صف
Linux < 2.4	MFQ	-
2.4 ≤ Linux < 2.6	EPOCH-based	سربار بالا
2.6 ≤ Linux < 2.6.23	O(1) Scheduler	پیچیده و سربار پایین
2.6.23 ≤ Linux	CFS	-
xv6	RR	-

زمان‌بندی در xv6

هسته xv6 از نوع با ورود مجدد[9] و غیرقبضه‌ای[10] است. به این ترتیب اجرای زمان‌بند تنها در نقاط محدودی از اجرا صورت می‌گیرد. به عنوان مثال، چنان‌چه در آزمایش دوم مشاهده شد وقفه‌های قابل چشم‌پوشی[11] قادر به وقفه دادن به یکدیگر نبوده و تنها امکان توقف تله‌های غیروقفه را دارند. هم‌چنین تله‌های غیروقفه نیز قادر به توقف یکدیگر نیستند. به طور دقیق‌تر زمان‌بندی تنها در زمان‌های محدودی ممکن است: ۱) هنگام وقفه تایمر و ۲) هنگام رهاسازی داوطلبانه شامل به خواب رفتن یا خروج توسط فراخوانی exit(). به خواب رفتن و فراخواندن exit() می‌تواند دلایل مختلفی داشته باشد. مثلاً یک پردازه می‌تواند به طور داوطلبانه از طریق فراخوانی سیستمی sys_exit()، تابع exit() را فراخوانی نماید. هم‌چنین پردازه بدرفتار، هنگام مدیریت تله به طور داوطلبانه! مجبور به فراخوانی exit() خواهد شد (خط ۳۶۴۹). همه این حالات در نهایت منجر به فراخوانی تابع sched() (۲۸۰۷) و به دنبال آن اجرای تابع زمان‌بندی یا scheduler() می‌گردند (خط ۲۷۵۷).

۱) چرا فراخوانی sched() منجر به فراخوانی scheduler() می‌شود؟ (منظور، توضیح شیوه اجرای فرایند است.)

زمان‌بندی

همان‌طور که پیش‌تر ذکر شد، زمان‌بند xv6 از نوع نوبت‌گردشی است. به عبارت دیگر هر پردازه دارای یک برش زمانی[12] بوده که حداکثر زمانی است که قادر به نگه‌داری پردازنده در یک اجرای پیوسته می‌باشد. این زمان برابر یک تیک تایمر (حدود ۱۰ میلی‌ثانیه) می‌باشد.[13] با وقوع وقفه تایمر که در هر

[9] Reentrant
[10] Nonpreemptive
[11] Maskable Interrupts
[12] Time Slice

[13] تنظیمات تایمر هنگام بوت صورت می‌پذیرد.

تیک رخ می‌دهد تابع yield() فراخوانی شده (خط ۳۴۷۵) و از اتمام برش زمانی پردازه جاری خبر خواهد داد.

زمان‌بندی توسط تابع scheduler() صورت می‌پذیرد. این تابع از یک حلقه تشکیل شده که در هر بار اجرا با مراجعه به صف پردازه‌ها یکی از آن‌ها که قابل اجرا است را انتخاب نموده و پردازنده را جهت اجرا در اختیار آن قرار می‌دهد (خط ۲۷۸۱).

۲) صف پردازه‌هایی که تنها منبعی که برای اجرا کم دارند پردازنده است، صف آماده[14] یا صف اجرا[15] نام دارد. در xv6 صف آماده مجزا وجود نداشته و از صف پردازه‌ها بدین منظور استفاده می‌گردد. در زمان‌بند کاملاً منصف در لینوکس، صف اجرا چه ساختاری دارد؟

۴) همان‌طور که در پروژه یک مشاهده شد، هر هسته پردازنده در xv6 یک زمان‌بند دارد. در لینوکس نیز به همین‌گونه است. این دو سیستم‌عامل را از منظر مشترک یا مجزا بودن صف‌های زمان‌بندی بررسی نمایید.

۵) در هر اجرای حلقه ابتدا برای مدتی وقفه فعال می‌گردد. علت چیست؟ آیا در سیستم تک‌هسته‌ای به آن نیاز است؟

۶) تابع معادل scheduler() را در هسته لینوکس بیابید. جهت حفظ اعتبار اطلاعات جدول پردازه‌ها، از قفل‌گذاری استفاده می‌شود. این قفل در لینوکس چه نام دارد؟

تعویض متن

پس از انتخاب یک پردازه جهت اجرا، توابع switchuvm() و switchkvm() حالت حافظه پردازه را به حالت جاری حافظه سیستم تبدیل می‌کنند. در میان این دو عمل، حالت پردازنده نیز توسط تابع swtch() از حالت (محتوای ساختار context (خط ۲۳۲۶) که ساختار اجرایی در هسته است)

14 Ready Queue
15 Run Queue

مربوط به زمان‌بند (کد مدیریت‌کننده سیستم در آزمایش یک که خود به نوعی ریسه هسته بدون پردازه متناظر در سطح کاربر است) به حالت پردازه برگزیده، تغییر می‌کند. تابع swtch() (خط۳۰۵۷) دارای دو پارامتر old و new می‌باشد. ساختار بخش مرتبط پشته هنگام فراخوانی این تابع در شکل زیر نشان داده شده است.

esp + 8	new
esp + 4	old
esp	ret addr

بخش مرتبط ساختار پشته پیش و پس از تغییر اشاره‌گر پشته (خط ۳۰۷۰) به ترتیب در نیمه چپ و راست شکل زیر نشان داده شده است.

	new
	old
	ret addr
	ebp
	ebx
	esi
esp	edi

	new'
	old'
	ret addr’
	ebp’
	ebx’
	esi’
esp'	edi'

اشاره‌گر به اشاره‌گر به متن ریسه هسته قبلی در old، متن ریسه هسته قبلی در پنج ثبات بالای پشته سمت چپ و اشاره‌گر به متن ریسه هسته جدید در new قرار دارد. اشاره‌گر به اشاره‌گر به متن ریسه هسته جدید در old’، متن ریسه هسته جدید در پنج ثبات بالای پشته سمت راست و اشاره‌گر به متن ریسه هسته‌ای که قبلاً این ریسه هسته جدید به آن تعویض‌متن کرده بود، در new’ قرار دارد. متن

ریسه هسته جدید از پشته سمت راست به پردازنده منتقل شده (خطوط ۳۰۷۳ تا ۳۰۷۷) و نهایتاً پردازه سطح کاربر اجرا خواهد شد.

زمان‌بندی بازخوردی چندسطحی

در این زمان‌بند، پردازه‌ها با توجه به اولویتی که دارند در سطوح مختلف قرار می‌گیرند که در این پروژه فرض شده است که سه سطح و متعاقباً سه اولویت وجود دارد. پردازه‌هایی مثلاً معادل با پردازه‌های ویرایش متن به طور پیش‌فرض دارای کمترین اولویت (اولویت ۳) هستند. شما برای آزمودن زمان‌بند خود باید فراخوانی سیستمی را پیاده کنید که بتواند اولویت پردازه‌ها را تغییر دهد تا قادر به جابه‌جا کردن پردازه ها در سطوح مختلف و اعمال الگوریتم‌های مختلف زمان‌بندی در هر سطح باشید. همان‌طور که گفته شد زمان‌بندی که توسط شما پیاده سازی می‌شود دارای سه سطح می‌باشد که در سطح یک الگوریتم زمان‌بندی بخت‌آزمایی[۱۶]، در سطح دو الگوریتم زمان‌بندی FCFS و در سطح سه الگوریتم زمان‌بندی مبتنی بر اولویت[۱۷] را باید اعمال کنید. لازم به ذکر است که میان سطوح، اولویت وجود دارد. به این صورت که ابتدا تمام پردازه های سطح یک، سپس پردازه‌های سطح دو و در انتها پردازه‌های سطح سه اجرا خواهند شد و شما با فراخوانی سیستمی که پیاده‌سازی می‌کنید می‌توانید سطح پردازه‌ها را تغییر دهید.

زمان‌بند بخت‌آزمایی

این زمان‌بند بر پایه تخصیص منابع به پردازه‌ها به صورت تصادفی می‌باشد. ولی هر پردازه با توجه به تعداد بلیت شانش که دارد احتمال انتخاب شدنش به عنوان پردازه بعدی برای اجرا مشخص می‌شود. انتخاب پردازه برای اجرا توسط زمان‌بند پردازنده به این صورت می‌باشد که هر پردازه تعدادی بلیت شانس دارد و پردازنده به صورت تصادفی یک بلیت را انتخاب نموده و پردازه صاحب آن بلیت، اجرا خواهد شد. هنگامی که اجرای

[16] Lottery
[17] Priority Scheduling

این پردازه توسط عواملی چون اتمام برش زمانی، مسدود شدن جهت عملیات ورودی/خروجی و ... به پایان رسید، روند مذکور تکرار خواهد شد.

هر بلیت معادل یک عدد طبیعی بوده و هر پردازه می‌تواند بازه‌ای از اعداد را به عنوان بلیت‌های شانس خود داشته باشد. زمان‌بند پردازه‌ها با تولید عددی تصادفی در بازه کل این اعداد، یک بلیت و متناظر با آن یک پردازه را برای اجرا انتخاب می‌کند. به عنوان مثال دو پردازه A و B داریم و A دارای ۶۰ بلیت شانس (بلیت‌های شماره ۱ تا ۶۰) و B دارای ۴۰ بلیت شانس (بلیت‌های شماره ۶۱ تا ۱۰۰) می‌باشد. زمان‌بند در هر مرحله، عددی تصادفی بین ۱ تا ۱۰۰ را انتخاب نموده و اگر عدد انتخاب شده بین ۱ تا ۶۰ باشد، پردازه A و در غیر این‌صورت پردازه B انتخاب می‌گردد. در شکل زیر مثالی از ۱۰ مرحله انتخابی توسط زمان‌بند پردازنده نشان داده شده است.

```
Ticket number -  73 82 23 45 32 87 49 39 12 09.
Resulting Schedule -  B  B  A  A  A  B  A  A  A  A.
```

زمان‌بند FCFS

با نحوه عملکرد الگوریتم FCFS در کلاس درس آشنا شده‌اید. نکته قابل توجه در این الگوریتم، زمان ایجاد هر پردازه می‌باشد. باید با تغییر در ساختار فایل‌های مربوط به پردازه (proc.c و proc.h) زمان ایجاد هر پردازه را برای پیاده‌سازی FCFS داشته باشید (به این صورت که در صف دوم که این الگوریتم بر روی آن اجرا می‌شود، پردازه‌ای زودتر اجرا خواهد شد که زمان ایجاد آن زودتر باشد.).

زمان‌بند مبتنی بر اولویت

در صف سوم، پردازه‌ها بر اساس اولویت اجرا خواهند شد. هرچه عدد اولویت پردازه کمتر باشد، اولویت آن بیشتر بوده و باید در این صف زودتر از سایر پردازه ها اجرا شود (به عنوان مثال پردازه‌ای با اولویت پنج از پردازه با اولویت شش زودتر اجرا خواهد شد.).

فراخوانی‌های سیستمی مورد نیاز

۱) پس از ایجاد پردازه‌ها (به تعداد لازم) باید با نوشتن یک فراخوانی سیستمی مناسب مشخص کنید که هر پردازه مربوط به کدام صف از سه صفی که پیاده‌سازی کرده‌اید تعلق دارد. هم‌چنین باید بتوان یک پردازه را از یک صف به صف دیگری انتقال داد.

۲) پردازه‌هایی که در صف سوم قرار دارند، باید دارای یک بخش به نام اولویت هم باشند تا ترتیب اجرای پردازه‌ها در این صف مشخص گردد. بنابراین باید یک فراخوانی سیستمی پیاده‌سازی کنید که به این پردازه‌ها اولویت مختص خودشان را نسبت دهد.

۳) باید به هرکدام از پردازه‌هایی که در صف اول قرار دارند تعدادی بلیت اختصاص دهید تا الگوریتم بخت‌آزمایی قابل اجرا باشد. بنابراین باید یک فراخوان سیستمی پیاده‌سازی کنید که به پردازه‌های صف اول، بلیت مربوطه را تخصیص دهد.

۴) برای اینکه برنامه شما قابل تست باشد باید یک فراخوانی سیستمی پیاده‌سازی کنید که لیست تمام پردازه‌ها را چاپ نموده و در هر سطر این لیست باید نام پردازه، شماره پردازه، وضعیت، شماره صف، اولویت (مربوط به پردازه‌های صف سوم)، تعداد بلیت (مربوط به پردازه‌های صف اول) و زمان ایجاد آن گنجانده شود. یک مثال تقریباً کامل در شکل زیر نشان داده شده است.

```
name      pid     state           priority        createTime
-------------------------------------------------------------
init      1       SLEEPING        2               16
 sh       2       SLEEPING        2               56
 ps       48      RUNNING         2               20736
 foo      15      SLEEPING        2               9423
 foo      16      RUNNING         10              9423
```

آشنایی با نحوه محاسبه زمان در xv6

همان‌طور که در بخش مربوط به زمان‌بندی FCFS اشاره شد، شما نیاز به محاسبه زمان ایجاد هر پردازه دارید. در این بخش مستقل از pid پردازه‌های ایجاد شده، یک شمارنده خودافزون پیاده‌سازی کنید که با ایجاد هر پردازه، مقدار فعلی شمارنده به این پردازه تخصیص یابد. سپس مقدار شمارنده یک واحد افزایش یافته و این روند در حین ایجاد هر پردازه تکرار می‌شود. در انتها با توجه به داده‌های ذخیره شده، به کمک ابزاری مانند matplotlib در Python (یا هر ابزار مناسب دیگر) نموداری رسم کنید که محور x آن شماره پردازه و محور y آن زمان ایجاد پردازه است. این نمودار را در گزارش خود بیاورید و آن را تحلیل نمایید.
(توصیه می‌شود قبل از پیاده سازی FCFS این بخش را انجام دهید تا با سازوکار زمان و محاسبه آن در xv6 آشنا شوید.).

سایر نکات

- فقط فایل‌های تغییریافته و یا افزوده شده را به صورت zip بارگذاری نمایید.
- پاسخ تمامی سؤالات را در کوتاه‌ترین اندازه ممکن در گزارش خود بیاورید.
- همه افراد باید به پروژه مسلط باشند و نمره تمامی اعضای گروه لزوماً یکسان نخواهد بود.
- در صورت مشاهده هرگونه شباهت بین کدها یا گزارش دو گروه، به هر دو گروه نمره ۰ تعلق می‌گیرد.
- فصل ۵ کتاب xv6 می‌تواند مفید باشد.
- هر گونه سؤال در مورد پروژه را فقط از طریق فروم درس مطرح نمایید.

موفق باشید

مراجع

Donald H. Pinkston. 2014. Caltech Operating Systems Slides. (2014).