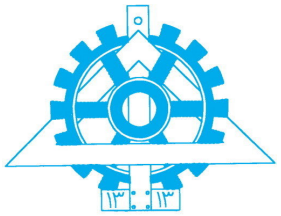
آزمایشگاه سیستم‌عامل

پروژه سوم: زمان‌بندی پردازه‌ها



دانشکده مهندسی برق و کامپیوتر

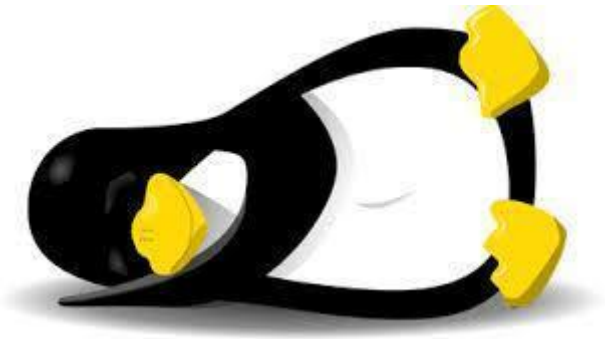
استاد:

دکتر مهدی کارگهی

سیستم‌های عامل - بهار ۱۴۰۳

مسئولان تمرین:

امیر فراهانی، **سینا طبسی**



در این پروژه با زمان‌بندی در سیستم‌عامل‌ها آشنا خواهید شد. در این راستا در ابتدا الگوریتم زمان‌بندی سیستم عامل xv6 بررسی شده و با ایجاد تغییراتی در آن الگوریتم، زمان‌بندی صف بازخوردی چند سطحی[1] (MFQ) پیاده‌سازی می‌گردد. هم‌چنین نحوه استفاده از فاکتور زمان در این سیستم‌عامل بررسی می‌گردد. در انتهای پروژه، با فراخوانی‌های سیستمی پیاده‌سازی شده، از صحت عملکرد زمان‌بند اطمینان حاصل خواهد شد.

[1] Multilevel Feedback Queue Scheduling

مقدمه:

همان‌طور که در پروژه اول اشاره شد، یکی از مهم‌ترین وظایف سیستم‌عامل ها، تخصیص منابع سخت‌افزاری به برنامه‌های سطح کاربر است. در این امر، پردازنده مهم‌ترین منبع از این منابع بوده که توسط زمان‌بند[2] سیستم‌عامل به پردازه‌ها تخصیص داده می‌شود. این بخش از سیستم‌عامل، در سطح هسته اجرا شده و به بیان دقیق‌تر، زمان‌بند ریسه‌های هسته[3] را زمان‌بندی می‌کند.[4]

دقت شود وظیفه زمان‌بند، زمان‌بندی پردازه‌ها (و نه همه کدهای سیستم) از طریق زمان‌بندی ریسه‌های هسته متناظر با آن‌ها است. کدهای مربوط به وقفه سخت‌افزاری، تحت کنترل زمان‌بند قرار نمی‌گیرند. اغلب زمان‌بندهای سیستم‌عامل‌ها از نوع کوتاه‌مدت[5] 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[6] (RR) است. الگوریتم زمان‌بندی صف بازخوردی چند سطحی 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[7] (CFS) نامیده می‌شود. در این الگوریتم، پردازه‌ها دارای اولویت‌های مختلف هستند و به طور کلی تلاش می‌شود که تا جای امکان پردازه‌ها با توجه به اولویتشان برای اجرا، سهم متناسبی از پردازنده را در اختیار بگیرند. به طور ساده تر می‌توان آن را به نوعی زمان‌بند نوبت‌گردشی تصور نمود. هر پردازه یک زمان اجرای مجازی[8] دارد که در هر بار زمان‌بندی، پردازه دارای کمترین زمان اجرای مجازی، اجرا خواهد شد. هر چه اولویت پردازه بالاتر باشد زمان اجرای مجازی آن به صورت کندتر افزایش می‌یابد. در جدول زیر الگوریتم‌های زمان‌بندی سیستم‌عامل‌های مختلف نشان داده شده است [2].

---

[2] Scheduler

[3] Kernel Threads

[4] ریسه‌های هسته در واقع، کدهای قابل زمان‌بندی در سطح هسته هستند که در نتیجه درخواست برنامه سطح کاربر (در متن پردازه) ایجاد شده و به آن پاسخ داده می شود. 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	-
$2.4 \leq$ Linux $<$ 2.6	EPOCH-based	سربار بالا
$2.6 \leq$ Linux $<$ 2.6.23	Scheduler O(1)	پیچیده و سربار پایین
$2.6.23 \leq$ 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 غیر وقفه را دارند. هم‌چنین تله‌های غیر وقفه نیز قادر به توقف یکدیگر نیستند. به طور دقیق‌تر زمان‌بندی، تنها در زمان‌های محدودی ممکن است:

- هنگام وقفه تایمر
- هنگام رهاسازی داوطلبانه که شامل به خواب رفتن پردازه یا خروج توسط فراخوانی exit() است.

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 بد رفتار، هنگام مدیریت تله به طور داوطلبانه! مجبور به فراخوانی exit() خواهد شد (خط ۳۴۶۹). همه این حالات در نهایت منجر به فراخوانی تابع sched()، (خط ۲۸۰۷) و به دنبال آن اجرای تابع زمان‌بندی یا scheduler() می‌گردند (خط ۲۷۵۷).

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

[9] Reentrant

[10] Non Preemptive

[11] Maskable Interrupts

زمان‌بندی:

همان‌طور که پیش‌تر ذکر شد، زمان‌بند xv6 از نوع نوبت‌گردشی است. به عبارت دیگر هر پردازه دارای یک برش زمانی[12] بوده که این برش، 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 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؟

۳) همان‌طور که در پروژه اول 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. و یک مزیت و یک نقص صف مشترک نسبت به صف مجزا را بیان کنید.

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

۵) وقفه‌ها اولویت بالاتری نسبت به پردازه‌ها دارند. به طور کلی مدیریت وقفه‌ها در لینوکس در دو سطح صورت می‌گیرد. آن‌ها را نام برده و به اختصار توضیح دهید.

---

[12] Time Slice

[13] تنظیمات تایمر هنگام بوت صورت می‌پذیرد.

[14] Ready Queue

[15] Run Queue

اولویت این دو سطح مدیریت نسبت به هم و نسبت به پردازه‌ها چگونه است؟

مدیریت وقفه‌ها در صورتی که بیش از حد زمان‌بر شود، می‌تواند منجر به گرسنگی پردازه‌ها گردد. این می‌تواند به خصوص در سیستم‌های بی‌درنگ[16] مشکل‌ساز باشد. چگونه این مشکل حل شده است؟

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) مربوط به زمان‌بند (کد مدیریت‌کننده سیستم در آزمایش اول، که خود به نوعی ریسه هسته بدون پردازه متناظر در سطح کاربر است) به حالت پردازه برگزیده، تغییر می‌کند. تابع swtch() (خط ۳۰۵۸) 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 با ساختار پشته، قبل و پس از تغییر اشاره‌گر پشته (خط ۳۰۷۱) به ترتیب در نیمه چپ و راست شکل زیر نشان داده شده است.

[16] Realtime Systems

esp	new
	old
	ret addr
	ebp
	ebx
	esi
	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[17] کرده بود، در 'new قرار دارد. متن ریسه هسته جدید از پشته سمت راست به پردازنده منتقل شده (خطوط ۳۰۷۴ تا ۳۰۷۸) و نهایتاً پردازه سطح کاربر اجرا خواهد شد.

زمان‌بندی بازخوردی چند سطحی:

در این زمان‌بند، پردازه ها 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. شما برای آزمودن زمان‌بند خود باید فراخوانی سیستمی ای را پیاده‌سازی کنید که بتواند پردازه را بین سطوح مختلف جابجا کرده تا قادر به اعمال الگوریتم های مختلف در هر صف باشید. همانطور که گفته شد زمان‌بندی که توسط شما پیاده‌سازی می‌شود دارای سه سطح می‌باشد که لازم است در سطح یک الگوریتم زمان‌بندی نوبت گردشی[18]، در سطح دوم الگوریتم زمان‌بندی اولین ورود-اولین رسیدگی[19] و در سطح سوم الگوریتم زمانبندی اول کوتاه ترین کار[20] و در سطح چهارم الگوریتم زمانبندی کاملا منصفانه[21] را اعمال کنید. لازم به ذکر است که میان سطوح، اولویت وجود دارد؛ به این صورت که ابتدا تمام پردازه های سطح اول، سپس در صورت خالی بودن سطح اول، تمام پردازه‌های سطح دوم و در صورت خالی بودن هر دو سطح قبل، تمام پردازه‌های سطح سوم و در صورت خالی بودن هر سه سطح قبل، تمام پردازه‌های سطح چهارم اجرا خواهند شدو شما با فراخوانی سیستمی ای که پیاده‌سازی می‌کنید می‌توانید سطح پردازه‌ها را تغییر دهید.همچنین زمان‌بند پیاده‌سازی شده توسط شما باید دارای قابلیت Aging بوده و اگر پردازه‌ای بیشتر از زمانی معین اجرا نشود، آن پردازه را به سطح اول منتقل کند.

سازوکار افزایش سن:

[17] Context Switch

[18] Round Robin

[19] First Come First Serve

[20] Shortest First Job

[21] Completely Fair Scheduler

همانطور که در کلاس درس فرا گرفتید، برای جلوگیری از گرسنگی[22]، می‌توان از مکانیزم افزایش سن[23] بهره برد. بدین صورت که اولویت پردازه‌هایی که مدت زیادی صبر کردند و پردازنده به آن‌ها اختصاص نیافته، به مرور افزایش می‌یابد. در زمان‌بندی که پیاده‌سازی می‌کنید پردازه‌ها را به طور پیش‌فرض در صف دوم قرار دهید و در صورتی که پردازه‌ای ۸۰۰۰ سیکل منتظر مانده باشد، آن را به صف اول منتقل کنید. در صورت بازانتقال این پردازه به صف های دیگر، رصد کردن تعداد سیکل اجرا نشده پردازه را از ابتدا از سر بگیرید.

- **سطح اول: زمان‌بند نوبت گردشی**

در این زمان‌بند یک واحد زمانی کوچک به نام برش زمانی یا کوانتوم زمانی[24] داریم. در این زمان‌بند صف پردازه‌های آماده اجرا را به صورت یک صف حلقوی در نظر می‌گیریم. بر اساس این زمان بند، به صورت چرخشی پردازنده به پردازه‌ها برای بازه زمانی حداکثر یک کوانتوم زمانی اختصاص می‌یابد.

به عبارت دیگر زمان‌بند، پردازه موجود در ابتدای صف را انتخاب نموده و یک تایمر برای پردازنده تنظیم می‌کند که پس از یک کوانتوم زمانی، پردازنده در اختیار پردازه دیگر قرار گیرد. پردازه‌ها در این نوع زمان‌بند به دو صورت عمل می‌کنند:

- حالت اول زمانی است که زمان مورد نیاز پردازه کمتر یا مساوی یک کوانتوم زمانی است؛ در این حالت پردازه به‌صورت داوطلبانه پردازنده را رها می کند. پس از آن پردازنده، پردازه بعدی که در ابتدای صف قرار دارد را انتخاب می‌نماید.
- حالت دوم، حالتی که زمان مورد نیاز پردازه بیشتر از یک کوانتوم زمانی است؛ در این حالت تایمر خاموش شده و منجر به وقفه در اجرا می‌گردد. سپس تعویض‌متن رخ داده و پردازه در انتهای صف اجرا قرار می گیرد. پس از آن، پردازنده پردازه ابتدای صف اجرا را انتخاب می‌کند.

[22] Starvation

[23] Aging

[24] Time Quantum

نکته‌ای که باید در پیاده‌سازی این الگوریتم رعایت شود این است که پردازه‌ها به ترتیب ورود به صف، اجرا خواهند شد و پردازه جدید، به انتهای زنجیره پردازه‌های منتظر اجرا افزوده می‌شود.

❖ **نکته:** برای پیاده‌سازی این الگوریتم می‌توانید از الگوریتم RR دیفالت xv6 استفاده کنید و نیازی به پیاده‌سازی کامل و جدید الگوریتم زمان‌بند نوبت گردشی نمی‌باشد.

- **سطح دوم: زمان‌بند اولین ورود-اولین رسیدگی (FCFS)**

با نحوه عملکرد FCFS در کلاس درس آشنا شده‌اید. در این زمان‌بند، پردازه‌ای که اول می‌آید، ابتدا اجرا می‌شود و پردازه بعدی (به ترتیب ورود به آخر صف) تنها پس از اجرای کامل قبلی شروع می‌شود.

نکته قابل توجه در این الگوریتم زمان ایجاد هر پردازه می‌باشد. لازم است تا با تغییر در ساختار فایل های مربوط به پردازه (proc.c, proc.h) زمان ایجاد هر پردازه را در اختیار داشته باشید.

- **سطح سوم: ; زمان‌بند اول کوتاه‌ترین کار (SFJ)**

در این زمان‌بند پردازه با کوتاه‌ترین زمان پردازش مورد انتظار به عنوان پردازه بعدی برای اجرا انتخاب می‌شود. این الگوریتم به منظور به حداقل رساندن میانگین زمان انتظار پردازه‌ها و همچنین زمان چرخش آن‌ها مورد استفاده قرار می‌گیرد.

بنابراین لازم است برای هر پردازه میانگین زمان مورد انتظار برای اجرا را مشخص نمایید تا بتوان با استفاده از SFJ پردازه بعدی برای اجرا را مشخص نمود. به این منظور لازم است که پردازه‌ها براساس زمان مورد انتظار اجرا در یک صف اولویت[25] قرار بگیرند و با ساختار داده مناسب بتوان کمترین آن‌ها را انتخاب نمود (پیشنهاد می‌شود از الگوریتم insertion sort برای پیاده سازی این صف اولویت استفاده شود).

- **سطح چهارم: ; زمان‌بندی کاملا منصفانه (CFS)**

در این زمان‌بند به هر پردازه کوانتوم زمانی‌های مساوی اختصاص داده می‌شود تا در این مدت CPU به آن پردازه تخصیص داده شود. چرخه اختصاص CPU به پردازه‌ها تا زمانی ادامه دارد که کار پردازه با CPU تمام شود.

[25] Priority Queue

برای مثال در ابتدا 4 پردازه در انتظار تخصیص CPU داریم و کوانتوم زمانی اولیه تعیین شده 8 ثانیه می‌باشد. طبق این الگوریتم، به هر پردازه کوانتوم زمانی 2 ثانیه برای تخصیص CPU داده می‌شود.حال اگر کار دوتا از پردازه‌ها با CPU تمام بشود، به هر یک از پردازه‌های باقی مانده کوانتوم زمانی 4 ثانیه برای تخصیص داده می‌شود. هدف این الگوریتم تحقق این موضوع می‌باشد که همه پردازه‌ها در طول زمان، صرف نظر از اولویت یا رفتارشان، سهم عادلانه ای از زمان CPU را دریافت نمایند.

بنابراین لازم است هر پردازه در یک صف اولویت[26] قرار گرفته شود و به نوبت کوانتوم زمانی‌ها مناسب به آنها اختصاص داده شود. توجه داشته باشید که این کوانتوم زمانی براساس تعداد پردازه‌ها در انتظار CPU متغیر خواهد بود. در نتیجه باید کوانتوم های زمانی و ساختار داده مناسب برای ذخیره پردازه‌ها در طول اجرا ایجاد شود.

❖ **نکته:** پارامترهای جدیدی که برای الگوریتم‌های مختلف زمان‌بندی به پردازه اضافه می‌کنید و هنگام ایجاد پردازه، آن‌ها را مقداردهی می‌کنید، باید به گونه‌ای مقداردهی شوند که به پردازه هایی که exec می‌شوند، مانند پردازه‌هایی که توسط پوسته[27] ساخته و اجرا می‌شوند به سایر پردازه‌ها که تنها fork می‌شوند و exec نمی‌شوند اولویت داده‌شود تا پوسته شما قفل نشود.

فراخوانی‌های سیستمی مورد نیاز:

1. **تغییر صف پردازه:** پس از ایجاد پردازه‌ها (به تعداد لازم)، باید با نوشتن یک فراخوانی سیستمی مناسب مشخص کنید که هر پردازه مربوط به کدام صف از چهار صفی که پیاده‌سازی کرده‌اید، تعلق دارد. هم‌چنین باید بتوان یک پردازه را از یک صف به صف دیگری انتقال داد. این فراخوانی سیستمی، PID پردازه و شماره صف مقصد را به عنوان ورودی دریافت می‌کند و صف پردازه را تعیین می کند یا تغییر می دهد.
2. **مقدار دهی پارامتر SJF:** باید به هر کدام از پردازه هایی که در صف اولویت قرار دارند زمان مورد انتظار اجرا اختصاص دهید تا الگوریتم SJF قابل اجرا باشد. بنابراین باید یک فراخوان سیستمی

[26] Priority Queue
[27] Shell

پیاده‌سازی کنید که به پردازه‌های صف اولویت، زمان مورد انتظار اجرا را تخصیص دهد. ورودی، PID پردازه مورد نظر و زمان مورد نظر اجرا آن خواهد بود.

3. **چاپ اطلاعات:** برای اینکه برنامه شما قابل آزمودن 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، زمان ورود و باقب اطلاعات در آن گنجانده شود. یک مثال در شکل زیر نشان داده شده است. توجه کنید **در صورتی که تمامی مقادیر فوق چاپ نشود، نمره کسر می‌گردد.**

Process_Name	PID	State	Queue	Cycle	Arrival	Priority	R_Prty	R_Arvl	R_Exec	R_Size	Rank
init	1	sleeping	1	1	0	3	1	1	1	1	12292
sh	2	sleeping	1	2	5	3	1	1	1	1	16394
foo	5	runnable	2	44	369	3	1	1	1	1	12704
foo	4	sleeping	2	0	368	3	1	1	1	1	12659
foo	6	sleeping	2	44	369	3	1	1	1	1	12704
foo	7	sleeping	2	44	369	3	1	1	1	1	12704
foo	8	sleeping	2	44	369	3	1	1	1	1	12704
foo	9	runnable	2	44	369	3	1	1	1	1	12704
schedule	10	running	2	1	812	3	1	1	1	1	17200

جهت حصول اطمینان از زمان‌بند خود، یک برنامه سطح کاربر با نام foo بنویسید که تعدادی پردازه در آن ساخته شده و پردازه‌ها عملیات پردازشی[28] انجام دهند؛ تا فرصت بررسی عملکرد زمان‌بند وجود داشته باشد. می‌توان این برنامه را با اجرای دستور زیر در پس‌زمینه اجرا نموده و در این حین، توسط فراخوانی سیستمی چاپ اطلاعات از نحوه عملکرد آن مطلع شد.

```
foo&
```

توجه کنید که در برنامه foo فراخوانی سیستمی صدا نمی‌شود. **فراخوانی‌های سیستمی فوق را به صورت برنامه سطح کاربری در بیاورید که بتوان آن را به صورت مستقیم از پوسته فراخوانی کرده** و آرگومان ها را به آن ارسال نمود.

[28] CPU Intensive

سایر نکات:

- کدهای خود را مشابه پروژههای پیشین در Gitlab بارگذاری نموده و آدرس مخزن، شناسه آخرین Commit و گزارش پروژه را در سایت درس بارگذاری نمایید.
- پاسخ تمامی سوالات 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 0 تعلق می‌گیرد.
- فصل پنجم کتاب xv6 می‌تواند مفید باشد.
- بهتر است هرگونه سوال در مورد پروژه را از طریق فروم درس مطرح نمایید.

موفق باشید.

مراجع:

[1] Mohammed A F Al-Husainy. 2007. Best-job-first CPU scheduling algorithm. *Inf. Technol. J.* 6, 2 (2007), 288–293. Retrieved from https://scialert.net/fulltext/?doi=itj.2007.288.293

[2] Donald H. Pinkston. 2014. Caltech Operating Systems Slides.