

کتاب کوچک سما فورہا

آلن بی. دونی

مترجمین:

سید محمد جواد رضویان، سید علی آل طہ و محمد مہدی قاسمی نیا

نسخہ ۲/۲/۱

کتاب کوچک سمافورها

ویرایش دوم

نسخه ۲/۲/۱

حق نشر ۲۰۱۶ آلن بی. دونی

کپی، توزیع و/یا تغییر این سند تحت لایسنس زیر مجاز است:

Creative Commons Attribution-NonCommercial-ShareAlike 4.0 International

(CC BY-NC-SA 4.0) <http://creativecommons.org/licenses/by-nc-sa/4.0>

فرم اصلی این کتاب یک سورس کد لاتک است. کامپایل این سورس لاتک سبب تولید یک نمایش کتاب بدون وابستگی به دستگاه خواهد شد که می تواند به دیگر فرمت ها تبدیل و چاپ گردد.

این کتاب توسط نویسنده با کمک لاتک، dvips و ps2pdf که همگی برنامه های کد باز هستند تایپ شده است. سورس لاتک این کتاب در آدرس <http://greenteapress.com/semaphores> موجود است.^۱

^۱ در ترجمه این کتاب از زی لاتک و بسته زی پرشین استفاده شده است.

پیشگفتار

غالب کتاب‌های درسی سیستم‌های عامل در دوره کارشناسی بخشی در همگام سازی دارند که به طور معمول شامل معرفی اجزای اولیه‌ای (موتکس، سمافور، ناظر و متغیرهای شرطی) و مسائل کلاسیک مثل خواننده نویسنده و تولیدکننده مصرف کننده. وقتی که من در برکلی کلاسی سیستم عامل را داشتم، و در کالج کالیفرنیای جنوبی این درس را تدریس کردم، به این نتیجه رسیدم که بیشتر دانشجویان قادر به درک راه حل ارائه شده برای اینگونه مسائل هستند، اما تنها برخی از این دانشجویان توانایی [ارائه چنین راه حل‌هایی] [ارائه همان راه حل‌ها] و حل مسائل مشابه را دارند.

یکی از دلایلی که دانشجویان نمی‌توانند به طور عمیق این قبیل مسائل را بفهمند، این است که وقت و تلاش بیشتری می‌برند از آنچه‌ای که کلاس‌ها در اختیارشان می‌گذارد. همگام‌سازی یکی از مازول‌هایی است که نسبت به دیگر مازول‌ها وقت بیشتری نیاز دارد. و من مطمئن نیستم که بتوانم برای این منظور دلایلی را شرح دهم، منتها من فکر می‌کنم که سمافورها یکی از چالشی‌ترین، جالب‌ترین و سرگرمی‌ترین بخش‌های سیستم عامل می‌باشد. با هدف شناساندن اصطلاحات والگوهای همگام‌سازی به گونه‌ای که به صورت مستقل قابل درک باشد و بتوان از آنها برای حل مسائل پیچیده استفاده نمود، اولین ویرایش این کتاب نوشتم. نوشتن کدهمگام‌سازی چالش‌های مختص به خود را دارد زیرا که با افزایش تعداد اجزا و تعداد تعاملات به طور غیر قابل کنترل افزایش می‌یابد.

با این وجود در بین راه حل‌هایی که دیدم، الگوهای یافتن و حداقل برخی راه‌یافت‌های روشمند درست برای ترکیب راه حل‌ها رسیدم. شانس این را داشتم که در زمانی که در کالج ویلسلی بودم، این کتاب را به همراه کتاب درسی استاندارد استفاده کردم و در زمان تدریس درس مبحث همگام‌سازی را به شکل موازی با درس تدریس می‌کردم. هر هفته به دانشجویان چند صفحه از کتاب را می‌دادم که با یک معما تمام می‌شد و گاهی اوقات به راهنمایی مختصر. و به آنها توصیه می‌کردم که به راهنمایی نگاه نکنند مگر اینکه گیر افتاده باشند. و همچنین ابزارهایی برای تست راه حل‌ها دادم، به تخته مغناطیسی کوچک که می‌تونستن کدهاشون رو بنویسند و یک بسته آهتر برای نمایش تردهای در حال اجرا.

نتیجه بسیار چشمگیر بود، هر چه زمان بیشتری در اختیار دانشجویان می گذاشتم، عمق فهمشون بیشتر می شد، مهتر اینکه غالبشون قادر به حل بیشتر معماها بودند، و در برخی حالات همان راه حل های کلاسیک را می یافتند و یا راه حل جدیدی را ایجاد می کردند. وقتی که رفتم کالج گام بعدی را با ایجاد کلاس فوق برنامه همگام سازی برداشتم، که در آن کلاس این کتاب تدریس می شد و همچنین پیاده سازی دستورات اولیه همگام سازی در زبان اسمبلی x86 و پاسیکس و پیتون. دانشجویانی که این درس را گرفتند در یافتن خطاهای نسخه نخست کمک کردند و چندتا از آنها راه حل هایی بهتر از راه حل های من ارائه داند در پایان ترم از هر کدام انها خواستم که یک مسأله جدید با ترجیحا با یک راه حل بنویسند. از این مشارکت ها در نسخه دوم استفاده کردم.

بخش باقی مانده از پیشگفتار: همچنین، پس از عرضه ی ویرایش اول، کنث ریک (Kenneth Reek) مقاله ی «الگوهای طراحی سمافورها» را در «گروه ویژه ی علاقمند به آموزش علوم کامپیوتر در ACM» ارائه داد. او در این مقاله مسأله ای را که من به آن «مسئله ی سوشی بار» می گویم معرفی و دو راه حل برای اثبات الگوهایی که وی آنها را «دست به دست کردن باتوم» و «این کار را برای تو می کنم» نامید مطرح کرد. هنگامی که با این الگوها آشنا شدم، توانستم آنها را در مسائل ویرایش اول کتاب به کار برم و راه حل هایی تولید کنم که به نظرم بهتر هستند. تغییر دیگر در نسخه دوم، نوع نگارش یا نحو آن است. بعد از آنی که نسخه اول را نوشتم، من زبان برنامه نویسی پی تون را که تنها یکی از عالیترین زبان های برنامه نویسی است بلکه یک زبان بسیار شبیه به شبه کد است را یاد گرفتم. در نتیجه من از یک شبه کد شبیه به C در ویرایش نخست به یک شبه کد شبیه به زبان پی تون تغییر دادم. در حقیقت، من یک شبیه ساز نوشتم که بسیاری از راه حل های ارائه شده در این کتاب را می تواند اجرا کند. خواننده هایی هم که با زبان پی تون آشنا نیستند نیز (ان شالله) می توانند آن را درک کنند. در مواردی که از ویژگی های زبان پی تون استفاده کردم، نحو زبان پی تون و نحوه ی کار کد را شرح داده ام. امیدوارم این تغییر زمینه خوانا تر کردن کتاب را بوجود آورده باشد. صفحه بندی این کتاب ممکن است کمی عجیب به نظر برسد! اما صفحات خالی نیز خود یک روش سودمند است، بعد از هر معما، یک فضای خالی را تا شبه راهنمایی که در صفحه بعد است، گذاشته ام و بعد از آن یک صفحه خالی دیگر برای حل مسأله تا صفحه نمایش راه حل نهایی. زمانی که من از این کتاب در کلاس استفاده می کنم، برخی از صفحات را از کتاب جدا می کنم و دانشجویانم آنها را بعدا صحافی می کنند! این سیستم صفحه بندی امکان جدا کردن معما را بدون صفحات مربوط به راهنمایی ها، محقق می کند. بعضی اوقات بخش مربوط به راهنمایی را تا می کنم و از دیده شدن آن جلوگیری می کنم تا دانشجویان خود به حل مسأله پرداخته و در زمان مناسب راه حل را ببینند. اگر کتاب را به شکل تک صفحه چاپ کنید (به شکل یک رو سفید! زمانی که پولاتان زیادی کرده باشد! مترجم) می توانید از چاپ صفحه های سفید خودداری کنید (ظاهرا نویسنده برای ایالت های اصفهان نشین آمریکا هستند! مترجم). این کتاب یک کتاب رایگان است، این بدین معنی است که هر شخصی می تواند آنرا بخواند، رونوشت برداری کند، اصلاح کند و حتی بازپخش کند و اینها به دلیل

نوع لیسانس مورد استفاده برای این کتاب است. امیدوارم افراد این کتاب را مناسب و کارا ببینند، اما بیشتر از آن امیدوارم که آنها برای ادامه فرایند توسعه ایرادات و پیشنهادات خود و همینطور مطالب بیشتر خود را برایم ارسال کنند. با تشکر آئن دونی

نیدهام، ماساچوست

سه شنبه، ۱۲ خرداد ۱۳۸۳

لیست همکاران

در ادامه لیست برخی افرادی که در این کتاب مشارکت داشته‌اند آمده است:

- بسیاری از مسائل این کتاب گونه دیگری از مسائل کلاسیکی است که ابتدا در مقالات تخصصی آمده‌اند و سپس در کتب مرجع. هر کجا که منبع یک مسأله یا راه حل را بدانم در متن به آن اشاره خواهم داشت.
- همچنین از دانشجویان Wellesley College که با ویرایش اول این کتاب کار کرده‌اند تشکر می‌نمایم و نیز دانشجویان Olin College که با ویرایش دوم کتاب سر و کار داشتند.
- Se Won تصحیح کوچکی - لکن مهم - را در ارائه راه حل Tanenbaum نسب به مسأله فیلسوف‌های در حال غذا خوردن ارسال نموده است.
- Daniel Zingaro در مسأله Dancer نکته‌ای را متذکر گردید که سبب بازنویسی مجدد آن بخش گردید. امیدوارم اکنون با معنی‌تر شده باشد. علاوه بر این Daniel یک خطا را در نسخه قبلی راه حل مسأله H_2O نشان داده است و سال بعد از آن نیز تعدادی خطاهای تایپی را متذکر شده است.
- Thomas Hansen یک خطای تایپی را در مسأله Cigarette smokers یافته است.
- Pascal Rütten به چندین اشکال تایپی اشاره نموده است از جمله تلفظ نادرست Edsger Dijkstra.
- Marcelo Johann خطایی را در راه حل مسأله Dining Savages یافته و آن را اصلاح کرده است.
- Roger Shipman تمام اصلاحات به علاوه یک گونه جذاب از مسأله Barrier را ارسال نموده است.
- Jon Cass یک از قلم افتادگی را در مسأله فیلسوف‌های در حال غذا خوردن مشخص نموده است.

- Krzysztof Kościuszkiewicz چندین اصلاح از جمله از قلم افتادن خطی در تعریف کلاس Fifo را فرستاده است.
- Fritz Vaandrager از دانشگاه Radboud هلند و دانشجویانش Manuel, Marc Schoolderman و Lars Lockefeer و Stampe ابزاری بنام UPPAAL را به منظور بررسی چندین راه حل این کتاب بکار برده و خطاهایی را در راه حل های ارائه شده برای مساله های Room Party و Modus Hall یافته اند.
- Eric Gorr درست نبودن یک توضیح در فصل سوم را مشخص نموده است.
- Jouni Leppäjärvi در واضح نمودن مبدأ سمافورها کمک نموده است.
- Christoph Bartoschek خطایی در راه حل مساله رقص انحصاری را یافته است.
- Eus یک خطای تایپی در فصل سوم را پیدا کرده است.
- Tak-Shing Chan یک خطای خارج از محدوده^۲ را در `counter_mutex.c` یافته است.
- Roman V. Kiseliiov چند پیشنهاد برای بهبود ظاهر کتاب ارائه داده و با چند نکته در \LaTeX مرا راهنمایی نموده است.
- Alejandro Céspedes در حال کار روی ترجمه اسپانیایی این کتاب است و چندین غلط تایپی را در آن یافته است.
- Erich Nahum مشکلی را در تطبیق راه حل Kenneth Reek نسبت به مساله Sushi Bar یافته است.
- Martin Storsjö تصحیحی در مساله generalized smokers را ارسال نموده است.
- Cris Hawkins به یک متغیر بدون استفاده اشاره نموده است.
- Adolfo Di Mare یک "and" از جا افتاده را یافته است.
- Simon Ellis یک خطای تایپی را یافته است.
- Benjamin Nash یک خطای تایپی و خطایی در یک راه حل و مشکل دیگری را یافته است.
- Alejandro Pulver مشکلی را در راه حل مساله Barbershop یافته است.

²out-of-bounds

فهرست مطالب

آ	پیشگفتار
۱	۱ معرفی
۱	۱.۱ به‌هنگام‌سازی
۲	۲.۱ مدل اجرایی
۳	۳.۱ تسلل به کمک پیام‌دهی
۵	۴.۱ عدم قطعیت
۵	۵.۱ متغیرهای اشتراکی
۶	۱.۵.۱ نوشتن‌های همروند
۶	۲.۵.۱ بروزرسانی‌های همروند
۸	۳.۵.۱ انحصار متقابل با تبادل پیام
۹	۲ سمافورها
۹	۱.۲ تعریف
۱۰	۲.۲ نحو
۱۲	۳.۲ چرا سمافورها؟
۱۳	۳ الگوهای همگام‌سازی پایه
۱۳	۱.۳ علامت‌دهی
۱۴	۲.۳ Sync.py
۱۴	۳.۳ قرار ملاقات
۱۷	۱.۳.۳ اشاره ای در خصوص قرار ملاقات

۱۹	راه حل قرار ملاقات	۲.۳.۳	
۱۹	بن بست #۱	۳.۳.۳	
۲۰	Mutex	۴.۳	
۲۱	راهنمای انحصار متقابل	۱.۴.۳	
۲۳	راه حل انحصار متقابل	۲.۴.۳	
۲۴	Multiplex	۵.۳	
۲۵	راه حل مالتی پلکس	۱.۵.۳	
۲۶	حصار	۶.۳	
۲۷	راهنمای حصار	۱.۶.۳	
۲۹	نا راه حل حصار	۲.۶.۳	
۳۱	بن بست #۲	۳.۶.۳	
۳۳	راه حل حصار	۴.۶.۳	
۳۵	بن بست #۳	۵.۶.۳	
۳۵	حصار با قابلیت استفاده مجدد	۷.۳	
۳۷	نا راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد #۱	۱.۷.۳	
۳۹	مساله حصار با قابلیت استفاده مجدد #۱	۲.۷.۳	
۴۱	نا راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد #۲	۳.۷.۳	
۴۳	راهنمای حصار با قابلیت استفاده مجدد	۴.۷.۳	
۴۵	راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد	۵.۷.۳	
۴۷	ترن استایل از پیش باگذاری شده	۶.۷.۳	
۴۹	اشیاء حصار	۷.۷.۳	
۵۰	صف	۸.۳	
۵۱	راهنمایی برای معما	۱.۸.۳	
۵۳	راه حل صف	۲.۸.۳	
۵۵	راهنمای صف انحصاری	۳.۸.۳	
۵۷	راه حل صف انحصاری	۴.۸.۳	
۵۹		مسائل همگام سازی کلاسیک	۴	
۵۹	مسئله تولیدکننده-مصرف کننده	۱.۴	
۶۱	راهنمای تولیدکننده-مصرف کننده	۱.۱.۴	

۶۳	راه حل تولیدکننده-مصرف کننده	۲.۱.۴
۶۵	بن بست #۴	۳.۱.۴
۶۵	تولیدکننده-مصرف کننده با یک بافر متناهی	۴.۱.۴
۶۷	راهنمای بافر محدود تولیدکننده-مصرف کننده	۵.۱.۴
۶۹	راه حل بافر محدود تولیدکننده-مصرف کننده	۶.۱.۴
۶۹	مساله خوانندگان-نویسندگان	۲.۴
۷۱	راهنمای خوانندگان-نویسندگان	۱.۲.۴
۷۳	راه حل خوانندگان-نویسندگان	۲.۲.۴
۷۶	قحطی	۳.۲.۴
۷۹	راهنمایی خوانندگان-نویسندگان بدون قحطی	۴.۲.۴
۸۱	راه حل خوانندگان-نویسندگان بدون قحطی	۵.۲.۴
۸۳	راهنمایی خوانندگان-نویسندگان با اولویت نویسنده	۶.۲.۴
۸۵	راه حل نویسندگان-خوانندگان با اولویت نویسنده	۷.۲.۴
۸۷	میوتکس بدون قحطی	۳.۴
۹۱	راهنمای میوتکس بدون قحطی	۱.۳.۴
۹۳	راه حل میوتکس بدون قحطی	۲.۳.۴
۹۵	غذا خوردن فیلسوف ها	۴.۴
۹۹	بن بست #۵	۱.۴.۴
۱۰۱	راهنمایی غذا خوردن فیلسوف ها #۱	۲.۴.۴
۱۰۳	راه حل غذا خوردن فیلسوف ها #۱	۳.۴.۴
۱۰۵	راه حل غذا خوردن فیلسوف ها #۲	۴.۴.۴
۱۰۷	راه حل تنبام	۵.۴.۴
۱۰۹	قطعی تنبام	۶.۴.۴
۱۱۱	مساله سیگاری ها	۵.۴
۱۱۵	بن بست #۶	۱.۵.۴
۱۱۷	راهنمایی مساله سیگاری ها	۲.۵.۴
۱۱۹	راه حل مساله سیگاری	۳.۵.۴
۱۲۰	تعمیم مساله سیگاری ها	۴.۵.۴
۱۲۱	راهنمای تعمیم مساله سیگاری ها	۵.۵.۴
۱۲۳	راه حل تعمیم یافته مساله سیگاری ها	۶.۵.۴

۱۲۵	مسائل همگام‌سازی کمتر-کلاسیک	۵
۱۲۵	مساله غذاخوردن وحشی‌ها	۱.۵
۱۲۷	راهنمایی غذاخوردن وحشی‌ها	۱.۱.۵
۱۲۹	راه حل غذاخوردن وحشی‌ها	۲.۱.۵
۱۳۱	مساله آرایشگاه	۲.۵
۱۳۳	راهنمایی آرایشگاه	۱.۲.۵
۱۳۵	راه حل آرایشگاه	۲.۲.۵
۱۳۷	آرایشگاه FIFO	۳.۵
۱۳۹	راهنمایی آرایشگاه FIFO	۱.۳.۵
۱۴۱	راه حل آرایشگاه FIFO	۲.۳.۵
۱۴۳	مساله آرایشگاه هیلزر	۴.۵
۱۴۴	راهنمایی آرایشگاه هیلزر	۱.۴.۵
۱۴۵	راه حل آرایشگاه هیلزر	۲.۴.۵
۱۴۹	مساله بابا نوئل	۵.۵
۱۵۱	راهنمایی مساله بابا نوئل	۱.۵.۵
۱۵۳	راه حل مساله بابا نوئل	۲.۵.۵
۱۵۵	ساخت H_2O	۶.۵
۱۵۷	راهنمایی H_2O	۱.۶.۵
۱۵۹	راه حل H_2O	۲.۶.۵
۱۶۰	مساله عبور از رودخانه	۷.۵
۱۶۳	راهنمایی عبور از رودخانه	۱.۷.۵
۱۶۵	راه حل عبور از رودخانه	۲.۷.۵
۱۶۷	مساله ترن هوایی	۸.۵
۱۶۹	راهنمایی ترن هوایی	۱.۸.۵
۱۷۱	راه حل ترن هوایی	۲.۸.۵
۱۷۳	مساله ترن هوایی چند ماشینی	۹.۵
۱۷۵	راهنمایی ترن هوایی چند ماشینی	۱.۹.۵
۱۷۷	راه حل ترن هوایی چند ماشینی	۲.۹.۵

۱۷۹	مسائل نه-چندان-کلاسیک	۶
۱۷۹	مساله جستجو-درج-حذف	۱.۶
۱۸۱	راهنمایی جستجو-درج-حذف	۱.۱.۶
۱۸۳	راه حل جستجو-درج-حذف	۲.۱.۶
۱۸۴	مساله سرویس بهداشتی عمومی	۲.۶
۱۸۵	راهنمایی سرویس بهداشتی عمومی	۱.۲.۶
۱۸۷	راه حل سرویس بهداشتی عمومی	۲.۲.۶
۱۸۹	مساله سرویس بهداشتی عمومی بدون قحطی	۳.۲.۶
۱۹۱	راه حل سرویس بهداشتی عمومی بدون قحطی	۴.۲.۶
۱۹۱	مساله عبورکردن میمون	۳.۶
۱۹۲	مساله تالار Modus	۴.۶
۱۹۵	راهنمایی مساله تالار Modus	۱.۴.۶
۱۹۷	راه حل مساله تالار Modus	۲.۴.۶
۱۹۹	مسائل تقریباً غیر کلاسیک	۷
۱۹۹	مساله بار سوشی	۱.۷
۲۰۱	راهنمایی بار سوشی	۱.۱.۷
۲۰۳	نا راه حل بار سوشی	۲.۱.۷
۲۰۵	نا راه حل بار سوشی	۳.۱.۷
۲۰۷	راه حل بار سوشی #۱	۴.۱.۷
۲۰۹	راه حل بار سوشی #۱	۵.۱.۷
۲۱۰	مساله مراقبت از بچه	۲.۷
۲۱۱	hint care Child	۱.۲.۷
۲۱۳	non-solution care Child	۲.۲.۷
۲۱۵	solution care Child	۳.۲.۷
۲۱۵	problem care child Extended	۴.۲.۷
۲۱۷	hint care child Extended	۵.۲.۷
۲۱۹	solution care child Extended	۶.۲.۷
۲۲۱	problem party room The	۳.۷
۲۲۳	hint party Room	۱.۳.۷

۲۲۵ solution party Room	۲.۳.۷
۲۲۹ problem Bus Senate The	۴.۷
۲۳۱ hint problem Bus	۱.۴.۷
۲۳۳ \# solution problem Bus	۲.۴.۷
۲۳۵ ۲# solution problem Bus	۳.۴.۷
۲۳۷ problem Hall Faneuil The	۵.۷
۲۳۹ Hint Problem Hall Faneuil	۱.۵.۷
۲۴۱ solution problem Hall Faneuil	۲.۵.۷
۲۴۵ Hint Problem Hall Faneuil Extended	۳.۵.۷
۲۴۷ solution problem Hall Faneuil Extended	۴.۵.۷
۲۵۱ problem Hall Dining	۶.۷
۲۵۳ hint problem Hall Dining	۱.۶.۷
۲۵۵ solution problem Hall Dining	۲.۶.۷
۲۵۶ problem Hall Dining Extended	۳.۶.۷
۲۵۷ hint problem Hall Dining Extended	۴.۶.۷
۲۵۹ solution problem Hall Dining Extended	۵.۶.۷

۲۶۱ Python in Synchronization ۸

۲۶۲ problem checker Mutex	۱.۸
۲۶۵ hint checker Mutex	۱.۱.۸
۲۶۷ solution checker Mutex	۲.۱.۸
۲۶۹ problem machine coke The	۲.۸
۲۷۱ hint machine Coke	۱.۲.۸
۲۷۳ solution machine Coke	۲.۲.۸

۲۷۵ C in Synchronization ۹

۲۷۵ exclusion Mutual	۱.۹
۲۷۶ code Parent	۱.۱.۹
۲۷۷ code Child	۲.۱.۹
۲۷۷ errors Synchronization	۳.۱.۹

۲۷۹	hint exclusion Mutual	۴.۱.۹
۲۸۱	solution exclusion Mutual	۵.۱.۹
۲۸۳	semaphores own your Make	۲.۹
۲۸۵	hint implementation Semaphore	۱.۲.۹
۲۸۷	implementation Semaphore	۲.۲.۹
۲۸۹	detail implementation Semaphore	۳.۲.۹

۲۹۱	threads Python up Cleaning	آ
۲۹۱	methods Semaphore	۱.آ
۲۹۲	threads Creating	۲.آ
۲۹۳	interrupts keyboard Handling	۳.آ

۲۹۷	threads POSIX up Cleaning	ب
۲۹۷	code Pthread Compiling	۱.ب
۲۹۸	threads Creating	۲.ب
۳۰۰	threads Joining	۳.ب
۳۰۱	Semaphores	۴.ب

فصل ۱

معرفی

۱.۱ به‌هنگام‌سازی

اصطلاحاً همگام‌سازی به معنی وقوع همزمان دو چیز است. در سیستم‌های کامپیوتری همگام‌سازی کلی‌تر است. این به معنی رابطه مابین رویدادهاست، در هر تعداد از رویدادها و هر نوع رابطه (قبل، حین، بعد). غالباً برنامه‌نویسان با محدودیت‌های همگام‌سازی مواجه‌اند، که این محدودیت‌ها الزاماتی در ارتباط با ترتیب این رخدادها می‌باشد.

تسلسل: رخداد الف پیش از رخداد ب اتفاق می‌افتد.

انحصار متقابل: رخداد الف و ب نباید در یک زمان رخ دهد.

در زندگی واقعی غالباً محدودیت‌های همگامی‌سازی را با کمک یک ساعت بررسی و اعمال می‌کنیم. چگونه می‌فهمیم که رخداد الف قبل از رخداد ب رخ داده است؟ با دانستن زمان رخداد هر دو واقعه را بدانیم، می‌توانیم زمان‌ها را با هم مقایسه کنیم. در سیستم‌های کامپیوتری غالباً نمی‌توانیم از ساعت در محدودیت‌های همگام‌سازی‌های کامپیوتری را برآورده کنیم، زیرا که هیچ ساعت جهانی به دلیل اینکه زمان دقیق وقوع رویدادها را نمی‌دانیم. این کتاب درباره تکنیکهای نرم‌افزار برای اعمال‌های محدودیت‌های همگام‌سازی در کامپیوتر است.

۲.۱ مدل اجرایی

به منظور درک همگام‌سازی نرم‌افزاری، باید مدلی از چگونگی اجرای برنامه‌های کامپیوتری داشته باشید. در ساده‌ترین مدل، کامپیوترها دستورات را به ترتیب یکی پس از دیگری اجرا می‌نمایند. در این مدل، همگام‌سازی بدیهی است؛ ترتیب وقایع را با نگاه به برنامه می‌توان بیان نمود. اگر دستور A قبل از دستور B آمده باشد، اول اجرا می‌گردد.

در دو صورت همگام‌سازی پیچیده خواهد شد. ممکن است کامپیوتر موازی باشد بدین معنی که چندین پردازنده در یک زمان در حال اجرا باشد. در این حالت نمی‌توان به سادگی فهمید که دستوری در یک پردازنده قبل از دستور دیگری در پردازنده دیگر اجرا شده است.

و یا ممکن است یک پردازنده چندین نخ اجرایی داشته باشد. نخ دنباله‌ای از دستورات است که به به ترتیب اجرا می‌شوند. اگر چندین نخ وجود داشته باشد آنگاه پردازنده می‌تواند برای مدتی بر روی یکی از نخ‌ها کار کند و سپس به نخ دیگری منتقل شود و به همین ترتیب ادامه دهد.

به طور کلی برنامه‌نویس هیچ کنترلی روی اجرای نخ‌ها ندارد؛ در واقع سیستم‌عامل (به‌خصوص زمان‌بند) در این باره تصمیم می‌گیرد. در نتیجه برنامه‌نویس نمی‌تواند بگوید که دستورات چه زمانی در نخ‌های مختلف اجرا خواهد شد.

در همگام‌سازی، تفاوتی بین مدل موازی و مدل چند نخ وجود ندارد. مساله یکی است-در یک پردازنده (یا یک نخ) ترتیب اجرا مشخص است اما بین پردازنده‌ها (یا نخ‌ها) بیان این ترتیب غیر ممکن است. یک مثال واقعی این مساله را روشن‌تر می‌نمایند. تصور کنید که شما و دوستان Bob در شهرهای متفاوتی زندگی می‌کنید. یک روز نزدیک وقت ناهار، شما به این فکر می‌افتید که چه کسی امروز زودتر ناهار خواهد خورد، شما یا Bob. چگونه این را در می‌یابید؟

به سادگی می‌توانید به او زنگ بزنید و بپرسید که چه زمانی ناهار خورده است. اما اگر شما با ساعت خودتان در ۵۹/۱۱ غذا را شروع نموده باشید و Bob با ساعت خودش در ۰۱/۱۲، آن وقت چه؟ آیا می‌توانید مطمئن باشید که چه کسی زودتر شروع نموده است؟ تنها در صورتی ممکن است که هر دوی شما نسبت به دقیق بودن ساعت‌هایتان حساس بوده باشید.

سیستم‌های کامپیوتری با مشکل مشابهی مواجه هستند زیرا با وجود اینکه معمولاً ساعت‌هایشان دقیق است اما همیشه در میزان دقت ساعت‌ها محدودیت وجود دارد. به علاوه، در بیشتر وقت‌ها کامپیوتر زمان وقوع رخدادها را دنبال نمی‌نماید. چرا که تعداد بسیار زیادی رخداد آن هم با سرعتی بسیار در حال وقوع است که ذخیره زمان دقیق همه آن‌ها ممکن نیست.

معملاً: با فرض اینکه Bob می‌خواهد دستورات ساده‌ای را دنبال نماید آیا راهی وجود دارد که تضمین نمایید فردا شما زودتر از او ناهار خواهید خورد؟

۳.۱ تسلل به کمک پیام‌دهی

یک راه آن است که به Bob بگویید تا شما به او زنگ نزده‌اید ناهار نخورد. شما نیز اطمینان دهید پس از ناهار زنگ می‌زنید. اگر چه این راهکار بدیهی به نظر می‌رسد لکن ایده پایه^۱ آن، تبادل پیام^۱، راه حل واقعی برای بسیاری از مسائل همگام‌سازی می‌باشد. جدول زمانی زیر را در نظر بگیرید.

نخ A (شما)	نخ B (Bob)
1 Eat breakfast	1 Eat breakfast
2 Work	2 Wait for a call
3 Eat lunch	3 Eat lunch
4 Call Bob	

اولین ستون لیست اعمالی است که شما انجام می‌دهید؛ به عبارت دیگر نخ اجرای شما. ستون دوم نیز نخ اجرای Bob است. درون یک نخ همیشه می‌توانیم ترتیب اجرای وقایع را بگوییم. ترتیب وقایع را به این صورت می‌توانیم نشان دهیم

$$a_1 < a_2 < a_3 < a_4$$

$$b_1 < b_2 < b_3$$

که رابطه $a_1 < a_2$ به معنای وقوع a_1 پیش از a_2 است.

ولی در کل هیچ راهی برای مقایسه رخدادهای نخ‌های مختلف نداریم؛ برای مثال ایده‌ای از اینکه چه کسی ابتدا صبحانه می‌خورد نداریم (آیا $b_1 < a_1$ است؟).

اما با کمک تبادل پیام (تماس تلفنی) می‌توانیم بگوییم چه کسی زودتر ناهار خورده است ($a_3 < b_3$). با فرض اینکه باب هیچ دوست دیگری نداشته باشد هیچ تماسی جز از شما دریافت نخواهد کرد بنابراین ($b_2 > a_4$). با ترکیب تمامی روابط، داریم

$$b_3 > b_2 > a_4 > a_3$$

که ثابت می‌کند شما قبل از باب ناهار خورده‌اید.

در این حالت، می‌گوییم شما و باب به صورت متوالی^۲ ناهار خورده‌اید زیرا ترتیب وقایع را می‌دانیم. از طرف دیگر صبحانه را به صورت همروند^۳ خورده‌اید زیرا که ترتیب مشخص نیست.

¹message passing

²sequential

³concurrent

موقعی که درباره رخدادهای همروند صحبت می‌کنیم، اینکه بگوییم آن‌ها در یک زمان یا به صورت همزمان رخ می‌دهد بی‌راه نیست هر چند که دقیق هم نیست. تعبیر فوق تا زمانی که تعریف دقیق زیر را در خاطر دارید بلا مانع است:

دو واقعه، همروند هستند اگر با نگاه به برنامه بتوانیم بگوییم کدامیک زودتر رخ می‌دهد.

گاهی اوقات پس از اجرای برنامه می‌توانیم بگوییم که کدامیک ابتدا رخ داده است اما غالباً ممکن نیست و حتی اگر هم بتوانیم باز هم تضمینی نیست که مرتبه بعد نتیجه‌ای یکسان بگیریم.

۴.۱ عدم قطعیت

برنامه‌های همروند اغلب غیر قطعی^۴ هستند به این معنی که با نگاه به برنامه امکان اینکه بگوییم با اجرای آن چه چیزی رخ خواهد داد، وجود ندارد. در ادامه یک برنامه ساده غیر قطعی آمده است:

نخ A <div style="border: 1px solid black; padding: 5px; display: inline-block;"> <code>print "yes"</code> </div>	نخ B <div style="border: 1px solid black; padding: 5px; display: inline-block;"> <code>print "no"</code> </div>
---	--

از آنجایی که دو نخ به صورت همروند اجرا می‌شوند، ترتیب اجرا بستگی به زمان‌بند دارد. در هر اجرای این برنامه، خروجی ممکن است "yes no" یا "no yes" باشد.

عدم قطعیت یکی از مواردی است که اشکال‌زدایی برنامه‌های همروند را مشکل می‌سازد. برنامه‌ای ممکن است ۱۰۰۰ بار بر روی یک سطر به درستی کار کرده و سپس در اجرای ۱۰۰۱ام بسته به تصمیمات خاص زمان‌بند با مشکل مواجه شده و اجرای برنامه متوقف شود.

تقریباً پیدا کردن این نوع خطاها با بررسی کد ناممکن است؛ این نوع خطاها تنها از طریق دقت در برنامه‌نویسی قابل اجتناب هستند.

۵.۱ متغیرهای اشتراکی

بیشتر مواقع، غالب متغیرها در اکثر نخ‌ها محلی^۵ هستند، بدین معنی که تنها به یک نخ تعلق دارند و سایر نخ‌ها نمی‌توانند به آن‌ها دسترسی داشته باشند. تا زمانی که این نکته برقرار است، مشکلات همگام‌سازی کمی وجود خواهد داشت زیرا که نخ‌ها دخالتی در آن متغیرها ندارند.

اما گاهی اوقات برخی متغیرها بین دو یا چند نخ به صورت اشتراکی^۶ هستند؛ این یکی از شیوه‌های تعامل نخ‌ها با یکدیگر است. برای مثال، یک راه تبادل اطلاعات بین نخ‌ها، این است که نخ‌ی مقدار را بخواند و نخ دیگر آن را بنویسد.

اگر نخ‌ها ناهمگام باشند آنگاه با نگاه کردن به کد نمی‌توانیم بگوییم که آیا نخ خواننده مقداری را که نویسنده نوشته است می‌بیند یا همان مقدار قبلی را خواهد دید. لذا بسیاری از برنامه‌ها محدودیت‌هایی را بر روی خواننده‌ها اعمال می‌نمایند تا زمانی که نویسنده مقدار را نوشته است چیزی را نخواند. این دقیقاً همان مساله تسلسل است که در بخش ۳.۱ آمده است. نوشتن همروند (دو یا بیشتر نویسنده) و بروزرسانی همروند

⁴non-determinism

⁵local

⁶shared

(دو یا بیشتر نخ که خواندنی پس از نوشتن دارند)، شیوه‌های دیگری از تعامل نخ‌ها با یکدیگر است. دو بخش بعدی با این تعاملات سر و کار خواهد داشت. خواندن همروند متغیرهای اشتراکی که گونه دیگری از این تعامل است عموماً مشکل همگام‌سازی تولید نمی‌نماید.

۱.۵.۱ نوشتن‌های همروند

در این مثال، x یک متغیر اشتراکی است که دو خواننده به آن دسترسی دارند.

نخ A	نخ B
<pre> 1 x = 5 2 print x </pre>	<pre> 1 x = 7 </pre>

کدام مقدار x چاپ خواهد شد؟ در پایان اجرای تمام این دستورات، مقدار x چیست؟ این بستگی به ترتیب اجرای هر یک از دستورات، که به آن مسیر اجرا^۷ گفته می‌شود، دارد. $a_1 < a_2 < b_1$ یکی از مسیرهای ممکن است که در آن خروجی برنامه ۵ است، درحالی‌که مقدار نهایی ۷ خواهد بود.

معما: چه مسیری منجر به خروجی و مقدار نهایی ۵ می‌شود؟

معما: چه مسیری منجر به خروجی و مقدار نهایی ۷ می‌شود؟

معما: آیا مسیری وجود دارد که منجر به خروجی ۷ و مقدار نهایی ۵ شود؟ می‌توانید جواب خود را ثابت کنید؟

پاسخ به چنین سوالاتی یکی از بخش‌های مهم برنامه‌نویسی همروند است: مسیرهای ممکن کدام‌ها هستند و هر یک از این مسیرها چه تاثیراتی دارند؟ آیا می‌توان ثابت نمود که اثری (خواسته) ضروری است و یا اینکه اثری (ناخواسته) غیر ممکن است.

۲.۵.۱ بروزرسانی‌های همروند

بروزرسانی عملی است که مقدار متغیری را خوانده، یک مقدار جدید را بر مبنای مقدار قبلی محاسبه نموده و سپس مقدار جدید را می‌نویسد. رایج‌ترین نوع بروزرسانی، یک افزایش^۸ است که مقدار جدید، مقدار قبلی به اضافه یک واحد است. مثال بعد متغیر اشتراکی `count` را نشان می‌دهد که بوسیله دو نخ به صورت همزمان بروزرسانی می‌گردد.

^۷execution path

^۸increment

نخ A	نخ B
1 <code>count = count + 1</code>	1 <code>count = count + 1</code>

در نگاه اول، اینکه یک مشکل همگام‌سازی در اینجا وجود دارد اینقدر واضح نیست. تنها دو مسیر اجرا وجود دارد و هر دو، نتیجه‌ای یکسان تولید می‌نمایند.

مشکل این است که این دستورات قبل از اجرا به زبان ماشین ترجمه می‌شوند و در زبان ماشین، یک روزرسانی شامل دو گام است: یک خواندن و یک نوشتن. اگر کد را، با یک متغیر موقتی `temp` بازنویسی نماییم، این مشکل واضح‌تر خواهد شد.

نخ A	نخ B
1 <code>temp = count</code> 2 <code>count = temp + 1</code>	1 <code>temp = count</code> 2 <code>count = temp + 1</code>

اکنون مسیر اجرای زیر را در نظر بگیرید

$$a1 < b1 < b2 < a2$$

اگر مقدار اولیه x برابر ۰ باشد، مقدار نهایی چند است؟ از آنجایی که هر دو نخ مقدار اولیه یکسانی را می‌خوانند، هر دو مقدار یکسانی را می‌نویسند. این متغیر تنها یک مرتبه افزایش می‌یابد که احتمالاً آن چیزی نیست که برنامه‌نویس در ذهن خود داشته است.

چنین مسائلی از ظرافت بالایی برخوردار هستند زیرا که همیشه این امکان وجود ندارد که با نگاه کردن به یک برنامه سطح بالا بگوییم کدام عملیات در یک گام انجام شده و کدام‌ها وقفه‌پذیر هستند. در واقع، برخی کامپیوترها دستور افزایشی را فراهم می‌آورند که به صورت سخت‌افزاری پیاده‌سازی شده است و وقفه‌پذیر نیست. عملی که وقفه‌پذیر نباشید اتمی^۹ گفته می‌شود.

خوب اگر ندانیم چه اعمالی اتمی هستند چگونه می‌توانیم برنامه‌هایی همروند بنویسیم؟ یک روش، جمع‌آوری اطلاعات مشخصی درباره در عمل بر روی هر سکوی سخت‌افزاری است. ایرادات این رهیافت واضح است.

رایج‌ترین جایگزین این است که محتاطانه فرض کنیم تمامی روزرسانی‌ها و نوشتن‌ها اتمی نیستند و از محدودیت‌های همگام‌سازی به منظور کنترل دسترسی همروند به متغیرهای اشتراکی استفاده نماییم.

معمول‌ترین محدودیت انحصار متقابل^{۱۰} یا `mutex` است که در بخش ۱.۱ اشاره شد. انحصار متقابل تضمین می‌نماید در یک زمان خاص فقط یک نخ به متغیر اشتراکی دسترسی دارد که موجب برطرف شدن این

^۹atomic

^{۱۰}mutual exclusion

نوع خطاهای همگام‌سازی مطرح شده در این بخش می‌گردد.

معماً: فرض کنید ۱۰۰ تا نخ برنامه زیر را به صورت همزمان اجرا می‌نمایند (اگر با زبان پایتون آشنا نیستند حلقه for یکصد مرتبه بروزرسانی انجام می‌دهد):

```
1 for i in range(100):
2     temp = count
3     count = temp + 1
```

بزرگترین مقدار ممکن count پس از اجرای تمام نخ‌ها چقدر است؟ کوچکترین مقدار ممکن چقدر است؟

راهنمایی: سوال اول ساده ولی دومی به آن سادگی نیست.

۳.۵.۱ انحصار متقابل با تبادل پیام

همانند تسلل، انحصار متقابل می‌تواند با استفاده از تبادل پیام پیاده‌سازی شود. برای مثال، فرض کنید شما و باب با یک راکتور هسته‌ای سر و کار دارد و آن را از راه دور کنترل می‌نمایید. غالب زمان‌ها، هر دو شما چراغ‌های اخطار را مشاهده می‌نمایید اما هر دو اجازه دارید برای ناهار دست از کار بکشید. اینکه چه کسی اول ناهار می‌خورد اهمیتی ندارد اما مهم است که ناهار هر دوی شما همزمان نباشد تا راکتور بدون نظارت باقی نماند!

معماً: فرض کنید از یک سیستم تبادل پیام (تماس‌های تلفنی) برای اعمال این محدودیت‌ها استفاده می‌کنید. هیچ ساعتی وجود ندارد و شما نمی‌توانید زمان شروع ناهار یا مدت زمان صرف ناهار را پیش‌بینی کنید. حداقل تعداد تماس‌های لازم چقدر است؟

فصل ۲

سمافورها

در دنیای واقعی، سمافور یک سیستم از سیگنال‌هایی است که به منظور ارتباط بصری بکار می‌رود این سیگنال‌ها معمولاً پرچم، نور یا مکانیزم دیگری است. در نرم‌افزار، سمافور ساختمان داده‌ای است که برای حل انواع گوناگونی از مسائل همگام‌سازی مفید است.

سمافورها توسط Edsger Dijkstra -دانشمند مشهور و اعجوبه کامپیوتر- ابداع گردیده است. از زمان طراحی اولیه برخی از جزئیات تغییر کرده است ولی ایده اصلی یکسان است.

۱.۲ تعریف

سمافور شبیه یک عدد صحیح منتهی با سه تفاوت است:

۱. زمانیکه سمافوری را ایجاد می‌نمایید مقدار اولیه آن را می‌توانید هر عدد صحیحی قرار دهید، اما پس از آن تنها اعمال مجاز، افزایش و کاهش آن هم به اندازه یک واحد است و مقدار جاری سمافور را نمی‌تواند بخوانید.
۲. زمانیکه نخ‌ی سمافوری را کاهش می‌دهد اگر نتیجه مقداری منفی باشد، نخ خودش را مسدود^۱ نموده و تا زمانیکه نخ دیگری آن سمافور را افزایش ندهد نمی‌تواند ادامه دهد.
۳. زمانیکه یک نخ مقدار سمافور را افزایش می‌دهد، اگر نخ‌های دیگری در انتظار باشند آنگاه یکی از نخ‌های در حال انتظار، از حالت انسداد خارج می‌شود.

¹block

وقتی می‌گوییم یک نخ خود را مسدود کرده است منظور این است که به زمان‌بند اعلام می‌نماید که دیگر نمی‌تواند ادامه دهد. تا زمانیکه واقع‌ای سبب رفع انسداد نخ نگردد زمان‌بند مانع اجرای نخ می‌گردد. در استعارات رایج علم کامپیوتر رفع انسداد اغلب بیدار شدن^۲ گفته می‌شود. تمام تعریف همین است، اما این تعریف پی‌آمدهای در پی دارد که ممکن است بخواهید درباره آن‌ها بیندیشید.

- به طور کلی، نمی‌توان از قبل گفت که کاهش سمافور توسط یک نخ منجر به مسدود شدن آن می‌شود یا نه (در حالت‌های خاص ممکن است بتوانید ثابت کنید که مسدود می‌شود یا خیر).
- پس از اینکه نخ یک سمافور را افزایش داد و نخ دیگری بیدار شد، هر دو نخ به صورت هم‌روند اجرای خود را ادامه می‌دهند. هیچ راهی وجود ندارد که بدانیم کدام از این دو نخ، بلافاصله ادامه می‌یابد.
- زمانیکه به یک سمافور سیگنال می‌دهید ضرورتاً نمی‌دانید که آیا نخ در حالت انتظار هست یا نه؟ لذا تعداد نخ‌های رفع انسداد شده ممکن است صفر یا یک باشد.

نهایتاً، ممکن است فکر کنید مقدار سمافور چه معنایی دارد؟ اگر مقدار مثبت باشد نشانگر تعداد نخ‌هایی است که می‌توانند بدون بلاک شدن کاهش یابند. اگر مقدار منفی باشد نشانگر تعداد نخ‌هایی است که مسدود شده و در حالت انتظار هستند. اگر مقدار صفر باشد به این معنی است که نخ در حالت انتظار نیست اما اگر نخ سمافور را کاهش دهد، مسدود خواهد شد.

۲.۲ نحو

در بیشتر محیط‌های برنامه‌نویسی، پیاده‌سازی سمافور به صورت بخشی از زبان برنامه‌نویسی یا سیستم عامل موجود است. گاهی اوقات پیاده‌سازی‌های مختلف، اندک توانایی‌های متفاوتی را فراهم آورده و نحو متفاوتی را نیاز دارند.

در این کتاب از یک شبه زبان^۳ ساده به منظور نمایش شیوه عملکرد سمافورها استفاده می‌کنیم. نحو ایجاد یک سمافور و مقداردهی اولیه آن در ادامه آمده است.

نحو مقداردهی اولیه سمافور

```
1 fred = Semaphore(1)
```

^۲waking

^۳pseudo-language

تابع Semaphore سازنده‌ای^۴ است که یک سمافور را ایجاد نموده و آن را بر می‌گرداند. مقدار اولیه سمافور به عنوان یک پارامتر به سازنده ارسال می‌گردد.

اعمال سمافور در محیط‌های مختلف نام‌های گوناگونی دارند. رایج‌ترین آن‌ها عبارت است از:

اعمال سمافور

```
1 fred.increment()
2 fred.decrement()
```

و

اعمال سمافور

```
1 fred.signal()
2 fred.wait()
```

و

اعمال سمافور

```
1 fred.V()
2 fred.P()
```

وجود این همه نام ممکن تعجب بر انگیز باشد اما بی‌دلیل نیست. increment و decrement بیان می‌نمایند که این اعمال چه انجام می‌دهند. signal و wait شرح می‌دهند که به اغلب به چه هدفی به کار می‌روند. و V و P نام‌های پیشنهادی Dijkstra هستند و او به خوبی می‌دانست که یک نام بی‌معنی بهتر از نامی گمراه‌کننده است.^۵

بقیه اسمی را گمراه‌کننده می‌دانم زیرا که increment و decrement هیچ اشاره‌ای به امکان انسداد و رفع انسداد ندارند و سمافورها اغلب به گونه‌ای استفاده می‌شوند که کاری با signal و wait ندارند. اگر اصرار به نام‌هایی با معنی دارید، نام‌های زیر را به شما پیشنهاد می‌کنم:

اعمال سمافور

```
1 fred.increment_and_wake_a_waiting_process_if_any()
2 fred.decrement_and_block_if_the_result_is_negative()
```

گمان نمی‌کنم کسی به این زودی این اسمی را بپذیرد. با این وجود، به منظور استفاده، signal و wait را انتخاب می‌کنم.

^۴ constructor

^۵ اگر زبان شما هلندی باشد V و P آنقدرها هم بی‌معنی نیستند.

۳.۲ چرا سماغورها؟

با نگاه به تعريف سماغورها، اينكه چرا سماغورها مفيد هستند واضح نيست. درست است كه براي حل مسائل همگامسازي به سماغورها نيازي نداريم، اما استفاده از آنها مزايائي دارد:

- سماغورها محدوديت‌هايي تعمدي تحميل مي‌نمايند كه به برنامه‌نويس‌ها كمك مي‌كند تا از خطاها بدور باشند.
- راه‌حلي كه از سماغورها استفاده مي‌نمايند اغلب تميز و سازمان‌يافته است به گونه‌اي كه اثبات درستي آنها را ساده مي‌سازد.
- سماغورها مي‌توانند به صورتي كارا در بسياري از سيستم‌ها پياده‌سازي شوند، لذا راه‌حلي كه از سماغورها استفاده نموده‌اند معمولاً قابل حمل و كارا هستند.

فصل ۳

الگوهای همگام سازی پایه

در این فصل تعدادی از مسائل همگام سازی پایه ارائه شده است و نشان داده می شود چگونه با استفاده از سمافورها آنها را حل کنیم. این مسائل شامل موضوعات مختلفی می شود از جمله تسلسل و انحصار متقابل - که قبلاً با آنها آشنا شده ایم -.

۱.۳ علامت دهی

ساده ترین شکل استفاده از یک سمافور احتمالاً مکانیزم علامت دهی^۱ است، و به این معناست که یک نخپیا می به نخ دیگر می فرستد تا وقوع رخدادی را اعلام کند.

علامت دهی این امکان را فراهم می آورد تا مطمئن شویم که یک قطعه کد از یک نخ، حتماً قبل از قطعه کدی دیگر در نخ دیگری اجرا خواهد شد؛ به عبارت دیگر، مسئله تسلسل را حل می کند.

فرض کنید یک سمافور با نام `sem` و مقدار اولیه ۰ داریم، و نخ های `A` و `B` هر دو به آن دسترسی دارند.

نخ A		نخ B	
1	<code>statement a1</code>	1	<code>sem.wait()</code>
2	<code>sem.signal()</code>	2	<code>statement b1</code>

کلمه `statement` نشان دهنده یک عبارت دلخواه در برنامه است. برای اینکه مثال مشخص تر شود، فرض کنید `a1` یک خط از یک فایل را می خواند، و `b1` آن خط را در صفحه نمایش نشان می دهد. سمافور در

¹signaling

این برنامه تضمین می‌کند که نخ A عملیات a1 را، قبل از آنکه نخ B عملیات b1 را شروع کند، به طور کامل انجام داده است.

روش کار به این صورت است: اگر اول نخ B به عبارت wait برسد، با مقدار اولیه، یعنی صفر، مواجه می‌شود و بلاک [مسدود] خواهد شد. سپس هر زمان نخ A علامت دهد، نخ B ادامه خواهد داد.

به طور مشابه، اگر اول نخ A به عبارت signal برسد، مقدار سمافور افزایش می‌یابد، و هنگامی که نخ B به wait برسد، بدون وقفه ادامه می‌یابد. بهر حال ترتیب a1 و b1 تضمین می‌شود.

این شیوه استفاده از سمافورها، پایه و اساس نام‌های signal و wait است، و در این مورد، این اسامی به راحتی به خاطر سپرده می‌شوند. اما متأسفانه، موارد دیگری را خواهیم دید که این اسم‌ها کمتر به ما کمک می‌کنند.

حالا که از اسامی بامعنی صحبت می‌کنیم، باید بدانیم که sem دارای این شرایط نیست. اگر امکان داشته باشد، ایده‌ی خوب این است که به یک سمافور نامی دهیم که مشخص کند به چه دلالت دارد. در این مثال نام a1done می‌تواند خوب باشد، چرا که a1done.signal() به این معنی است که «علامت بده a1 انجام شده است»، و a1done.wait() به این معنی است که «صبر کن تا اینکه a1 انجام شود».

۲.۳ Sync.py

تمرین: درباره‌ی استفاده از sync بنویسید، از signal.py شروع کنید.

چرا نخ B به initComplete علامت می‌دهد؟

۳.۳ قرار ملاقات

معملاً: الگوی علامت دهی را طوری تعمیم دهید که بتواند در دو جهت کار کند. نخ A باید منتظر نخ B بماند و بالعکس. به عبارت دیگر اگر کد زیر را داشته باشیم

نخ A		نخ B	
1	statement a1	1	statement b1
2	statement a2	2	statement b2

می‌خواهیم مطمئن شویم که a1 پیش از b2 رخ می‌دهد و نیز b1 قبل از a2 اتفاق می‌افتد. هنگام نوشتن راه حل خود، نام و مقدار اولیه سمافورها را حتماً مشخص نمایید (اشاره کوچکی وجود دارد).

راه حل شما نباید قید و بندهای زیادی داشته باشد. مثلاً، ترتیب a_1 و b_1 برای ما اهمیتی ندارد. در راه حل شما، باید امکان هر ترتیبی وجود داشته باشد.

نام این مسئله همگام سازی، قرار ملاقات است. ایده آن به این صورت است که دو نخ در یک نقطه از اجرا با یکدیگر قرار ملاقات می‌گذارند، و تا زمانی که هر دو نرسیده باشند، دیگری حق ادامه ندارد.

۱.۳.۳ اشاره ای در خصوص قرار ملاقات

اگر خوش شانس باشید می‌توانید به یک راه حل برسید، ولی اگر هم نرسیدید، این اشاره برای شماست. دو سمارفور به نام‌های aArrived و bArrived ایجاد کنید، و به هر دو مقدار اولیه صفر بدهید. همان طور که از نام‌ها مشخص است، aArrived نشان می‌دهد که آیا نخ A به محل ملاقات رسیده است، و به همین صورت bArrived نیز در مورد نخ B می‌باشد.

۲.۳.۳ راه حل قرار ملاقات

راه حلی برای مبنای راهنمایی قبل آمده است:

نخ A	نخ B
<pre> 1 statement a1 2 aArrived.signal() 3 bArrived.wait() 4 statement a2 </pre>	<pre> 1 statement b1 2 bArrived.signal() 3 aArrived.wait() 4 statement b2 </pre>

هنگام کار بر روی مساله قبلی، ممکن است کدی مانند زیر را امتحان کرده باشید:

نخ A	نخ B
<pre> 1 statement a1 2 bArrived.wait() 3 aArrived.signal() 4 statement a2 </pre>	<pre> 1 statement b1 2 bArrived.signal() 3 aArrived.wait() 4 statement b2 </pre>

اگرچه این راه حل کار می کند اما احتمالاً بهینگی کمتری دارد زیرا که ممکن است بین A و B یک بار بیش از آن چیزی که لازم است جابجایی داشته باشد. اگر اول A برسد باید منتظر B بماند. زمانیکه B رسید A را بیدار نموده و ممکن است بلافاصله ادامه یافته و به wait برسد و مسدود شود تا اجازه دهد که A به signal برسد که پس از آن هر دو نخ بتواند ادامه یابد. درباره سایر مسیرهای ممکن از طریق این کد بیندیشید و متقاعد شوید که در تمامی حالات هیچ نخ نمی تواند ادامه یابد مگر اینکه هر دو رسیده باشد.

۳.۳.۳ بن بست #۱

دوباره هنگام کار بر روی مساله قبلی، ممکن است کدی مانند زیر را امتحان کرده باشید:

نخ A	نخ B
<pre> 1 statement a1 2 bArrived.wait() 3 aArrived.signal() 4 statement a2 </pre>	<pre> 1 statement b1 2 aArrived.wait() 3 bArrived.signal() 4 statement b2 </pre>

اگر چنین است، امیدوارم خیلی سریع آن را رد کنید، زیرا که این طراحی مشکلی جدی دارد. فرض کنید ابتدا A برسد در خط wait مسدود می شود. وقتیکه B برسد، آن نیز مسدود خواهد شد زیرا که A نمی تواند به aArrived پیام دهد. این این نقطه، هیچکدام از نخ ها ادامه نیافته و هرگز نیز ادامه نمی یابند.

این وضعیت بن بست^۲ نامیده می شود و بوضوح یک راه حل ناموفق برای مساله همگام سازی است. در این حالت، خطا واضح است اما درک امکان رخداد بن بست اغلب همیشه به این روشنی نیست. مثال های بیشتری را بعدا خواهیم دید.

۴.۳ Mutex

دومین کاربرد رایج سمافورها اعمال انحصار متقابل است. پیش از این یکی از کاربردهای انحصار متقابل در کنترل دسترسی همروند به متغیرهای اشتراکی را دیده ایم. mutex تضمین می نماید که در هر زمان تنها یک نخ به متغیر اشتراکی دسترسی دارد.

mutex شبیه یک توکن^۳ است از نخی به نخ دیگر منتقل می شود و در هر زمان به یک نخ اجازه ادامه فعالیت می دهد. برای نمونه، در رمان *سالار مگس ها*^۴ یک گروه از بچه ها از یک صدف به عنوان mutex بهره می برند. برای صحبت کردن شما باید صدف را در اختیار داشته باشید. از آنجایی که تنها یک کودک صدف را در اختیار دارد، لذا تنها یک نفر می تواند صحبت کند.^۵

به طور مشابه، به منظور دسترسی یک نخ به متغیر اشتراکی، باید که mutex را بگیرد و زمانی که کارش تمام شد آن را رها کند. در هر زمان تنها یک نخ می تواند mutex را در اختیار داشته باشد. معمما: سمافورهایی به مثال زیر بیفزایید تا انحصار متقابل متغیر اشتراکی count را اعمال نمایند.

نخ A	نخ B
1 <code>count = count + 1</code>	1 <code>count = count + 1</code>

^۲deadlock

^۳token

^۴The Lord of the Flies

^۵اگرچه این تعبیر در اینجا مفید است ولی می تواند گمراه کننده نیز باشد، همانطوری که در بخش ۶.۵ خواهیم دید.

۱.۴.۳ راهنمای انحصار متقابل

سمافوری با نام mutex و مقدار اولیه 1 ایجاد نمایید. این مقدار به این معنی است که یک نخ می‌تواند ادامه یافته و به متغیر اشتراکی دسترسی داشته باشد؛ مقدار صفر به معنی این است که باید منتظر نخ دیگری بماند تا mutex را آزاد نماید.

۲.۴.۳ راه حل انحصار متقابل

راه حلی را در ادامه می‌بینیم:

نخ A	نخ B
<pre> 1 mutex.wait() 2 # critical section 3 count = count + 1 4 mutex.signal() </pre>	<pre> 1 mutex.wait() 2 # critical section 3 count = count + 1 4 mutex.signal() </pre>

از آنجایی که مقدار اولیه mutex ۱ است، اولین نخ‌ی که wait در کد خود می‌رسد می‌تواند بلافاصله ادامه یابد. البته عمل انتظار روی سمافور موجب کاهش مقدار آن می‌گردد لذا دومین نخ به wait می‌رسد باید منتظر پیام‌دهی نخ اول بماند.

عملیات بروزرسانی متغیر حاشیه‌دار شده است تا نشان دهد که درون یک mutex قرار دارد.

در این مثال، هر دو نخ کد یکسانی را اجرا می‌نمایند. گاهی اوقات این نوع راه حل را **مقارن^۶** می‌نامیم. اگر نخ‌ها کدهای مختلفی را اجرا می‌نمایند این راه حل **نامقارن^۷** گفته می‌شود. راه حل‌های مقارن اغلب راحت‌تر تعمیم‌داده می‌شوند. در این حالت، راه حل mutex می‌تواند هر تعداد نخ همروند را بدون نیاز به هیچگونه تغییری مدیریت نماید. تا زمانی که هر نخ پیش از بروزرسانی متغیر wait، و پس از آن نیز signal را فرا می‌خواند هیچ دو نخ‌ی به صورت همزمان به متغیر count دسترسی نخواهند داشت. اغلب کدی که به حفاظت نیاز دارد **ناحیه بحرانی^۸** نامیده می‌شود، زیرا که جلوگیری از دسترسی همزمان، اهمیتی حیاتی دارد.

در استعارات رایج علم کامپیوتر، گاهی اوقات به طرق دیگری درباره mutexها صحبت می‌شود. در تعبیری که تاکنون استفاده نمودیم، mutex توکنی است که از یک نخ به نخ دیگر انتقال داده می‌شود. در تعبیر دیگر، از ناحیه بحرانی به عنوان اتاقی یاد می‌شود و در هر زمان تنها یک نخ اجازه دارد که داخل آن باشد. در این تعبیر، mutexها **قفل^۹** نامیده می‌شوند و گفته می‌شود یک نخ پیش از ورود، mutex را قفل نموده و هنگام خروج آن را باز می‌نماید. گرچه گهگاهی، کاربران تعبیر را خلط نموده و صحبت از گرفتن^{۱۰} و رهانمودن^{۱۱} یک قفل می‌نمایند که این تعبیر، به آن اندازه با معنی نیست.

هر دو تعبیر، بالقوه مفید و بالقوه گمراه کننده هستند. هنگام کار بر روی مساله بعدی، هر دو شیوه تفکر را

^۶symmetric

^۷asymmetric

^۸critical section

^۹lock

^{۱۰}getting

^{۱۱}releasing

امتحان نموده و ببینید کدام یک شماره به راه حل می‌رساند.

Multiplex ۵.۳

معمماً: راه حل قبل را چنان تعمیم دهید که به چند نخ اجازه دهد به صورت همزمان در ناحیه بحرانی اجرا شوند اما یک حدّ بالا روی تعداد نخ‌های همروند اعمال شود. به عبارت دیگر، بیش از n نخ به صورت همزمان در ناحیه بحرانی اجرا نشود.

این الگو یک مالتی پلکس^{۱۲} نامیده می‌شود. در دنیای واقعی، مساله مالتی پلکس در یک کلوپ شبانه شلوغ زمانی رخ می‌دهد که یک حداکثر، برای تعداد افرادی که مجاز به حضور در ساختمان در یک زمان هستند وجود دارد؛ خواه به منظور تامین ایمنی آتش سوزی یا به منظور ایجاد یک انحصار. معمولاً در چنین اماکنی یک مأمور، با نگاه داشتن تعداد افرادی که داخل هستند و جلوگیری از ورود افراد جدید زمانی که اتاق به ظرفیت خود برسد محدودیت همزمانی را تضمین می‌کند. سپس، هر زمان که یک فرد خارج شود فردی دیگری اجازه ورود می‌یابد.

تضمین این محدودیت با سمافورها ممکن است مشکل به نظر برسد اما تقریباً بدیهی است.

¹² multiplex

۱.۵.۳ راه حل مالتی پلکس

به منظور اینکه اجرای چند نخ را در ناحیه بحرانی ممکن سازیم تنها مقدار اولیه سمافور را n -حداکثر تعداد نخ‌های مجاز- قرار می‌دهیم.

در هر زمان، مقدار سمافور نشانگر تعداد نخ‌هایی است که می‌توانند داخل شوند. اگر این مقدار صفر باشد آنگاه نخ بعدی تا زمانی که یک از نخ‌های درونی خارج شده و پیام‌دهی نماید مسدود می‌گردد. هنگامی که تمام نخ‌ها از ناحیه بحرانی خارج شوند مقدار سمافور دوباره n می‌شود.

از آنجایی که این راه حل متقارن است، به طور قراردادی تنها یک کپی از کد نمایش داده می‌شود اما شما باید چندین کپی از کد را که به صورت هم‌روند در چندین نخ اجرا می‌شود در نظر بگیرید.

راه حل مالتی پلکس

```

1 multiplex.wait()
2   critical section
3 multiplex.signal()
```

اگر ناحیه بحرانی پر شده باشد و بیش از یک نخ سر برسند چه اتفاقی می‌افتد؟ البته چیزی که می‌خواهیم این است که تمامی آن‌ها منتظر بمانند. این راه حل دقیقاً همین کار را انجام می‌دهد. هر زمان که یک نخ تازه به صف ملحق شود، سمافور کاهش می‌یابد لذا مقدار سمافور که منفی است نشانگر تعداد نخ‌هایی است که در صف هستند.

زمانی که یک نخ ناحیه بحرانی را ترک می‌کند، به سمافور پیام‌داده و مقدار آن را افزایش می‌دهد که این کار اجازه یکی از نخ‌های در حال انتظار ادامه یابد.

با در نظر گرفتن تعابیر گذشته، در این حالت بهتر است سمافورها به صورت مجموعه‌ای از توکن‌ها دیده شود (تا یک قفل). هر نخ که `wait` را فراخوانی نماید، یکی از توکن‌ها را در اختیار می‌گیرد؛ زمانی که `signal` را فراخواند آن توکن را رها می‌نماید. فقط نخ‌ی که توکنی در اختیار دارد می‌تواند به اتاق وارد شود. زمانی که یک نخ می‌رسد اگر هیچ توکنی موجود نباشد باید تا زمانی که نخ دیگری توکنی را رها نماید، منتظر بماند.

در دنیای واقع، گاهی اوقات باجه‌های بلیط فروشی سیستمی مشابه این را بکار می‌برند. به مشتری‌هایی که در صف هستند هستند توکن‌هایی داده می‌شود. هر توکن به دارنده آن اجازه خرید یک بلیط را می‌دهد.

۶.۳ حصار^{۱۳}

دوباره مساله قرار ملاقات از بخش ۳.۳ در نظر بگیرید. یک محدودیت راه حلی که ارائه دادیم این است که برای بیشتر از دو نخ کار نمی کند.

معماً: راه حل قرار ملاقات را تعمیم دهید. هر نخ باید کد زیر را اجرا نماید:

کد حصار

1	rendezvous
2	critical point

لازمه همگام سازی این است که هیچ نخ `critical point` را اجرا ننماید مگر اینکه تمامی نخها `rendezvous` را اجرا نموده باشند.

فرض کنید که n نخ وجود دارد و این مقدار در یک متغیر برای n ذخیره شده است و تمامی نخها به آن دسترسی دارند.

زمانی که $n - 1$ نخ اول می رسند آنها باید تا زمان رسیدن n امین نخ مسدود شوند و پس از آن، همگی می توانند ادامه یابند.

¹³Barrier

۱.۶.۳ راهنمای حصار

برای بسیاری از مسائل این کتاب، با ارائه متغیرهایی که در راه حل‌هایم بکار بردم و توضیح قوانین آن‌ها، راهنمایی‌هایی را فراهم خواهم آورد.

راهنمای حصار

```
1 n = the number of threads
2 count = 0
3 mutex = Semaphore(1)
4 barrier = Semaphore(0)
```

count تعداد نخ‌های رسیده را نگاه می‌دارد. mutex دسترسی انحصاری به count را به گونه‌ای فراهم می‌آورد که نخ‌ها بتوانند به صورت ایمن آن را افزایش دهند.

barrier تا زمانی که تمامی نخ‌ها برسند قفل شده است (صفر یا منفی)؛ سپس باید باز شود (یک یا بیشتر).

۲.۶.۳ نا راه حل حصار

ابتدا راه حلی را ارائه می‌دهیم که به طور کامل درست نمی‌باشد چرا که بررسی چنین راه حل‌هایی برای فهم اینکه چه چیزی نادرست است مفید است.

نا راه حل حصار

```
1 rendezvous
2
3 mutex.wait()
4     count = count + 1
5 mutex.signal()
6
7 if count == n: barrier.signal()
8
9 barrier.wait()
10
11 critical point
```

از آنجایی که `count` به وسیله یک `mutex` محافظت می‌شود، تعداد نخ‌هایی که رد می‌شود را می‌شمارد. $n - 1$ نخ اول زمانی که به حصار می‌رسد منتظر می‌مانند چرا در ابتدا قفل است. زمانی که n امین نخ می‌رسد حصار را باز می‌نماید. معما: مشکل این راه حل چیست؟

۳.۶.۳ بن بست #۲

مشکل راه حل قبلی، بن بست است به عنوان مثال، تصور کنید $n = 5$ و چهار نخ منتظر حصار هستند. مقدار سمارفور، منفی تعداد نخ‌های در صف است که در اینجا ۴- می‌باشد.

زمانی که پنجمین نخ به حصار، پیام می‌دهد، یکی از نخ‌های در حال انتظار اجازه ادامه کار می‌یابد و سمارفور به ۳- افزایش می‌یابد.

اما پس از آن دیگر هیچ نخ‌ی به سمارفور پیام نداده و هیچ کدام از دیگر نخ‌ها نمی‌تواند از مانع عبور نماید. این دومین مثال از بن بست است.

معما: آیا این کد همیشه یک بن بست تولید می‌نماید؟ آیا می‌توانید یک مسیر اجرایی از طریق این کد بیابید که منجر به بن بست نشود؟

معما: این مشکل را حل کنید.

۴.۶.۳ راه حل حصار

بالاخره، کد راه حل صحیح مساله حصار در ادامه آمده است.

راه حل حصار

```

1 rendezvous
2
3 mutex.wait()
4     count = count + 1
5 mutex.signal()
6
7 if count == n: barrier.signal()
8
9 barrier.wait()
10 barrier.signal()
11
12 critical point

```

تنها تغییر، یک signal دیگر پس از انتظار برای حصار است. اکنون، پس از اینکه هر نخ عبور کرد، به سمافور پیام می‌دهد که نخ بعدی می‌تواند عبور کند.

این الگو-یک wait و یک signal بلافاصله پشت سر هم-آنقدر رایج است که یک نام دارد: turnstile^{۱۴}، زیرا که در یک زمان به تنها یک نخ اجازه عبور می‌دهد و می‌تواند قفل شود تا تمام نخ‌ها را نگه دارد. در وضعیت آغازین (صفر)، ترن‌استایل قفل است. نخ n ام آن را بار نموده و سپس تمام n از آن عبور می‌کنند.

ممکن است خواندن مقدار count بیرون از mutex مخاطره آمیز به نظر رسد. در اینجا، مشکلی وجود ندارد اما به طور کلی احتمالاً ایده خوبی هم نیست. چند صفحه بعد کد تمیزتری ارائه می‌دهیم اما فعلاً ممکن است بخواهید این سوالات را در نظر بگیرید: پس از n امین نخ، ترن‌استایل در چه وضعیتی است؟ آیا راهی وجود دارد که ممکن باشد حصار بیش از یکبار پیام دهی شود؟

¹⁴turnstile

۵.۶.۳ بن بست #۳

از آنجایی که در هر زمان تنها یک نخ می‌تواند از mutex عبور کند و نیز در هر زمان تنها یک نخ می‌تواند از turnstile عبور کند، ممکن است که قرار دادن turnstile درون mutex منطقی به نظر آید، مانند زیر:

راه حل بدِ حصار

```

1 rendezvous
2
3 mutex.wait()
4     count = count + 1
5     if count == n: barrier.signal()
6
7     barrier.wait()
8     barrier.signal()
9 mutex.signal()
10
11 critical point

```

این ایده بدی است زیرا که می‌تواند سبب بن بست گردد.

تصور کنید اولین نخ وارد mutex شده و پس از رسیدن به ترن استایل مسدود می‌گردد. از آنجایی که mutex قفل شده است، هیچ نخ دیگری نمی‌تواند وارد گردد، لذا شرط `condition==n` هرگز درست نبوده و هیچ نخ‌ی ترن استایل را باز نخواهد کرد.

در اینجا، بن بست کاملاً واضح است، اما یک منبع رایج بن بست‌ها را نشان می‌دهد: مسدود شدن روی یک سمافور در حالیکه یک mutex در اختیار دارد.

۷.۳ حصار با قابلیت استفاده مجدد

اغلب، مجموعه نخ‌های همکار، یک سری از گام‌های یک حلقه را اجرا نموده و پس از هر گام نزد یک حصار همگام‌سازی می‌شوند. برای این کاربرد، به یک حصار با قابلیت استفاده مجدد نیاز داریم که پس از عبور تمامی نخ‌ها از آن، خود را قفل نماید.

معملاً: راه حل حصار را چنان بازنویسی کنید که پس از عبور تمام نخ‌ها، ترن استایل دوباره قفل شود.

۱.۷.۳ نا راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد #۱

دوباره با یک تلاش ساده برای رسیدن به راه حل شروع نموده و به تدریج آن را بهبود می‌دهیم:

نا راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد

```
1 rendezvous
2
3
4 mutex.wait()
5     count += 1
6 mutex.signal()
7
8 if count == n: turnstile.signal()
9
10 turnstile.wait()
11 turnstile.signal()
12
13 critical point
14
15 mutex.wait()
16     count -= 1
17 mutex.signal()
18
19 if count == 0: turnstile.wait()
```

توجه کنید که کد پس از ترن استایل بسیار شبیه کد قبل از آن است. دوباره لازم است که دسترسی به متغیر اشتراکی count را با استفاده از mutex محافظت کنیم. با اینحال متأسفانه این کد به طور کامل صحیح نیست.

معما: مشکل چیست؟

۲.۷.۳ مساله حصار با قابلیت استفاده مجدد #۱

یک مشکلی در خط ۸ کد قبل وجود دارد.

اگر $n - ۱$ امین نخ در این نقطه با یک وقفه مواجه شود، و سپس n امین نخ وارد mutex شود، هر دو نخ $count=n$ را صحیح یافته و هر دو به ترن استایل پیام خواهند داد. در حقیقت حتی این امکان وجود دارد که تمام نخ‌ها به ترن استایل پیام دهند.

به طور مشابه در خط ۱۹ ممکن است چندین نخ $wait$ را اجرا نماید که منجر به بن بست خواهد شد. معما: مشکل را حل نمایید.

۳.۷.۳ نا راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد #۲

این تلاش خطای قبل را حل نموده ولی یک مشکل ظریف باقی می ماند.

نا راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد

```
1 rendezvous
2
3 mutex.wait()
4     count += 1
5     if count == n: turnstile.signal()
6 mutex.signal()
7
8 turnstile.wait()
9 turnstile.signal()
10
11 critical point
12
13 mutex.wait()
14     count -= 1
15     if count == 0: turnstile.wait()
16 mutex.signal()
```

در هر دو حالت بررسی درون mutex صورت می گیرد لذا یک نخ نمی تواند بعد از تغییر شمارنده و قبل از بررسی آن با وقفه مواجه شود.

متأسفانه این کد هنوز صحیح نیست. فراموش نکنید که این کد حصار درون یک حلقه قرار دارد. لذا پس از اجرای آخرین خط هر نخ به rendezvous باز می گردد. معماً: مشکل را بیابید و آن را رفع نمایید.

۴.۷.۳ راهنمای حصار با قابلیت استفاده مجدد

همانطوری که تاکنون نیز نوشته شده است، این کد به نخ‌هایی که زودتر از ناحیه بحرانی خود خارج می‌شود اجازه عبور از mutex دوم را داده و سپس در حلقه کد خود از mutex اول و ترن‌استایل عبور می‌نماید، که در عمل همین نکته سبب می‌شود آن نخ، یک دور جلوتر از دیگر نخ‌ها قرار گیرد. برای رفع این مساله می‌توانیم از دو ترن‌استایل استفاده نماییم.

راهنمای حصار با قابلیت استفاده مجدد

```
1 turnstile = Semaphore(0)
2 turnstile2 = Semaphore(1)
3 mutex = Semaphore(1)
```

در ابتدا ترن‌استایل اولی قبل و دومی باز است. زمانی که تمامی نخ‌ها به ترن‌استایل اول برسند، آن دومی را قفل و اولی را باز می‌نماییم. آن هنگام که تمامی نخ‌ها به ترن‌استایل دوم برسند اولی را دوباره قفل کرده - که این کار از بازگشت نخ‌ها به ابتدای حلقه جلوگیری می‌نماید - و سپس دومی را باز می‌نماییم.

۵.۷.۳ راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد

راهنمای حصار با قابلیت استفاده مجدد

```

1 # rendezvous
2
3 mutex.wait()
4     count += 1
5     if count == n:
6         turnstile2.wait()      # lock the second
7         turnstile.signal()     # unlock the first
8 mutex.signal()
9
10 turnstile.wait()              # first turnstile
11 turnstile.signal()
12
13 # critical point
14
15 mutex.wait()
16     count -= 1
17     if count == 0:
18         turnstile.wait()      # lock the first
19         turnstile2.signal()   # unlock the second
20 mutex.signal()
21
22 turnstile2.wait()             # second turnstile
23 turnstile2.signal()

```

گاهی اوقات به این راه حل، حصار دو-فاز گفته می‌شود زیرا که تمامی نخ‌ها را دوبار مجبور به انتظار می‌کند: یکبار برای اینکه تمام نخ‌ها برسند و بار دیگر برای آنکه تمام نخ‌های ناحیه بحرانی را اجرا نمایند. متأسفانه، این راه حل از نابدیهی‌ترین انواع کد همگام‌سازی است: اطمینان یافتن از صحت این راه حل سخت است. اغلب اینکه یک مسیر خاص از طریق برنامه سبب خطایی گردد، آنچنان آشکار نیست. بدتر اینکه، بررسی پیاده‌سازی یک راه حل آنچنان کمکی نمی‌کند. خطا ممکن است خیلی به ندرت اتفاق افتد، زیرا که مسیر بخصوصی که سبب خطا می‌گردد ممکن است نیازمند ترکیبی فوق‌العاده بی‌بدیل از شرایط باشد. تولید و اشکال زدایی چنین خطاهایی با روش‌های مرسوم تقریباً ناممکن است. تنها جایگزین بررسی دقیق کد و «اثبات» صحت آن است. «اثبات» بین گیومه قرار دادیم زیرا که ضرورتاً منظور این نیست که یک اثبات رسمی برای آن بنویسید (اگرچه متعصب‌هایی وجود دارند که به چنین حمایتی ترغیب می‌نمایند).

نوع اثبات مد نظر بسیار غیر رسمی است. می‌توانیم از مزیت ساختار کد و اصطلاحاتی که توسعه داده‌ایم برای اثبات و سپس نشان دادن یک تعدادی از ادعاهای سطح متوسط درباره برنامه استفاده کنیم. برای نمونه:

۱. فقط m امین نخ می تواند ترن استایل ها را قفل یا باز نماید.
 ۲. قبل اینکه یک نخ بتواند اولین ترن استایل را باز نماید، باید دومی را بسته باشد و بالعکس؛ بنابراین برای یک نخ، عبور از دیگر نخ ها به اندازه بیش از یک ترن استایل ناممکن است.
- با یافتن انواع صحیح عبارات به منظور اعلام و اثبات، گاهی اوقات می توانید یک راه موجز برای متقاعد کردن خودتان (یا یک همکار شکاک) بیابید که کدتان ضد گلوگه است.

۶.۷.۳ ترن استایل از پیش باگذاری شده

یک چیز جالب در رابطه با ترن استایل این است که یک جزء همه منظوره است که می‌توانید آن را در راه حل‌های مختلفی بکار ببرید. اما یک اشکال آن این است که نخ‌ها را مجبور می‌نماید که به صورت ترتیبی عبور نمایند و این ممکن است سبب تعویض بسترهای^{۱۵} زیادی بیش از حد نیاز گردد.

در مساله حصار با قابلیت استفاده مجدد، می‌توانیم راه حل را ساده‌تر کنیم اگر نخ‌ی که ترن استایل را از حالت قفل خارج می‌نماید آن را با تعداد سیگنال کافی به منظور عبور نخ‌های لازم، از پیش بارگذاری نماید.^{۱۶}

نحو مورد استفاده در اینجا فرض می‌کند که signal می‌تواند پارامتری دریافت دارد که تعداد سیگنال‌ها را مشخص می‌نماید. این، یک ویژگی استاندارد نیست، اما پیاده‌سازی آن با یک حلقه، آسان خواهد بود. تنها چیزی که باید در ذهن داشت این است که سیگنال‌های چندگانه اتمی نیستند؛ بدین معنی که نخ علامت دهنده ممکن است در میانه حلقه با وقفه روبرو شود. لکن در اینجا مشکلی نیست.

راه حل حصار با قابلیت استفاده مجدد

```

1 # rendezvous
2
3 mutex.wait()
4     count += 1
5     if count == n:
6         turnstile.signal(n)           # unlock the first
7     mutex.signal()
8
9     turnstile.wait()                   # first turnstile
10
11 # critical point
12
13 mutex.wait()
14     count -= 1
15     if count == 0:
16         turnstile2.signal(n)          # unlock the second
17     mutex.signal()
18
19     turnstile2.wait()                  # second turnstile

```

زمانیکه n امین نخ می‌رسد، ترن استایل اول را با یک سیگنال بازای هر نخ از پیش بارگذاری می‌نماید. زمانیکه n امین نخ از ترن استایل عبور می‌نماید آخرین توکن را در اختیار گرفته و ترن استایل را دوباره قفل

¹⁵ context switch

¹⁶ با تشکر از Matt Tesch بابت این راه حل!

می‌نماید.

اتفاق مشابهی در ترن استایل دوم رخ می‌دهد، آن زمان که آخرین نخ از mutex عبور نموده آن را باز

می‌نماید.

۷.۷.۳ اشیاء حصار

به طور معمول، یک حصار را درون یک شیء محصور^{۱۷} می‌نمایند. در اینجا برای تعریف کلاس، نحو پایتون را بکار می‌بریم.

کلاس Barrier

```

1 class Barrier:
2     def __init__(self, n):
3         self.n = n
4         self.count = 0
5         self.mutex = Semaphore(1)
6         self.turnstile = Semaphore(0)
7         self.turnstile2 = Semaphore(0)
8
9     def phase1(self):
10        self.mutex.wait()
11        self.count += 1
12        if self.count == self.n:
13            self.turnstile.signal(self.n)
14        self.mutex.signal()
15        self.turnstile.wait()
16
17    def phase2(self):
18        self.mutex.wait()
19        self.count -= 1
20        if self.count == 0:
21            self.turnstile2.signal(self.n)
22        self.mutex.signal()
23        self.turnstile2.wait()
24
25    def wait(self):
26        self.phase1()
27        self.phase2()

```

زمانیکه یک شیء Barrier ایجاد می‌گردد متد `__init__` اجرا می‌شود و متغیرهای نمونه را مقداردهی اولیه می‌نماید. پارامتر `n` تعداد نخ‌هایی است که باید پیش از اینکه حصار باز شود `wait` را فراخوانند.

متغیر `self` به شبی اشاره دارد که متد روی آن عمل می‌نماید. از آنجایی که هر شیء حصار، `mutex` و ترن‌استایل‌های خود را دارد، `self.mutex` به `mutex` شیء جاری اشاره می‌نماید. در اینجا مثالی مشاهده می‌نمایید که یک شیء Barrier را ایجاد نموده و روی آن منتظر می‌ماند:

¹⁷encapsulate

واسط Barrier

```
1 barrier = Barrier(n)           # initialize a new barrier
2 barrier.wait()                 # wait at a barrier
```

کدی که حصار را بکار می برد می تواند phase1 و phase2 را به صورت مجزا فراخواند اگر چیزی وجود داشته باشد که لازم باشد در آن بین اجرا شود.

۸.۳ صف

سمافورها می توانند به عنوان یک صف نیز استفاده شوند. در این حالت، مقدار اولیه 0 است و معمولاً کد به گونه ای نوشته شده است که امکان علامت دهی وجود ندارد مگر اینکه یک نخ، در حال انتظار وجود داشته باشد، لذا مقدار سمافور هیچگاه مثبت نیست.

به عنوان مثال، تصور کنید که نخ ها، نمایشگر رقصنده هایی باشند و دو نوع رقص -جلودار و دنباله رو- در دو صف، پیش از ورود به اتاق رقص منتظر هستند. هنگامی که که یک جلودار می رسد، بررسی می کند که آیا هیچ دنباله رویی منتظر هست یا خیر. اگر چنین باشد، هر دو می توانند داخل شوند در غیر این صورت می بایست منتظر بمانند.

به طور مشابه، زمانی که یک دنباله رو می رسد، او ابتدا چک می کند که آیا جلوداری وجود دارد یا خیر و منطق با داخل شده یا صبر می نماید.

معمماً: کدی بنویسید برای جلودارها و دنباله روها که این شرایط در آن صدق کند.

۱.۸.۳ راهنمایی برای معما

در اینجا متغیرهایی آمده است که در راه حل خود بکار برده‌ام:

راهنمایی صف

```
1 leaderQueue = Semaphore(0)
2 followerQueue = Semaphore(0)
```

leaderQueue صف حاوی جلودارهای منتظر هست و followerQueue صف حاوی دنباله‌روهای منتظر هست.

۲.۸.۳ راه حل صف

کد مربوط به جلو دارها را در اینجا آمده است:

راه حل صف (جلودارها)

```
1 followerQueue.signal()
2 leaderQueue.wait()
3 dance()
```

و در این قسمت کد مربوط به دنباله‌روها را مشاهده می‌نمایید:

راه حل صف (دنباله‌روها)

```
1 leaderQueue.signal()
2 followerQueue.wait()
3 dance()
```

این راه حل به همان اندازه که نشان می‌دهد ساده است، تنها یک قرار ملاقات است. هر جلو دار دقیقاً به یک دنباله‌رو علامت می‌دهد و هر دنباله‌رو به یک جلو دار علامت می‌دهد، لذا این ضمانت می‌کند که جلو دارها و دنباله‌روها تنها به صورت جفت جفت اجازه اقدام داشته باشند. اما اینکه آیا آن‌ها واقعاً به صورت جفت جفت وارد عمل می‌شوند واضح نیست. برای هر تعداد از نخ‌ها امکان تجمع قبل از اجرای dance وجود دارد و لذا برای هر تعداد از جلو دارها dance پیش از دنباله‌روها ممکن است. بسته به معنای dance این رفتار ممکن است مشکل ساز باشد و یا نباشد.

برای اینکه کمی جالب‌تر شود بگذارید محدودیتی بیفزاییم که در آن، هر جلو دار تنها با یک دنباله‌رو به صورت همزمان بتواند dance را فراخواند و بالعکس. به عبارت دیگر، باید با کسی که شما را آورده است برقصید^{۱۸}.

معمداً: یک راه حل برای این مساله «صف انحصاری» ارائه کنید.

^{۱۸} متن آهنگ اجرا شده توسط Shania Twain

۳.۸.۳ راهنمای صف انحصاری

متغیرهایی را که در راه حل خود بکار برده‌ام در ادامه مشاهده می‌نمایید:

راهنمای صف

```
1 leaders = followers = 0
2 mutex = Semaphore(1)
3 leaderQueue = Semaphore(0)
4 followerQueue = Semaphore(0)
5 rendezvous = Semaphore(0)
```

leaders و followers شمارنده‌هایی هستند که تعداد رقاص‌های هر نوع که در حال انتظار هستند

در خود نگه می‌دارند. موتکس دسترسی انحصاری به شمارنده‌ها را ضمانت می‌کند.

leaderQueue و followerQueue صف‌هایی هستند که رقاص‌ها در آن منتظر می‌مانند.

rendezvous برای بررسی اینکه هر دو نخ رقص را خود به پایان رسانده‌اند بکار می‌رود.

۴.۸.۳ راه حل صف انحصاری

قطعه کد مربوط به جلودارها:

راه حل صف (جلودارها)

```

1 mutex.wait()
2 if followers > 0:
3     followers--
4     followerQueue.signal()
5 else:
6     leaders++
7     mutex.signal()
8     leaderQueue.wait()
9
10 dance()
11 rendezvous.wait()
12 mutex.signal()

```

زمانی که یک جلودار می‌رسد، میوتکسی که `followers` و `leaders` را محافظت می‌کند می‌گیرد. اگر یک دنباله‌رو منتظر باشد، جلودار مقدار `followers` را کاهش می‌دهد، به یک جلودار سیگنال می‌دهد و سپس `dance` را فرا می‌خواند، تمام این کارها قبل از آزادسازی `mutex` انجام می‌شود. این تضمین می‌کند که تنها یک نخ دنباله‌رو وجود دارد که `dance` را به طور همزمان اجرا نماید. اگر هیچ دنباله‌روی در حالت انتظار نباشد، جلودار باید میوتکس را قبل از انتظار روی `leaderQueue` رها کند.

کدمربوط به دنباله‌روها نیز مشابه است:

راه حل صف (دنباله‌روها)

```

1 mutex.wait()
2 if leaders > 0:
3     leaders--
4     leaderQueue.signal()
5 else:
6     followers++
7     mutex.signal()
8     followerQueue.wait()
9
10 dance()
11 rendezvous.signal()

```

زمانی که یک دنباله‌رو می‌رسد، چک می‌کند که آیا جلوداری در حالت انتظار هست. اگر یکی وجود داشته باشد، دنباله‌رو مقدار `leaders` را کاهش می‌دهد، به جلودار سیگنال می‌دهد، و `dance` را اجرا می‌کند، تمامی این کارها بدون آزادسازی `mutex` انجام می‌شود. در حقیقت در این مورد دنباله‌رو هرگز `mutex` را رها

نمی‌کند؛ جلودار این کار را انجام می‌دهد. لازم نیست نخ‌ی که میوتکس را دارد رد گیری کنیم زیرا که می‌دانیم یکی از آن‌ها میوتکس را دارد و هر کدام از آن دو نخ می‌تواند آن را آزاد کند. در راه حل من همیشه یک جلودار این کار را انجام می‌دهد.

زمانی که یک سمافور به عنوان یک صف استفاده می‌شود،^{۱۹} به نظرم بهتر است که “انتظار” را “انتظار برای این صف” بخوانیم و “سیگنال” را “بگذار شخصی از این صف برود”. در این کد، ما هرگز به یک صف سیگنال نمی‌دهیم، مگر اینکه کسی در حال انتظار باشد، در نتیجه مقدار سمافورهای صف به ندرت مثبت می‌باشد. اگرچه این امکان نیز وجود دارد. ببینید آیا می‌توانید بفهمید چگونه ممکن است.

^{۱۹} سمافوری که به عنوان یک صف بکار می‌رود بسیار شبیه به یک متغیر شرطی است. تفاوت اصلی در این است که نخ‌ها باید میوتکس را به طور صریح پیش از انتظار رها نموده و پس از آن به صورت صریح آن را دوباره در اختیار گیرند (البته اگر آن را نیاز داشته باشد).

فصل ۴

مسائل همگام‌سازی کلاسیک

مسائل کلاسیک همگام‌سازی، که تقریباً در هر کتاب درسی سیستم‌عامل وجود دارد را در این فصل بررسی می‌نماییم. این مسائل معمولاً در غالب مسائل جهان واقع ارائه می‌گردد، لذا بیان مساله واضح است و بنابراین دانشجویان می‌توانند شهود خود را بکار بندند.

گرچه برای اکثر موارد، این مسائل در دنیای واقع رخ نمی‌دهد یا اگر هم رخ دهد راه حل‌های دنیای واقع چندان شبیه کد همگام‌سازی که با آن کار می‌کنیم نیست.

دلیل علاقه‌مندی ما، به اینگونه مسائل این است که شبیه مسائل رایجی هستند که سیستم‌عامل‌ها (و برخی برنامه‌ها) نیاز به حل آن‌ها دارند. برای هر مساله کلاسیک، یک فرمول‌بندی کلاسیک ارائه می‌دهیم و همچنین شباهات آن را به مساله متناظر در سیستم‌عامل بیان می‌نماییم.

۱.۴ مسئله تولیدکننده-مصرف‌کننده

در برنامه‌های چندنخی اغلب یک تقسیم‌بندی از کار بین نخ‌ها وجود دارد. در یک الگوی رایج، برخی نخ‌ها تولیدکننده و برخی مصرف‌کننده هستند. تولیدکننده‌ها عناصری از برخی نوع‌ها را ایجاد نموده و آن‌ها را به یک ساختمان داده می‌افزاید؛ مصرف‌کننده‌ها عناصر را حذف نموده و پردازش می‌کنند.

برنامه‌های رویداد-محور مثال‌های خوبی هستند. یک "رویداد"^۱، رخدادی است که به پاسخ برنامه نیاز دارد: کاربر کلیدی را فشار می‌دهد یا ماوس را جابجا می‌کند، یک بلوک داده از دیسک می‌رسد، یک بسته از

¹event

شبکه می‌رسد، یک عمل در حال انتظار تکمیل می‌شود.

هر زمان که یک رویداد رخ می‌دهد، یک نخ تولیدکننده یک شیء رویداد را ایجاد نموده و آن را به بافر رویداد می‌افزاید. به طور همزمان، نخ مصرف‌کننده، رویدادها را از بافر خارج کرده و آن‌ها را پردازش می‌کند. در این حالت، مصرف‌کننده‌ها "مدیریت‌کننده رویداد"^۲ نامیده می‌شوند.

چندین محدودیت همگام‌سازی وجود دارد که برای درست کار کردن سیستم نیاز به تحمیل آن‌ها داریم.

- زمانی که یک عنصر به بافر افزوده شده یا از آن حذف می‌گردد، بافر در وضعیتی ناپایدار است. بنابراین نخ‌ها باید دسترسی انحصاری به بافر داشته باشند.

- اگر یک نخ مصرف‌کننده در زمانی که بافر خالی است سر برسد، تا زمانی که یک تولیدکننده عنصر جدیدی را بیفزاید مسدود می‌گردد.

فرض کنید که تولیدکننده‌ها عملیات زیر را بارها و بارها انجام می‌دهند:

کد پایه تولیدکننده

```
1 event = waitForEvent()
2 buffer.add(event)
```

همچنین فرض کنید مصرف‌کننده‌ها عملیات زیر را اجرا می‌کنند:

کد پایه مصرف‌کننده

```
1 event = buffer.get()
2 event.process()
```

همانطوری که در بالا مشخص شده، دسترسی به بافر باید انحصاری باشد، اما `waitForEvent` و

`event.process` می‌توانند به طور همزمان اجرا شوند.

معما: دستورات همگام‌سازی را به کد تولیدکننده و مصرف‌کننده بیفزایید تا محدودیت‌های همگام‌سازی

اعمال شود.

²event handler

۱.۱.۴ راهنمای تولیدکننده-مصرف کننده

در اینجا متغیرهایی آمده است که ممکن است بخواهید استفاده کنید:

مقداردهی اولیه تولیدکننده-مصرف کننده

```
1 mutex = Semaphore(1)
2 items = Semaphore(0)
3 local event
```

بدون تعجب، mutex دسترسی انحصاری را به بافر فراهم می‌آورد. هنگامی که items مثبت است، تعداد عناصر موجود در بافر را نشان می‌دهد. زمانی که منفی است، نشان‌دهنده تعداد نخ‌های مصرف‌کننده در صف می‌باشد.

event یک متغیر محلی^۳ است، که در اینجا بدین معنی است که هر نخ نسخه خود را دارد. تاکنون فرض کرده‌ایم که تمام نخ‌ها به تمام متغیرها دسترسی دارند، اما گاهی اوقات بهتر است که به هر نخ یک متغیر الحاق شود.

راه‌های مختلفی برای پیاده‌سازی این نکته در محیط‌های گوناگون وجود دارد:

- اگر هر نخ پشته زمان اجرای خودش را داشته باشد، آنگاه هر متغیر تخصیص داده شده در پشته، مخصوص به نخ^۴ است.
- اگر نخ‌ها به عنوان اشیا نشان داده شوند، می‌توانیم به هر شیئی نخ یک خصیصه اضافه نماییم.
- اگر نخ‌ها IDهای یکتا داشته باشند، می‌توانیم ID را به عنوان اندیس یک آرایه یا جدول درهم سازی به کار ببریم، و داده‌های هر نخ را در آن ذخیره کنیم.

در بیشتر برنامه‌ها، اغلب متغیرها محلی هستند مگر اینکه به صورت دیگری اعلان شوند، اما در این کتاب بیشتر متغیرها اشتراکی اند، لذا پیش فرض متغیرها اشتراکی هستند مگر اینکه به صراحت به صورت local اعلان شوند.

^۳local variable

^۴thread-specific

۲.۱.۴ راه حل تولیدکننده-مصرف کننده

کد تولیدکننده از راه حل من در ادامه آمده است.

راه حل تولیدکننده

```
1 event = waitForEvent()
2 mutex.wait()
3     buffer.add(event)
4     items.signal()
5 mutex.signal()
```

تولیدکننده تا زمان دریافت یک رویداد، نباید دسترسی انحصاری به بافر داشته باشد. چندین نخ به صورت همزمان می توانند `waitForEvent` را اجرا نمایند.

سمافور `items` تعداد عناصر موجود در بافر را در خود نگاه می دارد. هر زمان که تولیدکننده یک عنصر بیفزاید، با `items` دادن سیگنال یک واحد آن را افزایش می دهد. کد مصرف کننده نیز مشابه است.

راه حل مصرف کننده

```
1 items.wait()
2 mutex.wait()
3     event = buffer.get()
4 mutex.signal()
5 event.process()
```

دوباره، عملیات بافر توسط یک میوتکس حفاظت می شود اما پیش از اینکه مصرف کننده به آن برسد باید `items` را کاهش دهد. اگر `items` مقدار صفر یا منفی داشته باشد، مصرف کننده تا زمانی که یک تولیدکننده سیگنال دهد مسدود می گردد.

اگرچه این راه حل درست است، این امکان وجود دارد که کارایی آن را قدری بهبود بخشید. تصور کنید زمانی که یک تولید به `items` سیگنال می دهد حداقل یک مصرف کننده در صف قرار دارد. اگر زمان بند به مصرف کننده اجازه اجرا را بدهد، پس از آن چه اتفاقی می افتد؟ بلافاصله روی میوتکس که (هنوز) در اختیار تولیدکننده است مسدود می شود.

مسدودسازی و رفع انسداد، اعمال نسبتاً پرهزینه ای هستند: انجام غیرضروری آن ها می تواند به کارایی برنامه آسیب زند. لذا احتمالاً بازنویسی کد تولیدکننده به صورت زیر بهتر باشد.

راه حل بهبود یافته تولیدکننده

```
1 event = waitForEvent()
2 mutex.wait()
3     buffer.add(event)
4 mutex.signal()
5 items.signal()
```

اکنون تا زمانی که بدانیم یک مصرف‌کننده می‌تواند به کار خود ادامه دهد برای رفع انسداد آن خود را بزرگوار نمی‌اندازیم (بجز موردی نادر که تولیدکننده دیگری در گرفتن میوتکس، از مصرف‌کننده پیشی می‌گیرد). یک چیز دیگری در رابطه با این راه حل وجود دارد که ممکن است یک فرد دقیق را آزار دهد. در بخش راهنمایی ادعا کردیم که سمافور items تعداد عناصر موجود در صف را در خود نگاه می‌دارد. اما با نگاه به کد مصرف‌کننده، در می‌یابیم این امکان وجود دارد که چندین مصرف‌کننده بتوانند پیش از اینکه میوتکس را بگیرند و یک عنصر را از بافر بردارند، items را کاهش دهند. حداقل برای یک زمان کوتاه، items را می‌تواند نادقیق باشد.

ممکن آن را بخواهیم بوسیله چک کردن بافر را درون میوتکس مدیریت کنیم:

راه حل معیوب مصرف‌کننده

```

1 mutex.wait()
2     items.wait()
3     event = buffer.get()
4 mutex.signal()
5 event.process()
```

این ایده بدی است.

معما: چرا؟

۳.۱.۴ بن بست #۴

اگر مصرف کننده کد زیر را اجرا نماید

راه حل معیوب مصرف کننده

```

1 mutex.wait()
2     items.wait()
3     event = buffer.get()
4 mutex.signal()
5
6 event.process()
```

می تواند سبب بروز بن بست گردد. تصور نمایید که بافر خالی است. یک مصرف کننده سر رسیده و میوتکس را گرفته و سپس روی items مسدود می گردد. زمانیکه تولید کننده سر می رسد، روی mutex مسدود شده و سیستم وارد یک توقف تمام اعیار گردد.

این مشکل یک خطای رایج در کد همگام سازی است: هر زمان که برای یک سمافور منتظر می مانید در حالیکه یک میوتکس را در دست دارید، خطر بن بست وجود دارد. زمانیکه یک راه حل را نسبت به مساله همگام سازی بررسی می نمایید، باید این نوع از بن بست را مد نظر داشته باشید.

۴.۱.۴ تولید کننده-مصرف کننده با یک بافر متناهی

در این مثالی که بالا توضیح داده شد (نخ های کنترل کننده رویداد)، بافر اشتراکی معمولاً نامتناهی است (به طور دقیق تر، با منابع سیستم نظیر حافظه فیزیکی و فضای مبادله^۵ محدود شده است). گرچه در هسته سیستم عامل، محدودیت هایی روی فضای موجود نیز وجود دارد. بافرهایی نظیر درخواست دیسک یا بسته های شبکه معمولاً سائز ثابتی دارند. در این گونه موارد، یک محدودیت همگام سازی دیگر نیز داریم:

- اگر زمانیکه بافر پر است یک تولید کننده برسد، تا زمانیکه یک مصرف کننده عنصری را از بافر حذف کند مسدود می گردد.

فرض کنید که اندازه بافر را می دانیم. آن bufferSize بنامید. از آنجاییکه سمافوری داریم که تعداد عناصر را نگاه می دارد، وسوسه می شویم کدی به صورت زیر بنویسیم.

راه حل معیوب بافر محدود

⁵swap space

```
1 | if items >= bufferSize:  
2 |     block()
```

اما نمی‌توانیم چنین کنیم. به یاد آورید مقدار جاری یک سمافور را نمی‌توان بررسی نمود؛ wait و signal تنها عملیات ما هستند.

معما: کد تولیدکننده-مصرف‌کننده‌ای بنویسید که محدودیت بافر-متناهی را مدیریت کند.

۵.۱.۴ راهنمای بافر محدود تولیدکننده-مصرف کننده

سمافور دیگری را به منظور نگهداری تعداد فضای موجود در بافر بیفزایید.

مقداردهی اولیه بافر محدود تولیدکننده-مصرف کننده

```
1 mutex = Semaphore(1)
2 items = Semaphore(0)
3 spaces = Semaphore(buffer.size())
```

زمانیکه مصرف کننده عنصری را حذف می کند باید به spaces سیگنال دهد. زمانیکه تولیدکننده می رسد باید spaces را کاهش دهد، که در این نقطه ممکن است تا آن هنگامیکه مصرف کننده بعدی سیگنال دهد مسدود گردد.

۶.۱.۴ راه حل بافر محدود تولیدکننده-مصرف کننده

و اما راه حل.

راه حل بافر محدود مصرف کننده

```

1 items.wait()
2 mutex.wait()
3     event = buffer.get()
4 mutex.signal()
5 spaces.signal()
6
7 event.process()

```

کد تولیدکننده تا حدودی متقارن است:

راه حل بافر محدود تولیدکننده

```

1 event = waitForEvent()
2
3 spaces.wait()
4 mutex.wait()
5     buffer.add(event)
6 mutex.signal()
7 items.signal()

```

به منظور اجتناب از بن بست، تولیدکننده ها و مصرف کننده ها پیش از گرفتن میوتکس موجود بودنش بررسی می نمایند. برای بهترین کارایی، آن ها میوتکس را پیش از سیگنال دهی آزاد می نمایند.

۲.۴ مساله خوانندگان-نویسندگان

مساله کلاسیک بعدی، که مساله خواننده-نویسنده گفته می شود، مربوط می شود به هر راه حلی که یک ساختمان داده، پایگاه داده یا سیستم فایل خوانده شده و توسط نخ های همروند ویرایش می شود. زمانیکه ساختمان داده نوشته شده یا ویرایش می گردد ضروری است که دیگر نخ ها از خواندن منع گردند تا از دخالت در ویرایشی که در حال انجام است جلوگیری نموده و داده های نامعتبر یا ناپایدار خوانده نشود. همانند مساله تولیدکننده-مصرف کننده، راه حل مساله، متقارن است. خوانندگان و نویسندگان قبل از ورود به ناحیه بحرانی کد متفاوتی را اجرا می نمایند. محدودیت های همگام سازی عبارتند از:

۱. هر تعداد خواننده می تواند به صورت همزمان در ناحیه بحرانی باشد.

۲. نویسندگان باید دسترسی انحصاری به ناحیه بحرانی داشته باشند.

به عبارت دیگر، یک نویسنده تا زمانی که نخ دیگری (اعم از خواننده یا نویسنده) در ناحیه بحرانی وجود دارد، نمی‌تواند وارد شود و زمانی که یک نویسنده وجود داشته باشد هیچ نخ دیگری نمی‌تواند وارد شود. الگوی انحصاری اینجا ممکن است **انحصار متقابل دسته‌ای**^۶ نامیده شود. یک نخ در ناحیه بحرانی ضرورتاً دیگر نخ‌ها را بیرون نمی‌نماید، اما وجود یک دسته خاص در ناحیه بحرانی دسته‌های دیگر را مانع می‌گردد.

معملاً: سمافورهایی برای اعمال این محدودیت‌ها به کار برید به گونه‌ای که به خوانندگان و نویسندگان اجازه دسترسی به ساختمان داده را بدهد و از وقوع بن‌بست جلوگیری نماید.

^۶categorical mutual exclusion

۱.۲.۴ راهنمای خوانندگان-نویسندگان

مجموعه متغیرهایی که برای حل مساله کافی هستند در ادامه آمده است.

مقداردهی اولیه خوانندگان-نویسندگان

```
1 int readers = 0
2 mutex = Semaphore(1)
3 roomEmpty = Semaphore(1)
```

شمارنده readers تعداد خوانندگان در اتاق را نگاه می‌دارد. mutex شمارنده اشتراکی را حفاظت می‌نماید.

اگر هیچ نخ (اعم از خواننده یا نویسنده) در ناحیه بحرانی نباشد roomEmpty مقدار 1 دارد و الا 0. نام roomEmpty بر اساس قاعده‌ای که خود قرار گذاشتیم انتخاب گردیده تا اینکه نام سمافور نشانگر شرط مورد نظر باشد. طبق این قرارداد، معمولاً "انتظار" به معنای "انتظار برای برقرار بودن شرط" و "سیگنال" به معنای "علامتی ده که شرط برقرار است" می‌باشد.

۲.۲.۴ راه حل خوانندگان-نویسندگان

کد نویسندگان ساده است. اگر ناحیه بحرانی خالی باشد، نویسنده می تواند وارد شود اما اثر این ورود این است که از ورود تمامی دیگر نخها ممانعت به عمل می آید.

راه حل نویسندگان

```

1 roomEmpty.wait()
2     critical section for writers
3 roomEmpty.signal()

```

آیا نویسنده آن زمانیکه از اتاق خارج می شود، می تواند از خالی بودن آن مطمئن باشد؟ بله، زیرا که می داند هیچ نخی نمی تواند تا آن زمان که آنجا است وارد شود.

کد خوانندگان مشابه کد حصار است که در بخش قبل دیدیم. تعداد خواننده هایی که در اتاق هستند را نگاه می داریم لذا می توانیم به اولین خواننده ای که وارد می شود و آخرین خواننده ای که خارج می شود دستوراتی خاص را بدهیم.

اولین خواننده ای که می رسد باید منتظر roomEmpty بماند. اگر اتاق خالی باشد، خواننده می تواند وارد شده و در همان زمان ورود نویسندگان را ممنوع نماید. خوانندگان بعدی هنوز می توانند وارد شوند زیرا که هیچ کدام از آنان منتظر roomEmpty نخواهند ماند.

اگر زمانیکه یک نویسنده در اتاق است خواننده ای برسد روی roomEmpty منتظر می ماند. از آنجاییکه میوتکس را در اختیار گرفته، هر خواننده بعدی روی mutex تشکیل صف می دهند.

راه حل خوانندگان

```

1 mutex.wait()
2     readers += 1
3     if readers == 1:
4         roomEmpty.wait()      # first in locks
5     mutex.signal()
6
7 # critical section for readers
8
9 mutex.wait()
10    readers -= 1
11    if readers == 0:
12        roomEmpty.signal()    # last out unlocks
13    mutex.signal()

```

کد پس از ناحیه بحرانی یکسان است. آخرین خواننده ای که اتاق را ترک می نماید لامپ خاموش کرده -بدین معنی که به roomEmpty سیگنال می دهد- که ورود نویسنده منتظر را ممکن می سازد.

دوباره، برای اینکه نشان دهیم این کد درست است، مفید است تعدادی از ادعاهایی که درباره نحوه رفتار برنامه داریم را شرح داده و ثابت کنیم. آیا می‌توانید خودتان را مجاب نمایید که آنچه در ادامه آمده صحیح است؟

- فقط یک خواننده می‌تواند روی roomEmpty در صف قرار گیرد اما چندین نویسنده ممکن است در صف قرار گیرند.
- زمانی که یک خواننده به roomEmpty سیگنال می‌دهد اتاق باید خالی باشد.

الگوهای مشابه این کد خواننده رایج هستند: اولین نخ وارد شده به بخش، سمافور (یا صف‌ها) را قفل نموده و آخرین نخ خروجی آن را باز می‌نماید. در واقع، این کد اینقدر رایج است که بهتر است به آن نامی دهیم و آن را به صورت یک شیء بسته‌بندی نماییم.

نام این الگو **Lightswitch**^۷ است، شبیه به الگویی که اولین نفری که وارد اتاق می‌شود لامپ را روشن می‌کند (میوتکس را قفل می‌نماید) و آخرین نفری که از اتاق خارج می‌شود آن را خاموش می‌نماید (میوتکس را باز می‌کند). در ادامه تعریف کلاس **Lightswitch** آمده است:

تعریف Lightswitch

```

1 class Lightswitch:
2     def __init__(self):
3         self.counter = 0
4         self.mutex = Semaphore(1)
5
6     def lock(self, semaphore):
7         self.mutex.wait()
8         self.counter += 1
9         if self.counter == 1:
10            semaphore.wait()
11        self.mutex.signal()
12
13    def unlock(self, semaphore):
14        self.mutex.wait()
15        self.counter -= 1
16        if self.counter == 0:
17            semaphore.signal()
18        self.mutex.signal()

```

lock یک سمافور را به عنوان پارامتر دریافت می‌دارد و آن را چک نموده و حتی ممکن آن را بگیرد. اگر سمافور قفل باشد، نخ فراخواننده روی semaphore مسدود گردیده و تمامی نخ‌های بعدی روی

^۷کلید برق

`self.mutex` مسدود می‌گردند. زمانیکه سمارفور باز هست، اولین نخ در حال انتظار مجدداً آن را قفل نموده و تمامی نخ‌های در حال انتظار ادامه می‌یابند.

اگر سمارفور در ابتدا باز باشد، اولین نخ آن را قفل نموده و مابقی نخ‌ها ادامه می‌یابند.

`unlock` تا زمانیکه تمامی نخ‌هایی که `lock` را فراخوانده‌اند `unlock` را نیز فراخوانند هیچ اثری نخواهد داشت. زمانیکه آخرین نخ `unlock` را فراخواند سمارفور را باز می‌نماید.

با کمک این توابع، می‌توانیم کد خواننده را کمی ساده‌تر بازنویسی نماییم:

مقدار دهی اولیه خوانندگان-نویسندگان

```
1 readLightswitch = Lightswitch()
2 roomEmpty = Semaphore(1)
```

readLightswitch یک شیء Lightswitch اشتراکی است که مقدار شمارنده آن در ابتدا صفر است.

راه حل خوانندگان-نویسندگان (خواننده)

```
1 readLightswitch.lock(roomEmpty)
2 # critical section
3 readLightswitch.unlock(roomEmpty)
```

کد نویسنده بدون تغییر باقی می‌ماند.

همچنین این امکان وجود دارد که بجای ارسال roomEmpty به عنوان یک پارامتر به lock و unlock، ارجاعی به roomEmpty را به عنوان یک خصیصه Lightswitch ذخیره نمود. این رهیافت جایگزین، کمتر مستعد خطا است، اما تصور می‌کنم اگر هر یک از فراخوانی‌های lock و unlock سمافوری که روی آن عمل می‌کند را مشخص نماید خوانایی افزایش می‌یابد.

۳.۲.۴ قحطی

آیا خطر بن‌بست در راه حل قبل وجود دارد؟ برای اینکه بن‌بستی رخ دهد، باید این امکان برای یک نخ وجود داشته باشد که بر روی یک سمافور منتظر بماند در حالیکه سمافور دیگر را در اختیار دارد و به موجب آن مانع از این شود که خودش سیگنالی دریافت نماید.

در این مثال، بن‌بست ممکن نیست، اما یک مشکل مرتبط وجود دارد که تقریباً به همان اندازه بد است: ممکن است نویسنده دچار قحطی شود.

اگر نویسنده‌ای آن زمان که چندین خواننده در ناحیه بحرانی قرار دارند سر برسد ممکن است برای همیشه در صف منتظر بماند در حالیکه خوانندگان می‌آیند و می‌روند. تا زمانی که یک خواننده جدید پیش از اینکه آخرین خواننده از خواننده‌های جاری خارج شود برسد، همیشه حداقل یک خواننده در اتاق وجود خواهد داشت.

این وضعیت یک بن‌بست نیست زیرا که برخی نخ‌ها در حال پیشروی هستند، اما این به طور کامل مطلوب نیست. برنامه‌ای نظیر این ممکن است تا زمانی که بار روی سیستم کم است کار کند، زیرا که فرصت‌های زیادی

برای نویسندگان وجود دارد. اما همانطوری که بار سیستم افزایش یابد رفتار سیستم ممکن است به سرعت به زوال گراید (حداقل از دید نویسندگان).
معماً: این راه حل را به گونه‌ای توسعه دهید تا زمانیکه یک نویسنده می‌رسد، خوانندگان موجود بتوانند خاتمه یابند ولی هیچ خواننده جدیدی نتواند وارد شود.

۴.۲.۴ راهنمایی خوانندگان-نویسندگان بدون قحطی

راهنمایی در ادامه آمده است. می‌توانید یک ترن استایل برای خوانندگان بیفزایید و به نویسندگان اجازه دهید آن را قفل نمایند. نویسندگان باید از طریق ترن استایل مشابهی گذر نمایند، اما تا زمانی که داخل آن هستند باید سمافور roomEmpty را بررسی نمایند. اگر یک نویسنده در ترن استایل گیر افتد اثر آن این است که خوانندگان را مجبور می‌نماید روی ترن استایل تشکیل صف دهند. سپس زمانی که آخرین خواننده ناحیه بحرانی را ترک نمود، می‌توانیم مطمئن باشیم که حداقل یک نویسنده در ادامه وارد می‌شود (قبل از آنکه خوانندگان در صف بتوانند ادامه یابند).

مقدار دهی اولیه خوانندگان-نویسندگان بدون قحطی

```
1 readSwitch = Lightswitch()
2 roomEmpty = Semaphore(1)
3 turnstile = Semaphore(1)
```

readSwitch تعداد خوانندگان موجود در اتاق را نگاه می‌دارد؛ زمانی که اولین خواننده وارد شد roomEmpty را قفل نموده و زمانی که آخرین خواننده خارج شد آن را باز می‌نماید. turnstile برای خواننده‌ها یک ترن استایل و برای نویسندگان یک میوتکس است.

۵.۲.۴ راه حل خوانندگان-نویسندگان بدون قحطی

کد نویسنده در ادامه آمده است:

راه حل نویسنده بدون قحطی

```

1 turnstile.wait()
2   roomEmpty.wait()
3   # critical section for writers
4   turnstile.signal()
5
6   roomEmpty.signal()

```

اگر یک نویسنده آن زمانیکه چندین خواننده در اتاق وجود دارد برسد، در خط ۲ مسدود می‌گردد، بدین معنی که ترن استایل قفل شده است. این کار، مانع ورود خوانندگان تا زمانیکه یک نویسنده در صف است می‌گردد. کد خواننده در ادامه آمده است:

راه حل خواننده بدون قحطی

```

1 turnstile.wait()
2   turnstile.signal()
3
4   readSwitch.lock(roomEmpty)
5   # critical section for readers
6   readSwitch.unlock(roomEmpty)

```

زمانیکه آخرین خواننده خارج می‌شود به roomEmpty سیگنال داده و نویسنده در حال انتظار را رفع انسداد می‌نماید. از آنجایی که هیچکدام از خوانندگان در حال انتظار نمی‌توانند از ترن استایل بگذرند، نویسنده بلافاصله وارد ناحیه بحرانی خودش می‌شود.

زمانیکه نویسنده خارج می‌شود turnstile را سیگنال می‌دهد که نخ در حال انتظار اعم از خواننده یا نویسنده را رفع انسداد می‌نماید. بنابراین، این راه حل تضمین می‌نماید که حداقل یک نویسنده می‌تواند ادامه یابد، اما هنوز این امکان برای یک خواننده وجود دارد آن زمان که نویسندگانی در صف وجود دارند وارد شود. بسته به کاربرد، اعطای اولویت بیشتر به نویسندگان ممکن ایده خوبی باشد. برای مثال، اگر خوانندگان ضرب العجلی در بروزرسانی‌های خود نسبت به یک ساختمان داده داشته باشند بهتر است که تعداد خوانندگانی که داده قدیمی را پیش از اینکه نویسنده تغییر خود را اعمال نمایند می‌بیند کمینه باشند.

گرچه عموماً، بر عهده زمان‌بند و نه برنامه‌نویس است که تعیین نماید کدام نخ در حال انتظار رفع انسداد گردد. برخی زمان‌بندها از یک صف FIFO^۸ استفاده می‌کند و بدین معنی است که نخ‌ها بهمان ترتیبی که وارد

^۸First-In-First-Out

صف شده‌اند رفع انسداد می‌شود. در دیگر زمان‌بندها، انتخاب ممکن است به صورت تصادفی، یا بر اساس الگوی اولویت بر مبنای اولویت نخ‌های در حال انتظار باشد.

اگر محیط برنامه‌نویسی شما این امکان را بدهد که برخی نخ‌ها را نسبت به مابقی اولویت دهید، آنگاه برای رسیدگی به مساله فوق، راه آسان استفاده از همین امکان است. و اگر محیط برنامه‌نویسی چنین امکانی را به شما ندهد باید بدنبال راه حل دیگری باشید.

معماً: راه حلی برای مساله خوانندگان-نویسندگان ارائه دهید که اولویت را به نویسندگان دهد. به این معنی که اگر یک نویسنده رسید، هیچ خواننده‌ای مجاز به ورود نباشد تا آن زمان که تمامی نویسندگان سیستم را ترک گفته باشند.

۶.۲.۴ راهنمایی خوانندگان-نویسندگان با اولویت نویسنده

طبق معمول، راهنمایی در قالب متغیرهای مورد استفاده در راه حل آمده است.

مقداردهی اولیه خوانندگان-نویسندگان با اولویت نویسنده

```
1 readSwitch = Lightswitch()  
2 writeSwitch = Lightswitch()  
3 noReaders = Semaphore(1)  
4 noWriters = Semaphore(1)
```


۷.۲.۴ راه حل نویسندگان-خوانندگان با اولویت نویسنده

کد خواننده در ادامه آمده است:

راه حل خواننده با اولویت نویسنده

```

1 noReaders.wait()
2   readSwitch.lock(noWriters)
3 noReaders.signal()
4
5   # critical section for readers
6
7 readSwitch.unlock(noWriters)

```

اگر یک خواننده درون ناحیه بحرانی باشد، noWriters را در اختیار می‌گیرد، اما noReaders را خیر. بنابراین اگر یک نویسنده برسد می‌تواند می‌تواند noReaders را قفل نماید که سبب در صف قرار گرفتن خوانندگان بعدی می‌گردد.

زمانیکه آخرین خواننده خارج می‌شود، با سیگنال دهی به noWriters اجازه می‌دهد تا نویسندگانی که در صف قرار گرفته‌اند بکار خود ادامه دهند.

کد نویسنده:

راه حل نویسنده با اولویت نویسنده

```

1 writeSwitch.lock(noReaders)
2   noWriters.wait()
3   # critical section for writers
4   noWriters.signal()
5 writeSwitch.unlock(noReaders)

```

زمانیکه یک نویسنده در ناحیه بحرانی است هر دوی noReaders و noWriters را در اختیار می‌گیرد. نسبتاً واضح است که اثر این، تضمین نمودن این است که هیچ خواننده و نویسنده دیگری در ناحیه بحرانی قرار ندارد. به علاوه، اثر کمتر واضح این است که writeSwitch به چندین نویسنده اجازه می‌دهد تا روی noWriters در صف قرار گیرند، اما تا زمانیکه نویسندگان حضور دارند، noReaders را قفل نگاه می‌دارد. فقط زمانیکه آخرین نویسنده خارج می‌شود، خوانندگان می‌توانند وارد شوند.

البته، یک اشکال این راه حل این است که اکنون ممکن است خوانندگان دچار قحطی شوند (یا حداقل با تاخیر طولانی مواجه شوند). برای برخی کاربردها شاید بهتر باشد که داده‌های قدیمی با زمان‌های بازگشت پیش‌بینی پذیر، اخذ گردد.

۳.۴ میوتکس بدون قحطی

در بخش قبل، با چیزی که من آن را **قحطی دسته‌ای** نامیدم مواجه شدیم، که در آن یک گروه از نخ‌ها (خوانندگان) سبب قحطی دسته دیگر (نویسندگان) می‌گردد. در سطحی ابتدایی‌تر، باید این موضوع **قحطی نخ** را بررسی نماییم (امکان اینکه یک نخ در حالیکه مابقی نخ‌ها به کار خود ادامه می‌دهند، به صورت نامتناهی منتظر بماند).

برای غالب برنامه‌های کاربردی هم‌رند، قحطی پذیرفتی نیست، لذا باید ضرورت **انتظار محدود**^۹ را اعمال کنیم، بدین معنی که زمان انتظار نخ بر روی یک سمافور (یا هر جای دیگری به همان منظور) باید ثبوتاً متناهی باشد.

تا حدی، زمان‌بند مسبب قحطی است. هر زمان که چندین نخ آماده اجرا هستند، زمان‌بند تصمیم می‌گیرد که کدام یک، در یک پردازنده موازی، کدام مجموعه از نخ‌ها، اجرا شوند. اگر یک نخ هرگز زمانبندی نشود آنگاه دچار قحطی خواهد شد، بدون توجه به اینکه ما با سمافورها چه می‌کنیم.

لذا به منظور اینکه چیزی درباره قحطی بگوییم، باید با تعدادی پیش‌فرض درباره زمان‌بند شروع نماییم. اگر تمایل به یک فرض قوی درباره زمان‌بند داریم، می‌توانیم تصویر نماییم که زمان‌بند یکی از الگوریتم‌های بسیاری که می‌تواند ثابت شود که انتظار محدود را اعمال می‌کند، استفاده می‌نماید. اگر نمی‌دانیم که زمان‌بند از چه الگوریتمی استفاده می‌نماید، سپس می‌توانیم یک فرض ضعیف‌تر در نظر بگیریم:

خصوصیت ۱: اگر تنها یک نخ آماده اجرا هست، زمان‌بند باید اجازه اجرای آن را بدهد.

اگر بتوانیم خصوصیت ۱ را فرض کنیم، سپس می‌توانیم سیستمی بدون قحطی بسازیم. برای مثال، اگر یک تعداد متناهی از نخ‌ها وجود داشته باشد، سپس هر برنامه‌ای که شامل یک حصار باشد دچار قحطی نمی‌گردد، زیرا که نهایتاً تمامی نخ‌ها بجز یکی پشت حصار منتظر می‌ماند که در این نقطه آخرین نخ باید اجرا شود. اگر چه، به طور کلی نوشتن برنامه‌هایی که دچار قحطی نمی‌شوند بدیهی نیست مگر اینکه فرض قوی‌تری نماییم:

خصوصیت ۲: اگر یک نخ آماده اجرا باشد، آنگاه زمانیکه برای اجرا منتظر می‌ماند باید متناهی باشد.

تا اینجا بحث، به طور ضمنی خصوصیت ۲ را فرض نموده‌ایم و به آن ادامه خواهیم داد. از طرف دیگر باید بدانید که بسیاری از سیستم‌های موجود از زمان‌بندهایی استفاده می‌نمایند که این خصوصیت را موکداً تضمین نمی‌نمایند.

^۹bounded waiting

حتی با خصوصیت ۲، زمانیکه سمافورها را معرفی می‌کنیم، قحطی چهره نازیبايش را دومرتبه نشان می‌دهد. در تعریف یک سمافور، گفتیم زمانیکه یک نخ signal را اجرا می‌نماید، یکی از نخ‌های در حال انتظار را بیدار می‌نماید. اما هیچگاه نگفتیم کدام را. قبل از اینکه چیزی درباره قحطی بگوییم باید پیش‌فرض‌هایی درباره رفتار سمافورها در نظر بگیریم.

ضعیف‌ترین فرضی که به منظور اجتناب از قحطی ممکن است به شرح زیر است:

خصوصیت ۳: اگر نخ‌هایی وجود دارد که روی یک سمافور در حال انتظار هستند در حالیکه یک نخ signal را اجرا می‌نماید، آنگاه یکی از نخ‌های در حال انتظار باید بیدار شوند.

این التزام ممکن است واضح به نظر آید، اما بدیهی نیست. این فرض جلوی یکی از گونه‌های مشکل‌ساز را خواهد گرفت که در آن یک نخ که به یک سمافور سیگنال می‌دهد در حالیکه نخ‌های دیگری در حال انتظار هستند، سپس به اجرای خود ادامه داده و روی همان سمافور منتظر شده و سیگنال خودش را می‌گیرد. اگر این نکته ممکن باشد، آنگاه هیچ کاری برای جلوگیری از قحطی نمی‌توانیم انجام دهیم.

با خصوصیت ۳، اجتناب از قحطی امکان‌پذیر می‌گردد، اما حتی برای چیزی به سادگی میوتکس، این امر ساده نیست. برای مثال، سه نخ که در حال اجرای کد زیر هستند را تصویر نمایید:

حلقه میوتکس

```
1 while True:
2     mutex.wait()
3     # critical section
4     mutex.signal()
```

این دستور while یک حلقه بی‌پایان است؛ به عبارت دیگر، به محض اینکه یک نخ، ناحیه بحرانی را ترک می‌نماید به بالای حلقه بر می‌گردد و تلاش می‌کند که میوتکس را دوباره بگیرد.

تصور کنید نخ A میوتکس را گرفته و B و C منتظر هستند. زمانی که A خارج می‌شود B وارد می‌گردد اما پیش از اینکه B خارج شود، A دور زده و در صف به C ملحق می‌شود. زمانیکه B خارج می‌شود، هیچ تضمینی وجود ندارد که پس از آن C وارد شود. در واقع، اگر پس از آن A وارد شود و B به صف ملحق شود، آنگاه ما به نقطه شروع بازگشته‌ایم و می‌توانیم این چرخه را تا ابد تکرار کنیم. C قحطی زده می‌شود. وجود این الگو ثابت می‌نماید که میوتکس نسبت به قحطی آسیب‌پذیر است. یک راه حل برای این مساله این است که پیاده‌سازی سمافور را به گونه‌ای تغییر دهیم که خصوصیت قوی‌تری را تضمین نماید.

خصوصیت ۴: اگر یک نخ منتظر یک سمافور باشد، آنگاه تعداد نخ‌هایی که قبل از آن بیدار خواهند شد محدود است.

برای مثال، اگر صف تشکیل شده روی سمافور، از نوع FIFO باشد، آنگاه خصوصیت ۴ برقرار است زیرا که زمانیکه یک نخ به صف ملحق می‌شود تعداد نخ‌های جلوی آن، متناهی است و هیچ نخ‌ی که پس از آن می‌رسد نمی‌تواند جلوی آن قرار گیرد.

سمافوری که خصوصیت ۴ را دارد گاهی اوقات **سمافور قوی**^{۱۰} گفته می‌شود؛ و سمافوری که تنها خصوصیت ۳ را دارد **سمافور ضعیف**^{۱۱} گفته می‌شود. نشان داده‌ایم که با سمافورهای ضعیف، راه حل میوتکس ساده نسبت به قحطی آسیب‌پذیر هست. در واقع، حدس Dijkstra این بود که حل بدون قحطی مساله میوتکس تنها با کمک سمافورهای ضعیف ممکن نیست.

در J.M. Morris ۱۹۷۹ با حل مساله فوق و در نظر گرفتن اینکه تعداد نخ‌ها متناهی باشد، حدس Dijkstra را رد نمود [۹]. اگر شما به این مساله علاقه‌مند هستید، بخش بعدی راه حل او را نشان می‌دهد. در غیر اینصورت، می‌توانید تصور کنید که سمافورها خصوصیت ۴ را دارند و به بخش ۴.۴ بروید.

معملاً: یک راه برای مساله انحصار متقابل با کمک سمافورهای ضعیف بنویسید. راه حل شما باید شرط زیر را تضمین نماید: زمانیکه یک نخ می‌رسد و تلاش می‌کند به میوتکس وارد شود، روی تعداد نخ‌هایی که می‌توانند پیش از آن ادامه یابند باید یک حدی وجود داشته باشد. می‌توانید تصور نمایید که تعداد کل نخ‌ها متناهی است.

¹⁰strong semaphore

¹¹weak semaphore

۱.۳.۴ راهنمای میوتکس بدون قحطی

راه حل Morris مشابه با حصار قابل استفاده مجدد در بخش ۷.۳ است. این راه حل از دو ترن استایل برای ایجاد دو اتاق انتظار قبل از ناحیه بحرانی استفاده می‌نماید. این مکانیزم در دو فاز عمل می‌نماید. در طول فاز اول، ترن استایل اول باز است و دومی بسته، لذا نخ‌ها در اتاق دوم مجتمع می‌گردند. در طول فاز دوم، ترن استایل اول قفل است و لذا هیچ نخ جدیدی نمی‌تواند وارد شود و ترن استایل دوم باز است، بنابراین نخ‌های موجود می‌توانند وارد ناحیه بحرانی شوند.

گرچه ممکن است تعداد دلخواهی از نخ‌ها در اتاق انتظار باشند، اما ورود هر کدام از آن‌ها به ناحیه بحرانی پیش از اینکه نخ‌های بعدی برسند تضمین شده است.

در ادامه متغیرهایی که در راه حل بکار بردم آمده است (در تلاش برای واضح‌تر ساختن ساختار، نام‌هایی را که Morris بکار برده بود، تغییر دادم).

راهنمایی میوتکس بدون قحطی

```

1 room1 = room2 = 0
2 mutex = Semaphore(1)
3 t1 = Semaphore(1)
4 t2 = Semaphore(0)

```

room1 و room2 تعداد نخ‌هایی که در اتاق‌های انتظار هستند را نگهداری می‌نماید. mutex از شمارنده‌ها محافظت می‌نماید. t1 و t2 ترن استایل هستند.

۲.۳.۴ راه حل میوتکس بدون قحطی

در ادامه راه حل Morris آمده است.

الگوریتم Morris

```

1 mutex.wait()
2     room1 += 1
3 mutex.signal()
4
5 t1.wait()
6     room2 += 1
7     mutex.wait()
8     room1 -= 1
9
10    if room1 == 0:
11        mutex.signal()
12        t2.signal()
13    else:
14        mutex.signal()
15        t1.signal()
16
17 t2.wait()
18     room2 -= 1
19
20    # critical section
21
22    if room2 == 0:
23        t1.signal()
24    else:
25        t2.signal()

```

پیش از ورود به ناحیه بحرانی، یک نخ باید از دو ترن استایل بگذرد. این ترن استایل ها کد را به سه اتاق تقسیم می نمایند. اتاق ۱ خطوط ۲-۸. اتاق ۲ خطوط ۶-۱۸. اتاق ۳ مابقی کد است. شمارنده های room1 و room2 تعداد نخ های هر اتاق را در خود نگه می دارند.

شمارنده room1 به طور معمول با کمک mutex محافظت می شود اما امر حفاظت از room2 بین t1 و t2 تقسیم شده است. به طور مشابه، مسئولیت دسترسی انحصاری به ناحیه بحرانی مشمول هر دوی t1 و t2 است. یک نخ به منظور ورود به ناحیه بحرانی، باید یکی از این دو و نه هر دو را بگیرد. آنگاه پیش از خروج، هر کدام را که گرفته باشد آزاد می نماید.

برای فهم اینکه این راه حل چگونه عمل می نماید، با دنبال نمودن یک نخ در تمام مسیر شروع می کنیم. زمانیکه به خط ۸، mutex و t1 را گرفته است. زمانیکه room1 را بررسی می نماید، که مقدار آن ۰ است،

می‌تواند mutex را رها کرده و سپس ترن‌استایل دوم (t_2) را باز نماید. در نتیجه، در خط ۱۷ منتظر نمانده و می‌تواند بدون خطر مقدار room2 را یک واحد کاهش داده و وارد ناحیه بحرانی شود، زیرا نخ‌های بعدی باید روی t_1 به صف شوند. با خروج از ناحیه بحرانی، مقدار room2 را صفر می‌بیند و t_1 را رها می‌نماید که ما را به نقطه شروع بر می‌گرداند.

البته، راه حل اگر بیش از یک نخ وجود داشته باشد جذاب‌تر است. در این حالت، زمانیکه نخ مقدم به خط ۸ می‌رسد، ممکن است دیگر نخ‌ها وارد اتاق انتظار شده و روی t_1 صف تشکیل داده باشند. از آنجایی که $room1 > 0$ نخ مقدم، t_2 را قفل شده رها نموده و در عوض به t_1 سیگنال می‌دهد تا اجازه ورود به اتاق ۲ را به دیگر نخ‌ها بدهد. از آنجایی که t_2 هنوز قفل است، هیچ نخ‌ی نمی‌تواند وارد اتاق ۳ بشود.

نهایتاً (چون تعداد نخ‌ها متناهی است)، یک نخ پیش از اینکه دیگر نخ‌ها به اتاق ۱ وارد شوند به خط ۸ می‌رسد، که در این حالت t_2 را باز نموده و به دیگر نخ‌ها اجازه می‌دهد که به اتاق ۳ وارد شوند. نخ‌ی که t_2 را باز می‌کند همچنان t_1 را نگاه می‌دارد، بنابراین اگر هر کدام از نخ‌های مقدم دوباره به ابتدای کد باز گردد، در خط ۵ مسدود می‌گردد.

از آنجایی که هر نخ خروجی از اتاق ۳ به t_2 سیگنال می‌دهد، به دیگر نخ‌ها اجازه می‌دهد اتاق ۲ را ترک نمایند. زمانیکه آخرین نخ اتاق ۲ را ترک می‌نماید، t_2 را قفل شده رها می‌کند و t_1 را باز می‌نماید که این ما را به نقطه شروع باز می‌گرداند.

برای اینکه ببینیم این راه حل چگونه از قحطی جلوگیری می‌نماید، بهتر است که عملکردش را در دو فاز بررسی نماییم. در فاز اول، نخ‌ها در اتاق ۱ بررسی شده، مقدار room1 را یک واحد افزایش داده، و سپس در یک زمان به اتاق ۲ سرازیر می‌شوند. تنها راه قفل نگاه داشتن t_2 ، وجود یک جریان ادامه‌دار از نخ‌های به اتاق ۱ است. از آنجایی که تعداد نخ‌ها متناهی است این جریان نهایتاً پایان می‌پذیرد و در آن نقطه t_1 قفل می‌ماند و t_2 باز می‌شود.

در فاز دوم، نخ‌ها به اتاق ۳ سرازیر می‌شوند. از آنجایی که تعداد نخ‌های موجود در اتاق ۲ متناهی است و هیچ نخ جدیدی نمی‌تواند وارد شود، در نهایت آخرین نخ خارج می‌گردد و در آن زمان t_2 قفل شده و t_1 باز می‌شود.

در پایان فاز اول، می‌دانیم که هیچ نخ‌ی روی t_1 منتظر نیست زیرا که $room1 = 0$. و در پایان فاز دوم، می‌دانیم که هیچ نخ‌ی روی t_2 منتظر نیست زیرا که $room2 = 0$.

با یک تعداد متناهی از نخ‌ها، قحطی تنها در صورتی ممکن است که یک نخ بتواند دور زده و از مابقی سبقت گیرد. اما این مکانیزم ترن‌استایل مضاعف، چنین امری را ناممکن می‌سازد لذا قحطی غیر ممکن است. نکته اینکه با وجود سمافورهای ضعیف جلوگیری از قحطی حتی برای ساده‌ترین مسائل همگام‌سازی بسیار سخت است. در ادامه کتاب، هر زمان که از قحطی صحبت می‌کنیم، سمافورهای قوی را مد نظر خواهیم داشت.

۴.۴ غذا خوردن فیلسوف‌ها

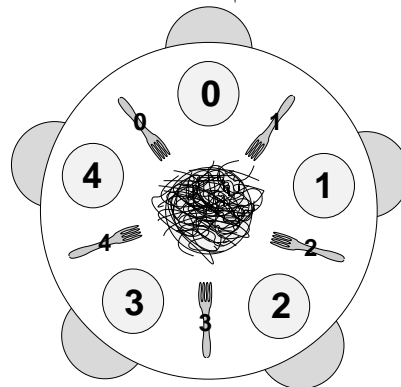
مساله غذا خوردن فیلسوف‌ها در سال ۱۹۶۵ توسط دایکسترا مطرح گردید؛ زمانیکه دایناسورها بر زمین حکمرانی می‌کردند[۴]. این مساله در انواع گوناگونی مطرح شده لکن ویژگی‌های استاندارد آن یک میز با پنج بشقاب، پنج چنگال (چوب) و یک کاسه بزرگ از اسپاگتی است. پنج فیلسوف که نشانگر نخ‌های در حال تعامل هستند، کنار میز آمده و حلقه زیر را اجرا می‌نمایند:

حلقه پایه فیلسوف

```
1 while True:
2     think()
3     get_forks()
4     eat()
5     put_forks()
```

چنگال‌ها، منابعی را نشان می‌دهند که نخ‌ها باید برای پیشرفت به صورت انحصاری آن‌ها را در اختیار داشته باشند. آن چیزی که مساله را جذاب، غیرواقعی و غیربهداشتی می‌نماید این است که فیلسوف‌ها برای خوردن نیاز به دو تا چنگال دارند، لذا یک فیلسوف گرسنه باید منتظر همسایه‌اش بماند تا چنگال را زمین بگذارد.

تصور کنید که فیلسوف‌ها یک متغیر محلی i دارند که هر کدام از آن‌ها را با مقداری بین ۰ تا ۴ مشخص می‌کند. به طور مشابه، چنگال‌ها از ۰ تا ۴ شماره‌گذاری شده‌اند، لذا فیلسوف i چنگال i را در سمت راست خود دارد و چنگال $i + 1$ را در سمت چپ. دیاگرام این وضعیت در تصویر آمده است:



با فرض آنکه بدانیم فیلسوف‌ها چگونه `think` و `eat` می‌نمایند، وظیفه ما این است نسخه‌ای از `put_forks` و `get_forks` را بنویسیم که شرایط زیر را برآورده سازد:

- در یک زمان تنها یک فیلسوف بتواند یک چنگال را در اختیار داشته باشد.

- امکان بروز بن‌بست وجود نداشته باشد.
 - یک فیلسوف نباید به واسطه انتظار برای به دست آوردن یک چنگال دچار قحطی شود.
 - این امکان وجود داشته باشد که بیش از یک فیلسوف بتوانند به صورت همزمان غذا خورند.
- آخرین نیازمندی، بیان دیگری از این مطلب است که راه حل باید کارا باشد؛ به این معنی که باید حداکثر مقدار همروندی را اجازه دهد.
- درباره اینکه eat و think چقدر طول می‌کشد هیچ فرضی در نظر نمی‌گیریم، بجز آنکه eat باید در نهایت خاتمه یابد. در غیر اینصورت، اعمال محدودیت سوم ناممکن است—اگر یک فیلسوف یک از چنگال‌ها را تا ابد نگه دارد، هیچ چیز نمی‌تواند مانع قحطی همسایه‌ها شود.
- برای اینکه ارجاع فیلسوف‌ها به چنگال‌هایشان را ساده نماییم می‌توانیم از توابع left و right استفاده کنیم.

کدام چنگال؟

```
1 def left(i): return i
2 def right(i): return (i + 1) % 5
```

اپراتور % زمانیکه مقدار به ۵ برسد آن به ۰ بر می‌گرداند؛ $0 = 5 \% 1 + 4$. از آنجایی که لازم است دسترسی انحصاری به چنگال‌ها را فراهم آوریم، طبیعی است که از لیستی از سمافورها استفاده کنیم، هر کدام برای یک چنگال. در ابتدا تمامی چنگال‌ها موجودند.

متغیرهای غذا خوردن فیلسوف‌ها

```
1 forks = [Semaphore(1) for i in range(5)]
```

این نماد برای مقداردهی اولیه یک لیست ممکن است برای خوانندگانی که پایتون را به کار نبرده‌اند ناآشنا باشد. تابع range، لیستی با پنج عنصر بر می‌گرداند؛ برای هر عنصر این لیست، پایتون یک سمافور با مقدار اولیه ۱ ساخته و نتیجه را در یک لیست به نام forks گرد می‌آورد.

تلاشی ابتدایی برای put_fork و get_fork در ادامه آمده است:

ناراه حل غذا خوردن فیلسوف

```
1 def get_forks(i):
2     fork[right(i)].wait()
3     fork[left(i)].wait()
4
5 def put_forks(i):
6     fork[right(i)].signal()
7     fork[left(i)].signal()
```

واضح است که این راه حل اولین شرط را برآورده می‌نماید، اما می‌توانیم مطمئن باشیم که دو شرط بعدی برآورده نمی‌شود، زیرا که اگر چنین بود، اصلاً مساله جذابی نبوده و شما می‌توانستید به مطالعه فصل ۵ بپردازید. معماً: مشکل کجاست؟

۱.۴.۴ بن‌بست #۵

اشکال کار در این است که میز گرد است. در نتیجه، هر فیلسوف می‌تواند یک چنگال را بر گرفته و سپس برای همیشه منتظر چنگال دیگر بماند. بن‌بست!

معتمّا: راه حلی برای این مساله ارائه دهید که از بن‌بست جلوگیری نماید.

راهنمایی: یک راه اجتناب از بن‌بست این است که شرایطی که بن‌بست را ممکن می‌سازند را در نظر گرفته و سپس یکی از آن‌ها را تغییر دهیم. در این مورد، بن‌بست خیلی شکننده است-یک تغییر خیلی کوچک آن را در هم می‌شکند.

۲.۴.۴ راهنمایی غذا خوردن فیلسوف‌ها #۱

اگر تنها چهار فیلسوف در یک زمان مجاز به نشستن سر میز باشند، بن‌بست غیر ممکن می‌گردد. ابتدا، خودتان را متقاعد نمایید که این ادعا درست است، سپس کدی بنویسید که تعداد فیلسوف‌ها را سر میز محدود نماید.

۳.۴.۴ راه حل غذا خوردن فیلسوف‌ها #۱

اگر تنها چهار فیلسوف سر میز باشند، آنگاه در بدترین حالت هر کدام یک چنگال را بر می‌دارد. سپس، تنها یک چنگال روی میز باقی مانده و آن چنگال دو همسایه دارد که هر کدام یک چنگال دیگر در دست دارند. بنابراین، هر کدام از همسایه‌ها می‌توانند چنگال باقی مانده را برداشته و غذا خورد.

تعداد فیلسوف‌های سر میز را می‌توانیم با مالتی‌پلکسی با نام `footman` که مقدار اولیه ۴ دارد کنترل کنیم. راه حل مشابه زیر است:

راه حل غذا خوردن فیلسوف‌ها #۱

```

1 def get_forks(i):
2     footman.wait()
3     fork[right(i)].wait()
4     fork[left(i)].wait()
5
6 def put_forks(i):
7     fork[right(i)].signal()
8     fork[left(i)].signal()
9     footman.signal()

```

علاوه بر اجتناب از بن‌بست، این راه حل تضمین می‌نماید که هیچ فیلسوفی دچار قحطی نشود. تصور کنید که شما سر میز نشسته‌اید و هر دو همسایه شما مشغول غذا خوردن هستند. شما در انتظار برای چنگال سمت راست مسدوده شده‌اید. در نهایتاً همسایه سمت راست شما، چنگال را زمین خواهد گذاشت چرا که `eat` نمی‌تواند تا ابد ادامه داشته باشد. از آنجاییکه شما تنها نخ می‌خورید که منتظر آن چنگال هستید، لزوماً پس از آن چنگال به دست خواهید آورد. با استدلالی مشابه، در انتظار برای چنگال سمت چپ‌تان نیز دچار قحطی نخواهید شد.

بنابراین، زمانی که یک فیلسوف می‌تواند سر میز بگذرد محدود است. همچنین این نکته دلالت بر این دارد که زمان انتظار برای ورود به اتاق تا زمانی که `footman` خصوصیت ۴ را دارد، محدود است (بخش ۳.۴ را ببینید).

این راه حل نشان می‌دهد که با کنترل کردن تعداد فیلسوف‌ها، می‌توانیم از بن‌بست اجتناب نماییم. راه دیگر برای اجتناب از بن‌بست تغییر دادن ترتیبی است که فیلسوف‌ها چنگال‌ها را بر می‌دارند. در نا راه حل اولیه، فیلسوف‌ها "راست‌دست"^{۱۲} هستند؛ به این معنی که ابتدا چنگال سمت راست را بر می‌دارند. اما اگر فیلسوف "چپ‌دست"^{۱۳} باشد چه اتفاقی می‌افتد؟

12

13

معما: ثابت کنید که اگر حداقل یکی از فیلسوف‌ها چپ‌دست و حداقل یکی راست‌دست باشد، آنگاه بن‌بست غیر ممکن است.

راهنمایی: بن‌بست تنها زمانی رخ می‌دهد که ۵ فیلسوف یک چنگال را برای در دست دارند و تا ابد منتظر چنگال دیگر می‌مانند. در غیر اینصورت، یکی از آن‌ها می‌تواند هر دو چنگال را برداشته، غذا خورده و خارج شود.

اثبات با برهان خلف است. ابتدا، تصور کنید که بن‌بست ممکن باشد. سپس یکی از فیلسوف‌هایی که در بن‌بست گیر کرده است انتخاب نمایید. اگر آن فیلسوف چپ‌دست باشد، می‌توانید ثابت نمایید که تمامی فیلسوف‌ها چپ‌دست هستند، که این خود یک تناقض است. به طور مشابه، اگر راست‌دست باشد می‌تواند ثابت نمایید که همگی راست‌دست هستند. از هر دو طریق به تناقض می‌رسید؛ بنابراین بن‌بست ناممکن است.

۴.۴.۴ راه حل غذا خوردن فیلسوف‌ها #۲

در راه حل متقارن مساله غذا خوردن فیلسوف‌ها، لازم است حداقل یک چپ دست و حداقل یک راست دست سر میز باشند. در این حالت، بن‌بست غیر ممکن است. راهنمایی قبل طرح کلی اثبات را بیان می‌کند. در ادامه جزئیات آمده است.

دوباره، اگر بن‌بست ممکن باشد، زمانی رخ می‌دهد که تمامی ۵ فیلسوف یک چنگال را نگاه داشته و منتظر چنگال دیگر بمانند. اگر فرض کنیم فیلسوف i چپ دست باشد آنگاه او باید چنگال سمت چپ را نگاه داشته و منتظر چنگال سمت راست باشد. بنابراین همسایه سمت راست او (فیلسوف k) باید چنگال سمت چپش را نگاه داشته و منتظر همسایه راست خود باشد؛ به عبارت دیگر فیلسوف k باید چپ دست باشد. با تکرار استدلال مشابه می‌توانیم ثابت کنیم که تمامی فیلسوف‌ها چپ دست هستند که با حکم اولیه که در آن حداقل یک راست دست وجود دارد در تناقض است. لذا بن‌بست ممکن نیست.

استدلالی مشابه آنچه برای راه حل قبل به کار بردیم ثابت می‌کند که قطعی نیز غیر ممکن است.

۵.۴.۴ راه حل تنبام

در راه حل قبل هیچ چیز نادرستی وجود ندارد اما تنها برای تکمیل بحث، بگذارید نگاهی به برخی راه حل‌های جایگزین بیندازیم. یکی از شناخته شده ترین این راه حل‌ها، همانی است که در کتاب معروف سیستم‌عامل تنبام آمده است [۴]. برای هر فیلسوف یک متغیر وضعیت وجود دارد که نشان می‌دهد فیلسوف در کدامیک از حالات تفکر، خوردن و یاد انتظار برای خوردن (گرسنگی) است و یک سمافور که نشان می‌دهد آیا فیلسوف می‌تواند غذا خوردن را آغاز نماید نیز وجود دارد.

متغیرهای راه حل تنبام

```
1 state = ['thinking'] * 5
2 sem = [Semaphore(0) for i in range(5)]
3 mutex = Semaphore(1)
```

مقدار اولیه state یک لیست ۵ تایی از 'thinking' است. sem یک لیست ۵ تایی از سمافورهایی است با مقدار اولیه ۰. و اما کد:

راه حل تنبام

```
1 def get_fork(i):
2     mutex.wait()
3     state[i] = 'hungry'
4     test(i)
5     mutex.signal()
6     sem[i].wait()
7
8 def put_fork(i):
9     mutex.wait()
10    state[i] = 'thinking'
11    test(right(i))
12    test(left(i))
13    mutex.signal()
14
15 def test(i):
16     if state[i] == 'hungry' and
17        state[left(i)] != 'eating' and
18        state[right(i)] != 'eating':
19         state[i] = 'eating'
20         sem[i].signal()
```

تابع test بررسی می‌کند که آیا فیلسوف i می‌تواند شروع به غذا خوردن نماید، و این در صورتی است که او گرسنه بوده و هیچکدام از همسایه‌هایش در حال غذا خوردن نباشند. اگر چنین باشد، test به سمافور i سیگنال می‌دهد.

دو راه وجود دارد که یک فیلسوف می‌تواند غذا بخورد. در حالت اول، فیلسوف `get_forks` را اجرا کرده، چنگال‌های موجود را یافته و بلافاصله مشغول خوردن می‌شود. در حالت دوم، یکی از همسایه‌ها در حال غذا خوردن است و فیلسوف روی سمافور خودش مسدود گردیده است. نهایتاً یکی از همسایه‌ها دست از غذا می‌کشد و در این زمان `test` را روی هر دو همسایه خود اجرا می‌نماید. ممکن است که هر دو بررسی موفقیت‌آمیز باشد، و در این حالت همسایه‌ها می‌توانند به صورت هم‌روند مشغول غذا خوردن شوند. ترتیب دو بررسی اهمیتی ندارد.

به منظور دسترسی به `state` یا فراخوانی `test`، یک نخ باید `mutex` را بگیرد. بنابراین، عمل بررسی و بروزرسانی آرایه، اتمی است. از آنجایی که یک فیلسوف تنها زمانی می‌تواند مشغول خوردن شود که بدانیم هر دو چنگال موجود است، دسترسی انحصاری به چنگال‌ها تضمین شده است.

هیچ بن‌بستی ممکن نیست، زیرا تنها سمافوری که بیش از یک فیلسوف به آن دسترسی دارد، `mutex` است و هیچ نخ‌ی تا زمانی که `mutex` را در اختیار دارد `wait` را اجرا نمی‌نماید.

اما دومرتبه، قطعی ممکن ولی در اینجا خیلی مستلزم دقت و مهارت است.

معملاً: یا خودتان را متقاعد نمایید راه حل تنبام از قحطی جلوگیری می‌نماید و یا یک الگوی تکرارشونده بیابید اجازه می‌دهد یک نخ دچار قحطی شود در حالیکه مابقی نخ‌ها به کار خود ادامه می‌دهند.

۶.۴.۴ قطعی تنبام

متأسفانه، این راه حل مصون از قحطی نیست. Gingras نشان داد که الگوهای تکرارشونده‌ای وجود دارد در آن یک نخ برای همیشه منتظر مانده در حالیکه دیگر نخ‌ها می‌آیند و می‌روند [۴].

تصور کنید که می‌خواهیم فیلسوف ° دچار قحطی شود. در ابتدا، ۲ و ۴ سر میز هستند و ۱ و ۳ گرسنه هستند. تصور کنید که ۲ بر می‌خیزد و یک سر میز می‌نشیند؛ سپس ۴ برخاسته و ۳ می‌نشیند. اکنون در وضعیتی قرینه موقعیت شروع هستیم.

اگر ۳ برخیزد و ۴ بنشیند، و سپس برخاسته و ۲ بنشیند، به نقطه شروع بازگشته‌ایم. این حلقه را می‌توانیم تا ابد تکرار نماییم و در این صورت فیلسوف ° دچار قحطی می‌شود.

لذا راه حل تنبام تمامی ملزومات را بار آورده نمی‌نماید.

۵.۴ مساله سیگاری‌ها

مساله سیگاری‌ها در ابتدا توسط Suhas Patil مطرح شد [۹]، و ادعا نمود که این مساله به سمافورها قابل حل نیست. این ادعا با تعدادی شرط همراه است، اما در هر حالت مساله جذاب و چالش برانگیز است. چهار نخ در مساله وجود دارد: یک عامل و سه سیگاری. سیگاری‌ها تا ابد، در حلقه ابتدا انتظار برای مواد مورد نیاز و سپس ساختن و کشیدن سیگار هستند. مواد مورد نیاز شامل تنباکو، کاغذ و کبریت است. فرض می‌کنیم که عامل یک منبع لایزال از این سه ماده لازم دارد و هر سیگاری یک منبع نامتناهی از یکی از این سه مواد لازم را دارد، بدین معنی که یکی از سیگاری‌ها کبریت، دیگری کاغذ و سومی نیز تنباکو دارد. عامل مکرراً دو ماده متفاوت را به صورت تصادفی انتخاب نموده و آن‌ها را به سیگاری‌ها عرضه می‌کند. بسته به اینکه چه موادی انتخاب شده باشد، فرد سیگاری با ماده مکمل خود می‌تواند دو منبع را برداشته و ادامه دهد.

برای مثال، اگر عامل تنباکو و کاغذ بر دارد، فرد سیگاری که کبریت دارد می‌تواند هر دو ماده را برداشته و یک سیگار ساخته و سپس به عامل سیگنال دهد.

برای توضیح فرض قبل، عامل نشانگر یک سیستم عامل است که منابع را تخصیص می‌دهد، و سیگاری‌ها نشانگر برنامه‌هایی هستند که به منابع نیاز دارند. مساله این است که اطمینان دهیم اگر منابعی موجود هستند که می‌توانند اجازه ادامه فعالیت برنامه‌های بیشتری را بدهند آن برنامه‌ها باید بیدار شوند. بر عکس، می‌خواهیم از بیدار نمودن برنامه‌هایی که نمی‌توانند به کار خود ادامه دهند اجتناب نماییم.

بر طبق این فرض، سه نسخه از این مساله وجود دارد که اغلب در کتاب‌ها مشاهده می‌شود:

نسخه غیرممکن: نسخه Patil محدودیت‌هایی روی راه حل تحمیل می‌نماید. اول اینکه، شما اجازه تغییر کد عامل را ندارید. اگر عامل نشانگر یک سیستم عامل باشد، این فرض که شما نمی‌خواهید کد سیستم عامل را هر زمان که یک برنامه جدید می‌آید تغییر دهید بی معنی نیست. محدودیت دوم این است که شما نمی‌توانید از عبارات شرطی یا یک آرایه‌ای از سمافورها استفاده نمایید. با این محدودیت‌ها، مساله قابل حل نیست، اما همانطور که Patil اشاره نموده است محدودیت دوم کاملاً تصنعی است [۹]. با محدودیت‌هایی نظیر این دو، مسائل بسیار غیر قابل حل خواهد شد.

نسخه جالب: این نسخه محدودیت اول (عدم امکان تغییر کد عامل) را دارد ولی مابقی را در نظر نمی‌گیرد.

نسخه بدیهی: در برخی کتاب‌ها، در خود مساله آمده است که عامل باید بر مبنای مواد موجود به آن فرد سیگاری که می‌تواند ادامه دهد سیگنال ارسال نماید. این نسخه از مساله، جذابیتی ندارد زیرا که تمام فرض اولیه، مواد افزودنی و سیگارها را غیرضروری می‌نماید. همچنین در عمل، احتمالاً اینکه عامل،

اطلاعی از سایر نخ‌ها و آنچه آن‌ها نیاز دارند داشته باشد ایده خوبی نباشد. در نهایت، این نسخه از مساله نیز بسیار ساده است.

طبیعتاً بر روی نسخه جالب تمرکز می‌نمایم. برای تکمیل بیان مساله، باید کد عامل را مشخص نماییم. عامل، سمافورهای زیر را بکار می‌برد:

سمافورهای عامل

```
1 agentSem = Semaphore(1)
2 tobacco = Semaphore(0)
3 paper = Semaphore(0)
4 match = Semaphore(0)
```

عامل در واقع از سه نخ هم‌روند تشکیل شده است: عامل A، عامل B، عامل C. هر کدام از آن‌ها روی agentSem منتظر می‌مانند؛ هر گاه که agentSem سیگنالی دریافت کند، یکی از عامل‌ها بر می‌خیزد و از طریق سیگنال‌دهی به دو سمافور، مواد مورد نیاز را فراهم می‌آورد.

کد عامل A

```
1 agentSem.wait()
2 tobacco.signal()
3 paper.signal()
```

کد عامل B

```
1 agentSem.wait()
2 paper.signal()
3 match.signal()
```

کد عامل C

```
1 agentSem.wait()
2 tobacco.signal()
3 match.signal()
```

این مساله آنقدرها هم ساده نیست و راه حل طبیعی آن کار نمی‌کند. نوشتن کدی مانند زیر، وسوسه‌انگیز است:

سیگاری با کبریت

```
1 tobacco.wait()
2 paper.wait()
3 agentSem.signal()
```

سیگاری با تنباکو

```
1 paper.wait()  
2 match.wait()  
3 agentSem.signal()
```

سیگاری با کاغذ

```
1 tobacco.wait()  
2 match.wait()  
3 agentSem.signal()
```

مشکل این راه حل کجاست؟

۱.۵.۴ بن‌بست #۶

مشکل راه حل قبل امکان وقوع بن‌بست است. تصور کنید که عامل تنباکو و کاغذ عرضه می‌نماید. از آنجایی که فرد سیگاری که در دست خود کبریت دارد منتظر tobacco ممکن است رفع انسداد گردد. اما آن فرد سیگاری که در دست خود تنباکو دارد منتظر paper است، لذا ممکن است او نیز رفع انسداد گردد (احتمال آن نیز زیاد است). سپس اولین نخ روی paper مسدود گردیده و دومی نیز روی match مسدود می‌گردد و بن‌بست!

۲.۵.۴ راهنمایی مساله سیگاری‌ها

راه حل Parnas، “سه نخ کمکی فروشنده غیر مجاز”^{۱۴} را به کار می‌برد که آن‌ها به سیگنال‌هایی که از عامل می‌رسد پاسخ می‌دهند، میزان موجود مواد مورد نیاز را نگه می‌دارند و به سیگاری مناسب سیگنال می‌دهند. متغیرها و سمافورهای اضافی به شرح زیر است:

راهنمایی مساله سیگاری‌ها

```
1 isTobacco = isPaper = isMatch = False
2 tobaccoSem = Semaphore(0)
3 paperSem = Semaphore(0)
4 matchSem = Semaphore(0)
```

متغیرهای بولی نشان می‌دهند که آیا یک ماده مورد نظر وجود دارد یا خیر. فروشنده‌ها tobaccoSem را بکار برده تا به آن فرد سیگاری که تنباکو در دست دارد سیگنال بدهد و به طرقی مشابه به سمافورهای دیگر.

¹⁴pusher

۳.۵.۴ راه حل مساله سیگاری

کد یکی از فروشندگان در ادامه آمده است:

فروشنده A

```

1 tobacco.wait()
2 mutex.wait()
3     if isPaper:
4         isPaper = False
5         matchSem.signal()
6     elif isMatch:
7         isMatch = False
8         paperSem.signal()
9     else:
10        isTobacco = True
11 mutex.signal()

```

این فروشنده هر زمان که تنباکو موجود باشد فعال می‌شود. اگر مقدار `isPaper` برابر `true` باشد، می‌داند که فروشنده B نیز در حال حاضر فعال است، لذا می‌تواند به آن فرد سیگاری که در دست خود کبریت دارد سیگنال دهد. به طور مشابه، اگر کبریت موجود باشد می‌تواند به آن فرد سیگاری که در دست خود کاغذ دارد سیگنال دهد.

اگر نسخه فروشنده A اجرا شود، سپس هر دوی `isPaper` و `isMatch` را `false` می‌بیند و نمی‌تواند به هیچ کدام از افراد سیگاری سیگنال دهد لذا مقدار `isTobacco` را `true` می‌نماید. فروشنده‌های دیگر نیز چنین هستند. از آنجایی که تمام کار اصلی را فروشنده‌ها انجام می‌دهند، کد سیگاری بدیهی می‌شود.

فرد سیگاری با تنباکو

```

1 tobaccoSem.wait()
2 makeCigarette()
3 agentSem.signal()
4 smoke()

```

Parnas راه حل مشابهی ارائه می‌دهد که متغیرهای بولی را به صورت بیتی در یک متغیر صحیح ذخیره نموده است و سپس عدد صحیح را به عنوان اندیس آرایه‌ای از سمافورها بکار می‌بندد. با این شیوه، راه حل او از شرط (یکی از محدودیت‌های تصنعی) اجتناب می‌نماید. کد حاصل کمی خلاصه‌تر است، اما عملکردش آنقدر واضح نیست.

۴.۵.۴ تعمیم مساله سیگاری‌ها

Parnas پیشنهاد نمود که اگر عامل را به این صورت دستکاری کنیم که نیازی نباشد که عامل پس از گذاشتن مواد لازم صبر نماید، آنگاه مساله سیگاری‌ها دشوارتر خواهد می‌گردد. در این حالت، باید چند نمونه از یک ماده روی میز موجود باشد.

معماً: راه حل قبل را به گونه‌ای دستکاری کنید که با این تغییر مطابقت داشته باشد.

۵.۵.۴ راهنمای تعمیم مساله سیگاری‌ها

اگر عامل، منتظر سیگاری‌ها نماند، ممکن است موارد لازم روی میز انباشته شود. بجای استفاده از مقادیر بولی به منظور ردگیری موارد لازم، به اعداد صحیح برای شمارش آن‌ها نیاز داریم.

راهنمای تعمیم مساله سیگاری‌ها

```
numTobacco = numPaper = numMatch = 0
```


۶.۵.۴ راه حل تعمیم‌یافته مساله سیگاری‌ها

کد تغییر یافته فروشنده A در ادامه آمده است:

A فروشنده

```

1 tobacco.wait()
2 mutex.wait()
3     if numPaper:
4         numPaper -= 1
5         matchSem.signal()
6     elif numMatch:
7         numMatch -= 1
8         paperSem.signal()
9     else:
10        numTobacco += 1
11 mutex.signal()

```

یک راه تصویرسازی این مساله این است که تصویر نمایید آنزمان که عاملی اجرا می‌شود، دو فروشنده ساخته و به هر کدام از آن‌ها یکی از مواد لازم را می‌دهد و آن‌ها را همراه با سایر فروشندگان در یک اتاق قرار می‌دهد. به سبب میوتکس، فروشنده‌ها در اتاقی که سه سیگاری خوابیده و یک میز وجود دارد به ترتیب وارد می‌شوند. هر فروشنده یکی پس از دیگری وارد اتاق شده و مواد روی میز را بررسی می‌نماید. اگر او بتواند یک مجموعه کامل از مواد لازم سیگار را گرد آورد، آن‌ها از روی میز برداشته و سیگاری متناظر را بیدار می‌نماید. و اگر نتواند، مواد همراه خود را روی میز رها کرده و اتاق را بدون اینکه کسی را بیدار کند ترک می‌نماید. این مثالی از الگویی است که آن را «جدول امتیاز»^{۱۵} خوانده و بعداً چندین مرتبه آن را خواهیم دید. متغیرهای numPaper، numTobacco و numMatch وضعیت سیستم را نگاه می‌دارند. از آنجایی که هر نخ از طریق میوتکس به ترتیب وارد می‌شود، مثل اینکه به جدول امتیاز نگاه کرده باشد وضعیت را بررسی نموده و مطابق آن عکس العمل نشان می‌دهد.

¹⁵scoreboard

فصل ۵

مسائل همگام‌سازی کمتر-کلاسیک

۱.۵ مساله غذاخوردن وحشی‌ها

این مساله از برنامه‌نویسی همروند Andrews اقتباس شده است [۴].

قبیله‌ای از وحشی‌ها، از یک دیگ بزرگ که می‌تواند M پرس از مبلّغ پخته شده را در خود نگاه دارد به صورت مشترک شام می‌خورند. زمانیکه یک وحشی می‌خواهد غذا بخورد، از درون دیگ از خود پذیرایی می‌کند مگر اینکه دیگ خالی باشد. اگر دیگ خالی بود، وحشی آشپز را بیدار نموده و سپس منتظر او می‌ماند تا دومرتبه دیگر را پر نماید.

هر تعداد نخ وحشی می‌تواند کد زیر را اجرا نماید:

کد ناهمگام یک وحشی

```
1 while True:
2     getServingFromPot()
3     eat()
```

و نخ یک آشپز کد زیر را اجرا می‌نماید:

کد ناهمگام آشپز

```
1 while True:
2     putServingsInPot(M)
```

محدودیت‌های همگام‌سازی عبارتند از:

- اگر دیگ خالی باشد وحشی‌ها نمی‌توانند `getServingFromPot` را فراخوانند.
 - آشپز تنها در صورتی می‌تواند `putServingsInPot` را فراخواند که دیگ خالی باشد.
- معما: کدی برای وحشی‌ها و آشپز اضافه نمایید که محدودیت‌های همگام‌سازی را برآورده نماید.

۱.۱.۵ راهنمایی غذاخوردن وحشی‌ها

همانند مساله تولیدکننده-مصرف‌کننده در اینجا نیز وسوسه می‌شویم که برای نگهداری تعداد پرس‌ها از سمافور استفاده نماییم. اما به منظور سیگنال‌دهی به آشپز، آن زمانی که دیگ خالی است، یک پیش از اینکه مقدار سمافور را کاهش دهد باید بداند که آیا باید منتظر بماند؟ و ما نمی‌توانیم چنین کاری کنیم. یک جایگزین این است که جدول امتیاز را به منظور نگهداری تعداد پرس‌ها بکار ببریم. اگر یک وحشی شمارنده را صفر بیابد، آشپز را بیدار نموده و منتظر دریافت سیگنال پرشدن دیگ می‌شود. متغیرهایی را که به کار برده‌ایم در ادامه مشاهده می‌نمایید:

Dining Savages hint

```

1 \begin{lstlisting}[title=\rl      }      {}{}
2 servings = 0
3 mutex = Semaphore(1)
4 emptyPot = Semaphore(0)
5 fullPot = Semaphore(0)

```

جای تعجب نیست که emptyPot نشانگر خالی بودن دیگ است و fullPot بیانگر پر بودن دیگ است.

۲.۱.۵ راه حل غذاخوردن وحشی‌ها

راه حل در اینجا ترکیبی از الگوی جدول امتیاز با یک قرار ملاقات است. کد آشپز در ادامه آمده است.

راه حل غذاخوردن وحشی‌ها (آشپز)

```
1 while True:
2     emptyPot.wait()
3     putServingsInPot(M)
4     fullPot.signal()
```

کد وحشی‌ها تنها کمی پیچیده‌تر است. از آنجایی که هر وحشی از میوتکس می‌گذرد، دیگ را بررسی می‌نماید. اگر دیگ خالی باشد، به آشپز سیگنال داده و منتظر می‌ماند و الا servings را کاهش داده و بررسی را از دیگ بر می‌دارد.

راه حل غذاخوردن وحشی‌ها (وحشی)

```
1 while True:
2     mutex.wait()
3     if servings == 0:
4         emptyPot.signal()
5         fullPot.wait()
6         servings = M
7         servings -= 1
8         getServingsFromPot()
9     mutex.signal()
10
11 eat()
```

اینکه وحشی بجای آشپز دستور `M = servings` را اجرا می‌کند شاید کمی عجیب بنظر آید. واقعاً ضرورتی به اینکار نبود، زمانی که آشپز `putServingsInPot` را اجرا می‌نماید، می‌دانیم آن وحشی که میوتکس را در اختیار دارد روی `fullPot` منتظر می‌ماند. لذا آشپز به `servings` دسترسی امنی دارد. اما در این حالت، تصمیم گرفتم که وحشی این کار را انجام دهد چنانکه با نگاه به کد نیز واضح است که تمامی دسترسی‌های به `servings` درون میوتکس انجام می‌پذیرد.

این راه حل، بدون بن‌بست است. تنها امکان بن‌بست زمانی رخ می‌دهد که آن وحشی‌ای که `mutex` را نگاه داشته منتظر `fullPot` می‌ماند. زمانیکه او منتظر است، سایر وحشی‌ها روی `mutex` در صف انتظار قرار می‌گیرند. اما نهایتاً آشپز اجرا شده و به `fullPot` سیگنال می‌دهد، و این منجر به این می‌شود که وحشی منتظر ادامه یافته و میوتکس را آزاد نماید.

آیا این راه حل فرض نموده است است دیگ نخ-ایمن^۱ است و یا تضمین می‌نماید که

^۱ در برنامه‌نویسی چند نخ، کدی را نخ-ایمن گوییم که تضمین نماید ساختمان داده‌های اشتراکی بدون دخالت‌های ناخواسته

`putServingsInPot` و `getServingFromPot` به صورت انحصاری انجام شوند.

۲.۵ مساله آرایشگاه

مساله اصلی آرایشگر بوسیله Dijkstra پیشنهاد شد. یک گونه دیگر آن در کتاب اصول سیستم‌های عامل Galvin و Silberschatz آمده است.

یک آرایشگاه شامل یک صف انتظار با n صندلی و اتاق آرایشگر با صندلی آرایشگر است. اگر هیچ مشتری وجود نداشته باشد آرایشگر می‌خوابد. اگر یک مشتری وارد آرایشگاه شود و تمامی صندلی‌ها اشغال شده باشد، آنگاه مشتری مغازه را ترک می‌نماید. اگر آرایشگر مشغول باشد، اما صندلی موجود باشد، مشتری روی یکی از صندلی‌های خالی می‌نشیند. اگر آرایشگر خواب باشد، مشتری او را بیدار می‌نماید. برنامه‌ای بنویسید که آرایشگر و مشتری‌ها را هماهنگ نماید.

برای اینکه مساله را کمی واقعی‌تر نماییم، اطلاعات زیر را به آن می‌افزاییم:

- نخ‌های مشتری باید تابعی به نام `getHairCut` را فراخوانند.
 - اگر زمانیکه آرایشگاه پر است یک نخ مشتری برسد، می‌تواند `balk` را که هیچ مقداری بر نمی‌گرداند، فراخواند.
 - نخ آرایشگر باید `cutHair` را فراخواند.
 - زمانیکه آرایشگر `cutHair` را فرا می‌خواند، باید دقیقاً تنها یک نخ باشد که به طور همزمان `getHairCut` را فرا می‌خواند.
- راه حلی ارائه دهید که شرایط فوق را تضمین نماید.

۱.۲.۵ راهنمایی آرایشگاه

راهنمایی آرایشگاه

```
1 n = 4
2 customers = 0
3 mutex = Semaphore(1)
4 customer = Semaphore(0)
5 barber = Semaphore(0)
6 customerDone = Semaphore(0)
7 barberDone = Semaphore(0)
```

n تعداد کل مشتری‌هایی است که می‌توانند در آرایشگاه باشند: سه نفر در اتاق انتظار و یک نفر روی صندلی آرایش.

customers تعداد مشتری‌های درون آرایشگاه را می‌شمرد و بوسیله mutex حفاظت می‌شود.

آرایشگر روی customer منتظر می‌ماند تا یک مشتری وارد شده و سپس مشتری روی barber می‌ماند

تا زمانی‌که آرایشگر به او سیگنال نشتن روی صندلی آرایش را بدهد.

پس از آرایش مو، مشتری به customerDone سیگنال می‌دهد و روی barberDone منتظر می‌ماند.

۲.۲.۵ راه حل آرایشگاه

این راه حل یک جدول امتیاز و دو قرار ملاقات را ترکیب می نماید. کد مشتری ها در ادامه آمده است.

راه حل آرایشگاه (مشتری)

```

1 mutex.wait()
2     if customers == n:
3         mutex.signal()
4         balk()
5         customers += 1
6 mutex.signal()
7
8 customer.signal()
9 barber.wait()
10
11 # getHairCut()
12
13 customerDone.signal()
14 barberDone.wait()
15
16 mutex.wait()
17     customers -= 1
18 mutex.signal()

```

اگر n مشتری در آرایشگاه وجود داشته باشد، هر مشتری که می رسد بلافاصله balk را فرا می خواند و آلا هر مشتری به customer سیگال داده و روی barber منتظر می ماند.

کد آرایشگر در ادامه آمده است.

راه حل آرایشگاه (آرایشگر)

```

1 customer.wait()
2 barber.signal()
3
4 # cutHair()
5
6 customerDone.wait()
7 barberDone.signal()

```

هر زمان که یک مشتری سیگنال می دهد، آرایشگر بیدار شده، به barber سیگنال می دهد، و مشغول آرایش یک نفر می شود. اگر آن زمانیکه آرایشگر مشغول است مشتری دیگری برسد، آنگاه در تکرار بعدی آرایشگر بدون اینکه بخوابد از سمافور customer می گذرد.

اسامی customer و barber بر مبنای قرارداد نامگذاری یک قرار ملاقات هستند، لذا customer.wait() به معنای "انتظار برای یک مشتری" است و نه اینکه "مشتری های در اینجا منتظرند".

قرار ملاقات دوم با استفاده از `customerDone` و `barberDone`، تضمین می‌نماید کار آرایش فعلی تمام شده باشد پیش از اینکه آرایشگر به ابتدای حلقه برگردد و به مشتری بعدی اجازه ورود به ناحیه بحرانی دهد.

این راه حل در `sync_code/barber.py` آمده است (ر.ک. ۲.۳).

۳.۵ آرایشگاه FIFO

در راه حل قبل تضمینی وجود ندارد که مشتریان به همان ترتیبی که می‌رسند سرویس دریافت کنند. تا سقف n مشتری می‌توانند از ترن استایل گذر کنند، به `customer` سیگنال داده، و روی `barber` منتظر بمانند. زمانی که آرایشگر به `barber` سیگنال دهد، هر یک از مشتریان ممکن است ادامه دهد. این راه حل را به گونه‌ای تغییر دهید که مشتریان به همان ترتیبی که از ترن استایل عبور می‌کنند سرویس دریافت نمایند.

راهنمایی: می‌توانید به نخ جاری به صورت `self` ارجاع دهید، لذا وقتی می‌نویسد `self.sem = Semaphore(0)`، هر نخ سمافور خودش را می‌گیرد.

۱.۳.۵ راهنمایی آرایشگاه FIFO

من از لیستی از سمافورها به نام queue در راه حل خود استفاده می‌کنم.

راهنمایی آرایشگاه FIFO

```
1 n = 4
2 customers = 0
3 mutex = Semaphore(1)
4 customer = Semaphore(0)
5 customerDone = Semaphore(0)
6 barberDone = Semaphore(0)
7 queue = []
```

زمانی که هر یک از نخ‌ها از ترن‌استایل عبور می‌کند، یک نخ ساخته و آن را در صف قرار می‌دهد. به جای انتظار روی barber، هر نخ روی سمافور خودش منتظر می‌ماند. وقتی که آرایشگر بیدار می‌شود، یک نخ را از صف خارج کرده و به آن سیگنال می‌دهد.

۲.۳.۵ راه حل آرایشگاه FIFO

در ادامه کد تغییر یافته مشتریان آمده است:

راه حل آرایشگاه FIFO (مشتری)

```

1 self.sem = Semaphore(0)
2 mutex.wait()
3     if customers == n:
4         mutex.signal()
5         balk()
6         customers += 1
7         queue.append(self.sem)
8 mutex.signal()
9
10 customer.signal()
11 self.sem.wait()
12
13 # getHairCut()
14
15 customerDone.signal()
16 barberDone.wait()
17
18 mutex.wait()
19     customers -= 1
20 mutex.signal()

```

و کد آرایشگر به این صورت است:

راه حل آرایشگاه FIFO (آرایشگر)

```

1 customer.wait()
2 mutex.wait()
3     sem = queue.pop(0)
4 mutex.signal()
5
6 sem.signal()
7
8 # cutHair()
9
10 customerDone.wait()
11 barberDone.signal()

```

توجه نمایید که آرایشگر باید mutex را بگیرد تا به صف دسترسی داشته باشد.

این راه حل در `sync_code/barber2.py` آمده است (ر.ک. ۲.۳).

۴.۵ مسئله آرایشگاه هیلزر

ویلیام استالینگز [۹] یک نسخه پیچیده‌تر از مسئله آرایشگاه را ارائه می‌دهد، که آن را مدیون رالف هیلزر در دانشگاه ایالتی کالیفرنیا در چیکو می‌داند.

آرایشگاه ما سه تا صندلی، سه تا آرایشگر و اتاق انتظاری دارد که چهار مشتری می‌توانند روی یک کاناپه قرار گیرند و مابقی بایستند. طبق قوانین آتش‌نشانی تعداد کل مشتری‌های داخل آرایشگاه نباید از ۲۰ تا تجاوز نماید.

اگر ظرفیت مشتری‌های داخل آرایشگاه تکمیل باشد، مشتری جدید وارد مغازه نخواهد شد. زمانی که داخل است اگر روی کاناپه جا باشد می‌نشیند در غیر اینصورت می‌ایستد. زمانی که یک آرایشگر آزاد باشد، آن مشتری که بیشترین زمان را روی کاناپه بوده سرویس دریافت می‌کند و اگر مشتریان ایستاده وجود داشته باشند آن فردی که مدت زمان بیشتری را در آرایشگاه بوده است جای او را روی کاناپه خواهد گرفت. زمانی که آرایش یک مشتری تمام شد، هر آرایشگر می‌تواند اجرت را دریافت دارد، اما از آنجایی که تنها یک صندوق وجود دارد در هر زمان تنها یک مشتری می‌تواند پرداخت خود را انجام دهد. آرایشگران زمان خود را بین آرایش، دریافت وجه و خوابیدن روی صندلی در انتظار مشتری تقسیم می‌نمایند.

به عبارت دیگر، محدودیت‌های همگام‌سازی زیر اعمال می‌شود:

- مشتریان توابع زیر را به ترتیب فرا می‌خوانند: `enterShop`، `sitOnSofa`، `getHairCut`، `pay`.
- آرایشگران `cutHair` و `acceptPayment` را فرا می‌خوانند.
- مشتریان اگر ظرفیت آرایشگاه پر باشد نمی‌توانند `enterShop` را فراخوانند.
- اگر کاناپه پر باشد، مشتری تازه وارد نمی‌تواند `sitOnSofa` را فراخواند.
- زمانی که یک مشتری `getHairCut` را فرا می‌خواند متناظراً یک آرایشگر باید `cutHair` را به صورت همزمان اجرا نماید و بالعکس.
- فراخوانی `getHairCut` به صورت همزمان حداکثر توسط سه مشتری و اجرای `cutHair` به طور همزمان توسط حداکثر سه آرایشگر ممکن باشد.
- مشتری باید قبل از اینکه آرایشگر بتواند `acceptPayment` را فراخواند، `pay` را اجرا نماید.
- آرایشگر قبل از خروج مشتری باید `acceptPayment` را اجرا نماید.

معمًا: کدی بنویسید که محدودیت‌های همگام‌سازی آرایشگاه هیلزر را اعمال نماید.

۱.۴.۵ راهنمایی آرایشگاه هیلزر

متغیرهایی که در راه حل بکار رفته در ادامه آمده است:

راهنمایی آرایشگاه هیلزر

```

1 n = 20
2 customers = 0
3 mutex = Semaphore(1)
4 sofa = Semaphore(4)
5 customer1 = Semaphore(0)
6 customer2 = Semaphore(0)
7 barber = Semaphore(0)
8 payment = Semaphore(0)
9 receipt = Semaphore(0)
10 queue1 = []
11 queue2 = []

```

mutex از customers که تعداد مشتری‌های درون آرایشگاه را در خود دارد و از queue1 که لیست

سمافورهای نخ‌های منتظر برای نشستن روی کاناپه است حفاظت می‌نماید.

mutex2 از queue2 که لیست سمافورهای نخ‌های منتظر صندلی است حفاظت می‌کند.

sofa یک مالتی‌پلکس است که حداکثر تعداد مشتری‌های روی کاناپه را اعمال می‌کند.

customer1 پیغام می‌دهد که یک مشتری در queue1 وجود دارد و customer2 پیغام می‌دهد که

یک مشتری در queue2 وجود دارد.

payment پیغام می‌دهد که یک مشتری پرداخت داشته است و receipt پیغام می‌دهد که آرایشگر

اجرت را دریافت کرده است.

۲.۴.۵ راه حل آرایشگاه هیلزر

این راه حل به طور قابل توجهی از آنچه انتظار داشتم پیچیده‌تر است. شاید در ذهن هیلزر راه حل ساده‌تری وجود داشته است لکن این بهترین چیزی است که می‌توانستم ارائه دهم.

راه حل آرایشگاه هیلزر (مشتري)

```

1 self.sem1 = Semaphore(0)
2 self.sem2 = Semaphore(0)
3
4 mutex.wait()
5     if customers == n:
6         mutex.signal()
7         balk()
8         customers += 1
9         queue1.append(self.sem1)
10    mutex.signal()
11
12 # enterShop()
13 customer1.signal()
14 self.sem1.wait()
15
16 sofa.wait()
17     # sitOnSofa()
18     self.sem1.signal()
19     mutex.wait()
20     queue2.append(self.sem2)
21     mutex.signal()
22     customer2.signal()
23     self.sem2.wait()
24 sofa.signal()
25
26 # sitInBarberChair()
27
28 # pay()
29 payment.signal()
30 receipt.wait()
31
32 mutex.wait()
33     customers -= 1
34    mutex.signal()

```

اولین پاراگراف مشابه راه حل قبلی است. زمانیکه یک مشتری می‌رسد، شمارنده را بررسی نموده آنگاه یا از ورود امتناع ورزیده و یا خودش را به صف می‌افزاید. سپس به آرایشگر سیگنال می‌دهد.

زمانیکه مشتری از صف خارج می‌شود، وارد مالتی‌پلکس می‌گردد، روی مبل می‌نشیند و خود را به صف دوم افزاید.

زمانیکه از آن صف خارج می‌شود، آرایش شده، پرداخت انجام داده و خارج می‌شود.

راه حل آرایشگاه هیلزر (آرایشگر)

```

1 customer1.wait()
2 mutex.wait()
3     sem = queue1.pop(0)
4     sem.signal()
5     sem.wait()
6 mutex.signal()
7 sem.signal()
8
9 customer2.wait()
10 mutex.wait()
11     sem = queue2.pop(0)
12 mutex.signal()
13 sem.signal()
14
15 barber.signal()
16 # cutHair()
17
18 payment.wait()
19 # acceptPayment()
20 receipt.signal()

```

هر آرایشگر منتظر یک مشتری می‌ماند تا وارد شده، به سمافور مشتری سیگنال می‌دهد تا او را از صف خارج نماید، سپس منتظر او می‌ماند تا درخواست نشستن روی کاناپه بدهد. این روند، نیاز FIFO را برآورده می‌کند.

آرایشگر منتظر مشتری می‌ماند تا به صف دوم ملحق شود و سپس با سیگنال دادن به او اجازه می‌دهد که یک صندلی را مطالبه کند.

هر آرایشگر تنها به یک مشتری اجازه می‌دهد که روی صندلی بنشیند، لذا حداکثر تا سه آرایش همزمان می‌تواند صورت گیرد. از آنجایی که تنها یک صندوق وجود دارد، مشتری باید mutex را بگیرد. مشتری و آرایشگر نزد صندوق قرارا ملاقات گذاشته و سپس هر دو خارج می‌شوند.

این راه حل، محدودیت‌های همگام‌سازی را برآورده می‌نماید، اما نهایت بهره‌برداری را از کاناپه نمی‌کند. از آنجایی که تنها سه آرایشگر وجود دارد، هیچگاه بیش از سه مشتری نمی‌تواند روی کاناپه وجود داشته باشد، لذا ضرورتی به مالتی‌پلکس وجود ندارد.

این راه حل در `sync_code/barber3.py` آمده است (ر.ک. ۲.۳).

تنها راهی که برای حل مساله به ذهنم می‌رسد این است که یک نوع سومی از نخ ایجاد نمایم که من آن را راهنما می‌نامم. راهنمایان `queue1` مدیریت نموده و آرایشگران `queue2` را مدیریت می‌نمایند. اگر چهار راهنما و سه آرایشگر وجود داشته باشد کاناپه می‌تواند به طور کامل مورد استفاده قرار گیرد. این راه حل در `sync_code/barber4.py` آمده است (ر.ک. ۲.۳).

۵.۵ مساله بابا نوئل

این مساله از کتاب سیستم‌های عامل ویلیام استالینگز گرفته شده است [۴]، اما او در این مساله نیز خود را مدیون John Trono از کالج Michael در ورمانت می‌داند.

بابا نوئل در مغازه خود در قطب شمال می‌خوابد و فقط در صورتی بیدار می‌شود که یا (۱) تمام نه گوزن از تعطیلات خود اقیانوس آرام جنوبی باز گردند یا (۲) برخی از پری‌ها در ساخت اسباب‌بازی‌ها مشکل داشته باشند؛ به منظور اینکه اجازه دهیم بابا نوئل کمی بخوابد، پری‌ها تنها در صورتی می‌توانند بابا نوئل را بیدار نمایند که سه تا از آن‌ها با مشکل مواجه شوند. زمانیکه سه پری مشکلشان حل شود، هر پری دیگری که آرزوی دیدن بابا نوئل را دارد باید صبر کند تا آن پری‌ها بازگردند. اگر بابا نوئل بیدار شود و سه پری را پشت در مغازه‌اش منتظر بیابد و همچنین دریابد که آخرین گوزن شمالی دوباره از مناطق گرمسیری آمده است، بابا نوئل تصمیم می‌گیرد که پری‌ها می‌توانند تا پس از کریسمس منتظر بمانند زیرا که از آن مهمتر، این است که سورتمه خود را آماده کند. (فرض شده است که گوزن شمالی نمی‌تواند مناطق گرمسیری را ترک کند و لذا آن‌ها تا آخرین لحظه ممکن در آنجا می‌مانند.) آخرین گوزن شمالی که می‌رسد باید بابا نوئل را ببرد در حالیکه گوزن‌های دیگر در یک کلبه گرم پیش از اینکه به سورتمه بسته شوند منتظر هستند.

در اینجا تعدادی مشخصه‌های اضافی آمده است:

- پس از اینکه نهمین گوزن رسید، بابا نوئل باید `prepareSleigh` را فراخواند و سپس تمامی گوزن‌ها `getHitched` را فراخواند.
- پس از اینکه سومین پری می‌رسد، بابا نوئل باید `helpElves` را فراخواند. به صورت همزمان، سه پری نیز باید `getHelp` فراخواند.
- هر سه پری پیش از اینکه پری دیگری وارد شود (شمارنده پری‌ها را افزایش دهد) باید `getHelp` را فراخواند.

بابا نوئل باید در یک حلقه اجرا شود لذا او می‌تواند به مجموعه بسیاری از پری‌ها کمک کند. می‌توانیم تصور نماییم که دقیقاً ۹ گوزن شمالی وجود دارد، اما هر تعداد از پری ممکن است.

۱.۵.۵ راهنمایی مساله بابا نوئل

راهنمایی مساله بابا نوئل

```
1 elves = 0
2 reindeer = 0
3 santaSem = Semaphore(0)
4 reindeerSem = Semaphore(0)
5 elfTex = Semaphore(1)
6 mutex = Semaphore(1)
```

elves و reindeer شمارنده‌هایی هستند که بوسیله mutex محافظت می‌شوند. پری‌ها و گوزن‌ها از mutex برای تغییر شمارنده‌ها استفاده می‌کنند؛ بابا نوئل نیز آن را می‌گیرد تا متغیرها را بررسی نماید. بابا نوئل روی santaSem منتظر می‌ماند تا یا یک پری یا یک گوزن به او سیگنال دهد. گوزن‌ها روی reindeerSem منتظر می‌مانند تا بابا نوئل به آن‌ها سیگنال دهد که به چراگاه وارد شده و به سورت‌مه بسته شوند. پری‌ها elfTex را بکار می‌برند تا از ورود پری اضافی، آن زمانی که سه پری در حال گرفتن کمک هستند جلوگیری نمایند.

۲.۵.۵ راه حل مساله بابا نوئل

کد بابا نوئل بسیار آسان است. به یاد داشته باشید که کد او همیشه در حلقه اجرا می‌شود.

راه حل مساله بابا نوئل (بابا نوئل)

```

1 santaSem.wait()
2 mutex.wait()
3     if reindeer >= 9:
4         prepareSleigh()
5         reindeerSem.signal(9)
6         reindeer -= 9
7     else if elves == 3:
8         helpElves()
9 mutex.signal()

```

زمانیکه بابا نوئل بیدار می‌شود، بررسی می‌نماید کدامیک از دو شرط برقرار است و متناسب با آن با گوزن‌ها و یا با پری‌های منتظر تعامل می‌نماید. اگر ۹ گوزن در حال انتظار باشند، بابا نوئل `prepareSleigh` را فراخوانده و سپس نه بار به `reindeerSem` سیگنال می‌دهد تا به گوزن‌ها اجازه دهد که `getHitched` را فراخوانند. اگر پری‌های در حال انتظاری وجود داشته باشد، بابا نوئل فقط `helpElves` را فرا می‌خواند. هیچ نیازی به این نیست که پری‌ها منتظر بابا نوئل شوند؛ زمانیکه آن‌ها به `santaSem` سیگنال می‌دهند می‌توانند بلافاصله `getHelp` را فراخوانند.

بابا نوئل نباید شمارنده `elves` را کاهش دهد زیرا که پری‌ها در راه خروج‌شان اینکار را انجام می‌دهند.

کد گوزن‌ها در ادامه آمده است:

راه حل مساله بابا نوئل (گوزن‌ها)

```

1 mutex.wait()
2     reindeer += 1
3     if reindeer == 9:
4         santaSem.signal()
5 mutex.signal()
6
7 reindeerSem.wait()
8 getHitched()

```

گوزن نهم به بابا نوئل سیگنال می‌دهد و به گوزن‌های دیگر که روی `reindeerSem` منتظر هستند ملحق می‌گردد. زمانیکه بابا نوئل سیگنال می‌دهد تمامی گوزن‌ها `getHitched` را اجرا می‌نمایند.

کد پری‌ها نیز مشابه است، بجز اینکه زمانیکه سومین پری می‌رسد باید ورود پری بعدی را مانع شود تا آن هنگامی که سه تای اول `getHelp` را اجرا نمایند.

راه حل مساله بابا نوئل (پری‌ها)

```
1 elfTex.wait()
2 mutex.wait()
3     elves += 1
4     if elves == 3:
5         santaSem.signal()
6     else
7         elfTex.signal()
8 mutex.signal()
9
10 getHelp()
11
12 mutex.wait()
13     elves -= 1
14     if elves == 0:
15         elfTex.signal()
16 mutex.signal()
```

اولین دو پری در همان زمانی که mutex را آزاد می‌نمایند elfTex را نیز آزاد می‌نمایند، اما آخرین پری elfTex را نگاه می‌دارد که مانع از ورود پری‌های دیگر می‌گردد تا زمانی که تمامی سه پری getHelp را فراخوانند.

آخرین پری که خارج می‌شود elfTex را آزاد می‌نماید و این به دسته بعدی پری‌ها اجازه ورود می‌دهد.

۶.۵ ساخت H_2O

این مساله برای حداقل یک دهه جزء اصلی کلاس سیستم عامل در U.C. Berkeley بود. بنظر می‌رسد که بر مبنای تمرینی در کتاب «برنامه‌نویسی همروند» اندرو می‌باشد [۴].

دو نوع نخ وجود دارد: اکسیژن و هیدروژن. به منظور ترکیب این نخ‌ها به مولکول‌های آب، باید حصاری بسازیم که هر نخ تا زمانیکه یک مولکول کامل آماده ادامه باشد منتظر بماند.

هر نخ که از حصار عبور می‌نماید، باید bond فراخواند. شما باید تضمین نمایید که تمامی نخ‌های یک مولکول پیش از نخ‌های مولکول بعدی bond را فراخوانند. به عبارت دیگر:

- اگر زمانیکه یک نخ اکسیژن به حصار می‌رسد هیچ نخ هیدروژنی حاضر نباشد، باید برای دو نخ هیدروژن منتظر بماند.

- اگر زمانیکه یک نخ هیدروژن به حصار می‌رسد هیچ نخ دیگری حاضر نباشد، باید منتظر یک نخ اکسیژن و یک نخ دیگر هیدروژن بماند.

نباید نگران تطابق صریح نخ‌ها باشیم، بدین معنی که نخ‌ها از اینکه با چه نخ‌های دیگری جفت می‌شوند ضرورتاً اطلاعی ندارند. نکته کلیدی تنها این است نخ‌ها به صورت مجموعه‌های کامل از حصار عبور می‌نمایند؛ بنابراین اگر ما دنباله نخ‌هایی که bond را فرا می‌خوانند بررسی کنیم و آن‌ها را به گروه‌های سه‌تایی تقسیم کنیم هر گروه باید شامل یک نخ اکسیژن و دو نخ هیدروژن باشد.

معماً: یک کد همگام‌سازی برای مولکول‌های اکسیژن و هیدروژن بنویسید که این شرایط را برآورده نمایند.

۱.۶.۵ راهنمایی H₂O

متغیرهایی که در راه حل بکار برده‌ام را در زیر مشاهده می‌نمایید:

راهنمایی ساخت آب

```
1 mutex = Semaphore(1)
2 oxygen = 0
3 hydrogen = 0
4 barrier = Barrier(3)
5 oxyQueue = Semaphore(0)
6 hydroQueue = Semaphore(0)
```

oxygen و hydrogen شمارنده‌هایی هستند که بوسیله mutex حفاظت می‌شوند. barrier جایی است که هر مجموعه‌ای از سه نخ پس از فراخوانی bond و پیش از اجازه فعالیت به نخ‌های بعدی، یکدیگر را ملاقات می‌کنند.

oxyQueue سمافوری است که نخ‌های اکسیژن روی آن منتظر می‌مانند؛ hydroQueue سمافوری است که نخ‌های هیدروژن روی آن منتظر می‌مانند؛ از آنجایی که از قرارداد نام‌گذاری برای صف‌ها استفاده می‌نمایم، لذا oxyQueue.wait() بمعنای «به صف اکسیژن محلق شو» است و oxyQueue.signal() بمعنای «یک نخ اکسیژن از صف آزاد نما» می‌باشد.

۲.۶.۵ راه حل H₂O

در ابتدا hydroQueue و oxyQueue قفل هستند. زمانیکه یک نخ اکسیژن می‌رسد دو بار به hydroQueue سیگنال می‌دهد تا به دو هیدروژن اجازه ادامه کار دهد. سپس نخ اکسیژن منتظر نخ‌های هیدروژن می‌ماند تا برسند.

کد اکسیژن

```

1 mutex.wait()
2 oxygen += 1
3 if hydrogen >= 2:
4     hydroQueue.signal(2)
5     hydrogen -= 2
6     oxyQueue.signal()
7     oxygen -= 1
8 else:
9     mutex.signal()
10
11 oxyQueue.wait()
12 bond()
13
14 barrier.wait()
15 mutex.signal()

```

هر نخ اکسیژن که وارد می‌شود، میوتکس را می‌گیرد و جدول امتیاز را بررسی می‌نماید. اگر حداقل دو نخ هیدروژن منتظر وجود داشته باشد، به دو تای آن‌ها و خودش سیگنال می‌دهد و سپس با هم پیوند شیمیایی برقرار می‌نمایند. اگر دو نخ هیدروژن وجود نداشته باشد، میوتکس را آزاد نموده و منتظر می‌ماند. پس از پیوند (خط ۱۲)، نخ‌ها نزد حصار منتظر می‌مانند تا تمامی هر سه نخ با هم تشکیل پیوند دهد و سپس نخ اکسیژن میوتکس را آزاد می‌نماید. از آنجایی که تنها یک نخ اکسیژن در هر مجموعه وجود دارد، تضمین می‌شود که به mutex تنها یک بار سیگنال داده می‌شود. کد هیدروژن نیز مشابه است:

کد هیدروژن

```

1 mutex.wait()
2 hydrogen += 1
3 if hydrogen >= 2 and oxygen >= 1:
4     hydroQueue.signal(2)
5     hydrogen -= 2
6     oxyQueue.signal()
7     oxygen -= 1
8 else:
9     mutex.signal()

```

```

10
11 hydroQueue.wait()
12 bond()
13
14 barrier.wait()

```

یک ویژگی غیرمعمول این راه حل این است که نقطه خروج از میوتکس مبهم است. در برخی حالات، نخ‌ها وارد میوتکس شده، شمارنده را بروزرسانی نموده و از میوتکس خارج می‌شوند. اما زمانیکه آن نخ تشکیل دهنده یک مجموعه کامل می‌رسد، باید به منظور ممانعت از نخ‌های دیگر میوتکس را نگه دارد تا زمانیکه مجموعه فعلی bond را فراخواند.

پس از فراخوانی bond، سه نخ نزد حصار منتظر می‌مانند. زمانیکه حصار باز می‌شود، می‌دانیم که تمامی سه نخ bond را فراخوانده‌اند و یکی از آن‌ها میوتکس را نگه داشته است. نمی‌دانیم که کدام نخ میوتکس را نگه داشته است اما از آنجایی تنها یکی از آن‌ها میوتکس را آزاد می‌نماید دانستنش اهمیتی ندارد. با توجه به اینکه می‌دانیم تنها یک نخ اکسپژن وجود دارد، آن را قادر به انجام اینکار می‌سازیم.

ممکن است این راه حل نادرست به نظر آید، زیرا که تا کنون عموماً اینگونه درست بود که یک نخ باید قفلی را نگه دارد تا بتواند آن را آزاد نماید. اما هیچ قاعده‌ای نمی‌گوید که این نکته باید درست باشد. اینجا یکی از آن حالت‌هایی است که نگاه به میوتکس به عنوان توکنی که نخ‌ها باید آن گرفته و آزاد نمایند کمی گمراه کننده است.

۷.۵ مساله عبور از رودخانه

این مساله از مجموعه مسائل نوشته توسط انتونی ژوزف^۲ در دانشگاه برکلی^۳ است، اما اینکه نویسنده اصلی خود او است یا نه را نمی‌دانم. این مساله از این جنبه که یک گونه خاص از حصار در آن وجود دارد که تنها در ترکیب‌های معینی، به نخ‌ها اجازه عبور می‌دهد مشابه مساله H_2O است.

یک جایی نزدیک ردmond^۴ ایالت واشنگتن، یک قایق پارویی وجود دارد که بوسیله هر دوی هکرهای لینوکس و کارمندان مایکروسافت برای عبور از یک رودخانه بکار می‌رود. قایق دقیقاً چهار نفر در خود جا می‌دهد و ساحل رودخانه را با تعداد بیشتر یا کمتری ترک نخواهد کرد. به منظور تضمین امنیت مسافران، همنشین‌های یک هکر با سه کارمند مایکروسافت مجاز نمی‌باشد و بالعکس. هر ترکیب دیگری امن است.

^۲Anthony Joseph

^۳U.C. Berkeley

^۴Redmond

هر نخ که سوار قایق می‌شود باید تابع board را صدا زند. تضمین نمایید که تمامی چهار نخ سوار بر قایق، board را پیش از هر نخ دیگری که متعلق به سری بعدی است صدا زند.

پس از اینکه هر چهار نخ board را صدا زدند، دقیقاً یکی از آن‌ها باید تابع rowBoat را فراخواند تا نشان دهد که آن نخ پاروها را خواهد گرفت. اینکه کدام نخ این تابع را صدا می‌زند تا آن زمانیکه یکی اینکار انجام می‌دهد اهمیتی ندارد.

نگران جهت حرکت سفر نباشید. فرض کنید که تنها رفت آمد از یک جهت مورد توجه ما است.

۱.۷.۵ راهنمایی عبور از رودخانه

متغیرهایی که در حل مساله بکار برده‌ام در ادامه آمده است:

راهنمایی عبور از رودخانه

```
1 barrier = Barrier(4)
2 mutex = Semaphore(1)
3 hackers = 0
4 serfs = 0
5 hackerQueue = Semaphore(0)
6 serfQueue = Semaphore(0)
7 local isCaptain = False
```

hackers و serfs تعداد هکرها و کارمندان منتظر سوار شدن را می‌شمرد. از آنجایی که هر دو اینها بوسیله mutex محافظت می‌شوند، می‌توانیم شرایط هر دو متغیر را بدون نگرانی درباره بروزرسانی نابهنگام بررسی نماییم. این یک مثال دیگری از یک جدول امتیاز است.

hackerQueue و serfQueue به ما اجازه می‌دهند که تعداد هکرها و کارمندانی که گذر می‌نمایند را کنترل نماییم. barrier تضمین می‌کند که تمامی چهار نخ، پیش از اینکه کاپیتان rowBoat را فراخواند board را فراخواند.

isCaptain یک متغیر محلی است که نشان می‌دهد کدام نخ باید rowBoat را فراخواند.

۲.۷.۵ راه حل عبور از رودخانه

ایده اصلی این راه حل این است که هر نخ ورودی یکی از شمارنده‌ها را بروزرسانی نموده و سپس بررسی می‌نماید که آیا مجموعه را تکمیل می‌نماید، خواه اینکه چهارمین نخ از ممنوعان خودش باشد و یا اینکه یک جفت ترکیبی از جفت‌های ممکن را تکمیل نماید.

کد هکرها را ارائه خواهیم کرد؛ کد کارمندان مایکروسافت هم قرینه آن است (البته بجز اینکه ۱۰۰۰ بار بزرگتر، پر از باگ، و شامل یک مرورگر توکار است).

راه حل عبور از رودخانه

```

1 mutex.wait()
2     hackers += 1
3     if hackers == 4:
4         hackerQueue.signal(4)
5         hackers = 0
6         isCaptain = True
7     elif hackers == 2 and serfs >= 2:
8         hackerQueue.signal(2)
9         serfQueue.signal(2)
10        serfs -= 2
11        hackers = 0
12        isCaptain = True
13    else:
14        mutex.signal()          # captain keeps the mutex
15
16 hackerQueue.wait()
17
18 board()
19 barrier.wait()
20
21 if isCaptain:
22     rowBoat()
23     mutex.signal()          # captain releases the mutex

```

از آنجایی که هر نخ از طریق بخش انحصار متقابل به ترتیب وارد می‌شود، بررسی می‌نماید که یک خدمه کامل آماده سوار شدن قایق هست یا خیر؟ اگر چنین بود، به نخ‌های متناسب سیگنال داده، خودش را به عنوان کاپیتان معرفی نموده، و میوتکس می‌گیرد تا مانع نخ‌های اضافی شود تا آن زمان که قایق رانده شود. تعداد نخ‌هایی که سوار شده‌اند را حصار نگاه می‌دارد. زمانیکه آخرین نخ می‌رسد، تمامی نخ‌ها با هم ادامه می‌یابند. کاپیتان rowBoat را فراخوانده و در نهایت میوتکس را آزاد می‌نماید.

۸.۵ مساله ترن هوایی

این مساله از کتاب «برنامه‌نویسی همروند» اندرو^۵ اقتباس شده است، اما او این مساله را متعلق به ترن کارشناسی ارشد جی.اس. هرمن^۶ می‌داند.

فرض کنید n نخ رهگذر و یک ماشین وجود دارد. رهگذران پی‌درپی منتظر سوار شدن ماشین هستند؛ ماشینی که گنجایش C رهگذر را دارد و $C < n$. این ماشین زمانی می‌تواند در مسیر حرکت کند که پر باشد.

جزئیات بیشتر در ادامه آمده است:

- رهگذران باید board و unboard فراخوانند.
 - ماشین باید run، load و unload را فراخواند.
 - رهگذران نمی‌توانند سوار شوند مگر اینکه ماشین load را فراخوانده باشد.
 - ماشین نمی‌تواند حرکت کند مگر اینکه C رهگذر سوار شده باشند.
 - مسافران نمی‌تواند پیاده شوند جز اینکه ماشین unload را فراخوانده باشد.
- معماً: کدی برای رهگذران و ماشین بنویسید که این محدودیت‌ها را اعمال نماید:

⁵ Andrews

⁶ J. S. Herman

۱.۸.۵ راهنمایی ترن هوایی

راهنمایی ترن هوایی

```
1 mutex = Semaphore(1)
2 mutex2 = Semaphore(1)
3 boarders = 0
4 unboarders = 0
5 boardQueue = Semaphore(0)
6 unboardQueue = Semaphore(0)
7 allAboard = Semaphore(0)
8 allAshore = Semaphore(0)
```

mutex از passengers محافظت می‌نماید- تعداد مسافرانی را که boardCar را فراخونده‌اند می‌شمارد.

رهگذران پیش از سوار شدن روی boardQueue و پیش پیاده‌شدن روی unboardQueue منتظر می‌مانند. allAboard نشان می‌دهد که ماشین پر است. allAshore نشان می‌دهد که ماشین خالی شده است.

۲.۸.۵ راه حل ترن هوایی

کد نخ ماشین در ادامه آمده است:

راه حل ترن هوایی (ماشین)

```

1 load()
2 boardQueue.signal(C)
3 allAboard.wait()
4
5 run()
6
7 unload()
8 unboardQueue.signal(C)
9 allAshore.wait()

```

زمانیکه ماشین می‌رسد، به C رهگذر سیگنال می‌دهد، سپس منتظر آخرین رهگذر می‌شود که به allAboard سیگنال می‌دهد. پس از حرکت، به C اجازه پیاده‌شدن را می‌دهد و سپس منتظر allAshore می‌گردد.

راه حل ترن هوایی (رهگذر)

```

1 boardQueue.wait()
2 board()
3
4 mutex.wait()
5     boarders += 1
6     if boarders == C:
7         allAboard.signal()
8         boarders = 0
9     mutex.signal()
10
11 unboardQueue.wait()
12 unboard()
13
14 mutex2.wait()
15     unboarders += 1
16     if unboarders == C:
17         allAshore.signal()
18         unboarders = 0
19     mutex2.signal()

```

طبیعتاً مسافران پیش از سوارشدن منتظر ماشین می‌شوند و پیش از ترک آن نیز منتظر توقف ماشین می‌مانند. آخرین مسافری که پیاده می‌شود به ماشین سیگنال می‌دهد و شمارنده مسافران را ریست می‌نماید.

۹.۵ مساله ترن هوایی چند ماشینی

راه حل ارائه شده، قابل تعمیم به حالتی که بیش از یک ماشین وجود داشته باشد نیست. به منظور انجام اینکار، باید تعدادی محدودیت اضافی را برآورده نماییم:

- تنها یک ماشین در هر لحظه می تواند مسافرگیری نماید.
 - چندین ماشین به صورت همزمان می توانند روی مسیر باشند.
 - از آنجایی که ماشین ها نمی توانند از یکدیگر سبقت بگیرند، باید به همان ترتیبی که مسافرگیری نموده اند، مسافران پیاده نمایند.
 - تمام نخ های سوار یک ماشین باید پیش از سوارشدن نخ های بعدی از ماشین پیاده شوند.
- معما: راه حل قبلی را چنان تغییر دهید که محدودیت های اضافی را نیز اعمال کند. می توانید فرض کنید که m ماشین وجود دارد و هر کدام یک متغیر محلی به نام i دارند که محتوی شناسه ای بین 0 و $m - 1$ است.

۱.۹.۵ راهنمایی ترن هوایی چند ماشینی

دو لیست از سمافورها را به منظور نگهداشتن ترتیب ماشین‌ها بکار برده‌ام. یکی از این لیست‌ها نشانگر ناحیه مسافرگیری و لیست دیگر نشانگر ناحیه پیاده‌کردن مسافران است. هر لیست شامل یک سمافور برای هر ماشین است. در هر لحظه، فقط یک سمافور از هر لیست باز است، لذا به این وسیله می‌توانیم، ترتیب را در سوارکردن یا پیاده‌کردن نخ‌ها اعمال کنیم. در ابتدا، تنها سمافورهای ماشین m باز هستند. هر ماشین که وارد محل سوارکردن (پیاده‌کردن) می‌شود، روی سمافور خودش منتظر می‌ماند؛ و هر زمان که خارج می‌شود به ماشین بعدی در خط سیگنال می‌دهد.

راهنمایی ترن هوایی چند ماشینی

```

1 loadingArea = [Semaphore(0) for i in range(m)]
2 loadingArea[0].signal()
3 unloadingArea = [Semaphore(0) for i in range(m)]
4 unloadingArea[0].signal()

```

تابع `next` شناسه ماشین بعدی در دنباله را محاسبه می‌نماید (بعد از $m - 1$ به 0 باز می‌گردد):

پیاده‌سازی `next`

```

1 def next(i):
2     return (i + 1) % m

```


۲.۹.۵ راه حل ترن هوایی چند ماشینی

کد تغییر یافته ماشین در ادامه آمده است:

راه حل ترن هوایی چند ماشینی (ماشین)

```
1 loadingArea[i].wait()
2 load()
3 boardQueue.signal(C)
4 allAboard.wait()
5 loadingArea[next(i)].signal()
6
7 run()
8
9 unloadingArea[i].wait()
10 unload()
11 unboardQueue.signal(C)
12 allAshore.wait()
13 unloadingArea[next(i)].signal()
```

کد رهگذران بدون تغییر باقی می ماند.

فصل ۶

مسائل نه-چندان-کلاسیک

۱.۶ مساله جستجو-درج-حذف

این مساله از کتاب «برنامه‌نویسی همروند» اندرو است [۹].

سه نوع نخ به یک لیست پیوندی یکطرفه به صورت مشترک دسترسی دارند: نخ‌های جستجوگر، درج‌کننده و حذف‌کننده. جستجوگرها تنها لیست را بررسی می‌نمایند؛ بنابراین این نوع نخ‌ها می‌توانند به صورت همزمان با یکدیگر عمل کنند. درج‌کننده‌ها عناصر جدید را به انتهای لیست می‌افزایند؛ درج‌ها باید به صورت انحصاری انجام شود تا از درج همزمان عناصر جدید توسط دو درج‌کننده ممانعت بعمل آید. با اینوجود یک درج می‌تواند به موازات هر تعداد جستجو انجام شود. در نهایت حذف‌کننده‌ها، عناصر از هر جایی در لیست حذف می‌کنند. حداکثر یک فرآیند حذف‌کننده در هر زمان می‌تواند به لیست دسترسی داشته باشد، و همچنین حذف باید به صورت انحصاری و بدون حضور جستجوگرها و درج‌کننده‌ها انجام شود.

معما: کدی برای جستجوگرها، درج‌کننده‌ها و حذف‌کننده‌ها بنویسید که این نوع از انحصار متقابل دسته‌ای سه‌گانه را اعمال نماید.

۱.۱.۶ راهنمایی جستجو-درج-حذف

راهنمایی جستجو-درج-حذف

```
1 insertMutex = Semaphore(1)
2 noSearcher = Semaphore(1)
3 noInserter = Semaphore(1)
4 searchSwitch = Lightswitch()
5 insertSwitch = Lightswitch()
```

insertMutex تضمین می‌نماید که در یک زمان تنها یک درج‌کننده در ناحیه بحرانی خودش است. noSearcher و noInserter نشان می‌دهند که هیچ جستجوگر و درج‌کننده‌ای در نواحی بحرانی خودشان قرار ندارند؛ یک حذف‌کننده باید هر دوی اینها را نگاه دارد تا بتواند وارد شود. searchSwitch و insertSwitch توسط جستجوگرها و درج‌کننده‌ها برای بیرون نگاه داشتن حذف‌کننده استفاده می‌شود.

۲.۱.۶ راه حل جستجو-درج-حذف

راه حل در ادامه آمده است:

(XXXXXXXXXX) XXXX XX XXXX-XXXX-XXXXXX

```
1 searchSwitch.wait(noSearcher)
2 # critical section
3 searchSwitch.signal(noSearcher)
```

تنها چیزی که یک جستجوگر باید نگران آن باشد حذف کننده است. اولین جستجوگری که وارد می شود noSearcher را گرفته و آخرینی که خارج می شود آن را آزاد می نماید.

(XXXXXXXXXX) XXXX XX XXXX-XXXX-XXXXXX

```
1 insertSwitch.wait(noInserter)
2 insertMutex.wait()
3 # critical section
4 insertMutex.signal()
5 insertSwitch.signal(noInserter)
```

مشابهاً، اولین درج کننده noInserter گرفته و آخرینی که خارج می شود آن را آزاد می نماید. از آنجایی که جستجوگرها و درج کننده ها برای سمافورهای متفاوتی رقابت می کنند، می توانند به صورت همزمان در ناحیه بحرانی خودشان باشند. اما insertMutex تضمین می نماید که تنها یک درج کننده در یک لحظه در ناحیه بحرانی باشد.

(XXXXXX) (XXXXXXXXXX) XXXX XX XXXX-XXXX-XXXXXX

```
1 noSearcher.wait()
2 noInserter.wait()
3 # critical section
4 noInserter.signal()
5 noSearcher.signal()
```

از آنجایی که حذف کننده هر دوی noSearcher و noInserter را می گیرد، دسترسی انحصاری تضمین شده است. البته، هر زمانی که بینیم نخه بیش از یک سمافور را گرفته است، باید بن بست بررسی نماییم. با بررسی نمودن چند سناریو، شما باید قادر باشید که خودتان را متقاعد نمایید که این راه حل عاری از بن بست است.

به عبارت دیگر، مانند بسیاری از مسائل انحصار متقابل دسته ای، این مساله نیز مستعد قطعی است. همانطوری که در مساله خوانندگان-نویسندگان دیدیم، گاهی اوقات می توانیم این مشکل را با اختصاص اولویت به یک دسته از نخها بر طبق معیارهای خاص برنامه حل کنیم. اما به طور کلی نوشتن یک راه حل کارا (که حداکثر درجه همزمانی را ممکن سازد) و از قحطی جلوگیری نماید سخت است.

۲.۶ مساله سرویس بهداشتی عمومی

این مساله را زمانی که یکی از دوستانم موقعیت خود را در تدریس فیزیک در کالج کالی^۱ رها نمود و در زیراکس^۲ مشغول به کار شد نوشتم^۳.

او در یک اتفاق در زیرزمین یک ساختمان کار می کرد و نزدیک تریم توالت زنانه دو طبقه بالاتر بود. او به رئیس خود پیشنهاد داد که توالت مردانه طبقه خودشان مختص به جنس خاصی نباشد. رئیس موافقت نمود در صورتیکه محدودیت همگام سازی زیر بتواند فراهم آید:

- مردها و زن ها به طور همزمان نمی توانند با هم در دستشویی باشند.
- هرگز نباید بیش از سه کارمند ساعت کاری خود را در دستشویی تلف کنند.

البته راه حل باید از بن بست جلوگیری نماید. گرچه فعلاً نگران قحطی نباشید. می توانید فرض کنید که با سرویس بهداشتی تمام سمافورهای مورد نیاز شما فراهم آمده است.

¹Colby College

²Xerox

³بعداً دریافتیم که مساله ای تقریباً یکسان با این مساله در کتاب «برنامه نویسی همروند» اندرو وجود دارد [۴].

۱.۲.۶ راهنمایی سرویس بهداشتی عمومی

متغیرهایی که در راه حل بکار برده‌ام در ادامه آمده است:

راهنمایی سرویس بهداشتی عمومی

```
1 empty = Semaphore(1)
2 maleSwitch = Lightswitch()
3 femaleSwitch = Lightswitch()
4 maleMultiplex = Semaphore(3)
5 femaleMultiplex = Semaphore(3)
```

اگر اتاق خالی باشد مقدار empty برابر ۰ است در غیر اینصورت ۱. maleSwitch این امکان را به مردان می‌دهند که مانع ورود زن‌ها به اتاق شوند. زمانیکه اولین مرد وارد می‌شود، لایت‌سوئیچ، empty را قفل نموده تا مانع ورود بانوان گردد؛ زمانیکه آخرین مرد خارج می‌شود، empty را باز نموده تا ورود بانوان را ممکن سازد. بانوان نیز عملی مشابه با استفاده از femaleSwitch انجام می‌دهند.

maleMultiplex و femaleMultiplex تضمین می‌نمایند که بیش از سه زن یا سه مرد در یک لحظه در سیستم نباشند.

۲.۲.۶ راه حل سرویس بهداشتی عمومی

کد بانوان در ادامه آمده است:

راه حل سرویس بهداشتی عمومی (بانوان)

```
1 femaleSwitch.lock(empty)
2   femaleMultiplex.wait()
3     # bathroom code here
4   femaleMultiplex.signal()
5 female Switch.unlock(empty)
```

کد آقایان نیز مشابه است.

آیا با این راه حل مشکلی دارد؟

۳.۲.۶ مساله سرویس بهداشتی عمومی بدون قحطی

مشکل راه حل قبلی این است که قحطی را ممکن می سازد. در حالیکه یک مرد منتظر ورود است ممکن است یک صف طولانی از بانوان و وارد شوند و بالعکس.
معنّا: مشکل را حل کنید:

۴.۲.۶ راه حل سرویس بهداشتی عمومی بدون قحطی

همانطوری که پیش از این دیدیم، می‌توانیم از ترن‌استایل استفاده کنیم تا یک نوع نخ مانع جریان دیگر انواع نخ گردد. این مرتبه به کد آقایان نگاه خواهیم انداخت:

راه حل سرویس بهداشتی عمومی بدون قحطی (آقایان)

```

1 turnstile.wait()
2   maleSwitch.lock(empty)
3 turnstile.signal()
4
5   maleMultiplex.wait()
6   # bathroom code here
7   maleMultiplex.signal()
8
9 maleSwitch.unlock (empty)
```

تا زمانیکه مردانی در اتاق وجود دارند، مردان تازه از راه رسیده از ترن‌استایل عبور خواهند نمود و وارد می‌شوند. آن زمانیکه یک مرد می‌رسد اگر یک تعدادی خانم داخل اتاق باشند، مرد مورد نظر درون ترن‌استایل مسدود شده و از ورود تمامی کسانی که پس از او می‌رسند (اعم از زن یا مرد) جلوگیری خواهد شد تا زمانیکه افراد داخل اتاق آنجا را ترک نمایند. در این نقطه، مردی که درون ترن‌استایل هست وارد شده و ورود سایر مردان را نیز ممکن می‌سازد.

کد بانوان نیز مشابه است، لذا اگر مردانی درون اتاق باشند و یک خانم برسد، آن خانم درون ترن‌استایل گیر خواهد افتاد و مانع ورود مردان دیگر می‌شود.

این راه حل ممکن است کارا نباشد. اگر سیستم مشغول باشد، اغلب چندین نخ مرد و زن وجود خواهد داشت که روی ترن‌استایل صف بسته‌اند. هر زمان که empty سیگنال داده می‌شود، یک نخ ترن‌استایل را ترک نموده و نخ دیگر وارد خواهد شد. اگر نخ جدید از جنس مخالف باشد آن نخ بی‌درنگ مسدود خواهد شد و مانع نخ‌های دیگر می‌گردد. بنابراین معمولاً در هر زمان تنها ۱ تا ۲ نخ در سرویس بهداشتی هستند و سیستم از تمام ظرفیت همزمانی موجود بهره نخواهد برد.

۳.۶ مساله عبورکردن میمون

این مساله از کتاب «سیستم‌های عامل: طراحی و پیاده‌سازی» تنبام اخذ شده است [۴]. یک جایی در پارک ملی کروگر در افریقای جنوبی^۴ یک دره عمیق با یک تک طناب که بین این دره کشیده شده است وجود دارد.

^۴Kruger National Park, South Africa

میمون‌ها می‌توانند با کمک دست‌هایشان با آویزان شدن از آن طناب از روی دره عبور نمایند، اما اگر دو میمون در دو جهت مخالف در میانه راه به یکدیگر برسند، تا سر حد مرگ خواهند جنگید. علاوه بر این، طناب تنها تحمل وزن ۵ میمون را دارد. اگر میمون‌های بیشتری به طور همزمان روی طناب باشند پاره خواهد شد. تصور کنید که می‌توانیم استفاده از سمافورها را به میمون‌ها آموزش دهیم، دوست داریم که یک برنامه همگام‌سازی با ویژگی‌های زیر طراحی نماییم:

- هنگامیکه یک میمون شروع به عبور نموده است، تضمین شده باشد بدون اینکه با میمونی از روبرو مواجه شود به طرف دیگر برسد.
 - هیچگاه بیشتر از ۵ میمون روی طناب نباشد.
 - یک جریان پیوسته از میمون‌ها که در یک جهت عبور می‌کند نباید برای همیشه مانع میمون‌های جهت مخالف شود (بدون قحطی).
- به دلایلی که واضح است راه حل این مساله را نخواهم گفت.

۴.۶ مساله تالار Modus

این مساله توسط Nathan Karst یکی از دانشجویان Olin که طی زمستان ۲۰۰۵ در تالار Modus^۵ زندگی می‌کرده نوشته شده است.

زمستان، خصوصاً پس از یک بارش سنگین برف، ساکنان تالار Modus یک مسیر خندق مانند بین محل اقامت مقوایی‌شان و بقیه محوطه کالج ایجاد نمودند. هر روز برخی از ساکنین برای رفت و آمد بین کلاس‌ها، غذا خوردن و معاشرت از طریق این مسیر اقدام می‌نمایند؛ از دانشجویان تنبلی که روزانه برای رفتن به Tier 3 از ماشین استفاده می‌کنند صرف نظر می‌کنیم. همچنین از جهت عابرین در حال حرکت نیز چشم‌پوشی می‌کنیم. به دلایلی نامعلومی، دانشجویانی که در تالار غربی زندگی می‌کنند گاهی اوقات، زندگی در Mods را ضروری می‌دانند.

متأسفانه، مسیر آنقدر عریض نیست که دو نفر بتوانند در کنار هم راه بروند. اگر دو نفر از Mods در یک نقطه از مسیر همدیگر را ببینند، یک نفر از آن‌ها با خوشحالی از مسیر خارج شده داخل

^۵ تالار Modus یکی از چندین نام مستعار برای ساختمان‌های ماژولار است که همچنین به نام Mods نیز شناخته می‌شود و جایی است که برخی دانشجویان در زمانی که تالار اقامتی دوم در حال ساخته شدن است در آنجا زندگی می‌کنند.

برف می‌رود تا جا به دیگری دهد. وضعیت مشابهی برای دو ساکن ResHall در عبور از مسیرها رخ خواهد داد. گرچه اگر یک نفر از Mods (heathe n) با یک نفر از ResHall (prude) به هم برسند، یک کشمکش خشن به وقوع خواهد پیوست و گروهی که در اکثریت است پیروز است؛ بدین معنی که آن دسته‌ای که جمعیت بیشتری دارد گروه دیگر را وادار به انتظار می‌نماید.

این مساله شبیه مساله عبور میمون‌ها است (منتهی با پیش از یک راه)، به همراه یک پیچیدگی مضاعف که کنترل ناحیه بحرانی بوسیله قانون اکثریت تعیین می‌شود. این قانون، پتانسیل یک راه حل کارا و بدون قحطی را نسبت به مساله انحصار دسته‌ای دارد.

قحطی ممکن نیست زیرا تا زمانی که یک دسته، ناحیه بحرانی را کنترل می‌نماید، اعضای دسته دیگر به صف می‌پیوندند تا زمانی که تبدیل به اکثریت شوند. سپس آن‌ها می‌توانند تا زمانی که منتظر خالی شدن ناحیه بحرانی هستند مانع ورود رقیبان جدید گردند. انتظار می‌رود این راه حل، کارا باشد زیرا که نخ‌ها را در قالب دسته‌ها عبور داده لذا حداکثر همروندی در ناحیه بحرانی را ممکن می‌سازد. معماً: کدی بنویسید که انحصار دسته‌ای با قانون اکثریت را پیاده‌سازی نماید.

۱.۴.۶ راهنمایی مساله تالار Modus

متغیرهایی که در راه حل بکار برده‌ام در ادامه آمده است.

راهنمایی مساله تالار Modus

```
1 heathens = 0
2 prudes = 0
3 status = 'neutral'
4 mutex = Semaphore(1)
5 heathenTurn = Semaphore(1)
6 prudeTurn = Semaphore(1)
7 heathenQueue = Semaphore(0)
8 prudeQueue = Semaphore(0)
```

heathens و prudes شمارنده هستند و status وضعیت میدان را نگاه می‌دارد که می‌تواند 'neutral'، 'heathens rule'، 'prudes rule'، 'transition to heathens' و یا 'transition to prudes'، هر سه تای این متغیرها با mutex در یک الگوی جدول امتیاز معمولی محافظت می‌شوند.

heathenTurn و prudeTurn دسترسی به میدان را به نحوی کنترل می‌نمایند که می‌توانیم در مدت انتقال مانع یکی از دو طرف شویم.

heathenQueue و prudeQueue جایی هستند که نخ‌ها پس از ورود و پیش از گرفتن میدان، منتظر می‌مانند.

۲.۴.۶ راه حل مساله تالار Modus

کد heathen ها در ادامه آمده است:

راه حل مساله Modus

```

1 heathenTurn.wait()
2 heathenTurn.signal()
3
4 mutex.wait()
5 heathens++
6
7 if status == 'neutral':
8     status = 'heathens rule'
9     mutex.signal()
10 elif status == 'prudes rule':
11     if heathens > prudes:
12         status = 'transition to heathens'
13         prudeTurn.wait()
14     mutex.signal()
15     heathenQueue.wait()
16 elif status == 'transition to heathens':
17     mutex.signal()
18     heathenQueue.wait()
19 else
20     mutex.signal()
21
22 # cross the field
23
24 mutex.wait()
25 heathens--
26
27 if heathens == 0:
28     if status == 'transition to prudes':
29         prudeTurn.signal()
30     if prudes:
31         prudeQueue.signal(prudes)
32         status = 'prudes rule'
33     else:
34         status = 'neutral'
35
36 if status == 'heathens rule':
37     if prudes > heathens:
38         status = 'transition to prudes'
39         heathenTurn.wait()
40

```

41 mutex.signal()

هر دانشجویی که می‌رسد باید حالات زیر را در نظر گیرد:

- اگر میدان خالی بود، دانشجو مدعی عبور heathen می‌شود.
 - اگر الان heathenها مسئول هستند ولی ورودی جدید توازن را بهم زند، او ترن استایل prude را قفل نموده و سیستم به حالت transition می‌رود.
 - اگر prudeها مسئول بودند اما ورودی جدید توازن به هم نزنند، این فرد به صف ملحق می‌گردد.
 - اگر سیستم در حال انتقال کنترل به heathen است، ورودی جدید به صف ملحق می‌شود.
 - در غیر اینصورت، نتیجه می‌گیرم که یا heathenها مسئول هستند و یا سیستم در حال انتقال کنترل به prude است. در هر حالت، این نخ می‌تواند ادامه یابد.
- به طور مشابه، هر دانشجویی که خارج می‌شود باید چندین حالت را در نظر گیرد.
- اگر او آخرین فرد heathen باشد که می‌رود باید شرایط زیر را در نظر گیرد:

- اگر سیستم در حالت transition است، بدین معنی که ترن استایل prude قفل شده است، آن فرد باید آن را باز نماید.

- اگر prudeهایی منتظر هستند، او باید به آن‌ها سیگنال داده و status را چنان بروزرسانی نماید که prudeها مسئول هستند. و اگر چنین نباشد وضعیت جدید، 'neutral' است.

- اگر آن فرد، آخرین نفر heathen که می‌رود نباشد، هنوز باید این امکان را بررسی نماید که آیا رفتن او، توازن را بر هم می‌زند یا نه؟ در این حالت، او ترن استایل heathen را می‌بندد و انتقال را آغاز می‌نماید.

یک مشکل بالقوه این راه حل این است که هر تعداد نخ ممکن است در خط ۳ متوقف شوند، جاییکه آن‌ها باید از ترن استایل گذشته باشند ولی هنوز وارد نشده‌اند. تا زمانی که آن نخ‌ها وارد شوند، شمرده نمی‌شوند، لذا توازن قدرت ممکن است بازگویی تعداد نخ‌هایی که از ترن استایل عبور نموده‌اند نباشد. همچنین زمانی که تمام نخ‌ها که وارد شده‌اند خارج نیز شده باشند یک انتقال پایان می‌پذیرد. در آن نقطه، ممکن است نخ‌هایی (از هر دو نوع) وجود داشته باشند که از ترن استایل گذر کرده باشند.

این رفتارها کارایی را تحت تاثیر قرار می‌دهد — این راه حل همروندی حداکثری را تضمین نمی‌کند — اما این نکات، اگر بپذیرید که «قانون اکثریت» تنها به نخ‌هایی که برای رای‌گیری ثبت نام نموده‌اند اعمال می‌شود، درستی راه حل را تحت تاثیر خود قرار نمی‌دهد.

فصل ۷

مسائل تقریباً غیر کلاسیک

۱.۷ مساله بار سوشی

این مساله از یک مساله پیشنهاد شده توسط Kenneth Reek الهام گرفته شده است.[۹]. که یک بار سوشی با پنج صندلی را تصور کنید. اگر زمانیکه شما می‌رسید یک صندلی خالی وجود داشته باشد، شما می‌توانید بلافاصله بنشینید. اما اگر زمانیکه می‌رسید تمامی پنج صندلی پر باشد به این معنی است که تمامی آن‌ها با هم مشغول غذا خوردن هستند و شما باید پیش از نشستن منتظر بمانید تا تمام آن‌ها بار را ترک نمایند. معماً: کدی برای مشتریان در حال ورود/خروج به/از بار سوشی بنویسید که این نیازها را اعمال نماید.

۱.۱.۷ راهنمایی بار سوشی

متغیرهای بکار رفته در ادامه آمده است:

راهنمایی بار سوشی

```
1 eating = waiting = 0
2 mutex = Semaphore(1)
3 block = Semaphore(0)
4 must_wait = False
```

waiting و eating تعداد نخ‌های منتظر و نشسته در بار را در خود نگاه می‌دارند. mutex از هر دو شمارنده محافظت می‌نماید. must_wait نشان می‌دهد که بار پر است و مشتری‌های جدید باید روی block مسدود گردند.

۲.۱.۷ ناره حل بار سوشی

راه حل نادرستی که Reek برای نشان دادن یکی از مشکلات این مساله به کار می برد در ادامه آمده است:

ناره حل بار سوشی

```
1 mutex.wait()
2 if must_wait:
3     waiting += 1
4     mutex.signal()
5     block.wait()
6
7     mutex.wait()      # reacquire mutex
8     waiting -= 1
9
10 eating += 1
11 must_wait = (eating == 5)
12 mutex.signal()
13
14 # eat sushi
15
16 mutex.wait()
17 eating -= 1
18 if eating == 0:
19     n = min(5, waiting)
20     block.signal(n)
21     must_wait = False
22 mutex.signal()
```

معما: این راه حل چه مشکلی دارد؟

۳.۱.۷ ناره حل بار سوشی

مشکل در خط ۷ است. اگر یک مشتری زمانیکه بار پر است برسد تا زمانیکه منتظر است تا سایر مشتریان بار را ترک کنند باید از میوتکس صرف نظر کند. زمانیکه آخرین مشتری بار را ترک می کند، او به block سیگنال می دهد که منجر به بیدار شدن حداقل تعدادی از مشتریان منتظر می شود و must_wait را False می کند. اما زمانیکه مشتریان بیدار می شوند، آن ها باید میوتکس را بگیرند و این بدین معنی است که آن ها باید با نخ های که جدیداً وارد می شوند رقابت نمایند. اگر نخ های جدیدی که می رسند میوتکس را اول بگیرند، آنگاه آن ها می توانند پیش از نخ های منتظر تمامی صندلی ها را بگیرند. این فقط یک مساله بی عدالتی نیست؛ زیرا که ممکن است بیش از ۵ نخ به طور همزمان در ناحیه بحرانی قرار گیرند که محدودیت های همگام سازی مساله را خدشه دار می نمایند.

Reek دو راه حل برای این مشکل ارائه می دهد که در دو بخش بعدی آمده است.

معملاً: ببینید آیا می توانید دو راه حل صحیح متفاوت برای این مساله ارائه دهید.

راهنمایی: هیچکدام از این راه حل ها هیچ متغیر اضافی بکار نمی برد.

۴.۱.۷ راه حل بار سوشی ۱#

تنها دلیلی که یک مشتری در حال انتظار باید میوتکس را مجدداً بگیرد، بروز رسانی وضعیت `eating` و `waiting` است لذا یک راه برای حل این مشکل این است که مشتری در حال خروج —کسی که در حال حاضر میوتکس را دارد— این بروزرسانی را انجام دهد.

راه حل بار سوشی ۱#

```
1 mutex.wait()
2 if must_wait:
3     waiting += 1
4     mutex.signal()
5     block.wait()
6 else:
7     eating += 1
8     must_wait = (eating == 5)
9     mutex.signal()
10
11 # eat sushi
12
13 mutex.wait()
14 eating -= 1
15 if eating == 0:
16     n = min(5, waiting)
17     waiting -= n
18     eating += n
19     must_wait = (eating == 5)
20     block.signal(n)
21 mutex.signal()
```

زمانیکه آخرین مشتری در حال خروج میوتکس را آزاد می‌کند، `eating` نیز بروزرسانی شده لذا مشتری‌هایی که جدیداً وارد می‌شوند وضعیت درست را می‌بینند و در صورت لزوم مسدود می‌شوند. این الگورا "به خاطر تو این کار را انجام خواهم داد" نامیده است زیرا که نخ در حال خروج کار را انجام می‌دهد که منطقاً به نظر می‌رسد که متعلق به نخ‌های در حال انتظار است. اشکال این راهکار این است که تایید اینکه وضعیت به درستی به روز رسانی می‌شود کمی سخت است.

۵.۱.۷ راه حل بار سوشی #۱

راه حل دیگر Reek بر پایه ایده غیر معمول است که ما می‌توانیم یک میوتکس را از نخ به نخ دیگر منتقل نماییم. به عبارت دیگر، یک نخ می‌تواند یک قفل را بگیرد و سپس نخ دیگری می‌تواند آن را آزاد نماید. تا زمانیکه هر دو نخ می‌دانند که قفل منتقل شده است هیچ مشکلی با این موضوع وجود ندارد.

راه حل بار سوشی #۲

```

1 mutex.wait()
2 if must_wait:
3     waiting += 1
4     mutex.signal()
5     block.wait()      # when we resume, we have the mutex
6     waiting -= 1
7
8 eating += 1
9 must_wait = (eating == 5)
10 if waiting and not must_wait:
11     block.signal()    # and pass the mutex
12 else:
13     mutex.signal()
14
15 # eat sushi
16
17 mutex.wait()
18 eating -= 1
19 if eating == 0: must_wait = False
20
21 if waiting and not must_wait:
22     block.signal()    # and pass the mutex
23 else:
24     mutex.signal()

```

اگر کمتر از ۵ مشتری در بار وجود داشته باشد و هیچ مشتری منتظر نباشد، یک مشتری جدید فقط مقدار eating را افزایش داده و میوتکس را رها می‌کند. پنجمین مشتری مقدار must_wait را برابر True می‌نماید.

اگر must_wait مقدار صحیح داشته باشد تا زمانیکه آخرین مشتری در بار مقدار آن را ناصحیح نموده و به block سیگنال دهد مشتری‌های جدید مسدود می‌شوند. این قابل درک است که نخ سیگنال دهنده از میوتکس صرف نظر نموده و نخ منتظر آن را می‌گیرد. در هر حال به یاد داشته باشید که این نکته بوسیله برنامه‌نویس غیر قابل درک است و چیزی است که در توضیحات، مستند شده است و لکن به وسیله معانی سمافورها اعمال نشده است. این وظیفه ما است که معنی درست را دریابیم.

زمانیکه نخ منتظر ادامه می‌یابد، در می‌یابیم که آن نخ میوتکس را دارد. اگر نخ‌های منتظر دیگری وجود داشته باشد، آن نخ به block سیگنال می‌دهد که دومرتبه میوتکس را به نخ منتظر می‌دهد. این فرآیند به این صورت ادامه می‌یابد که اگر هیچ صندلی و یا نخ منتظر وجود نداشته باشد هر نخ میوتکس را به دیگری می‌دهد. در هر حالت، آخرین نخ میوتکس را آزاد نموده و می‌رود که بنشیند.

از آنجاییکه میوتکس از یک نخ به نخ دیگر منتقل می‌شود مشابه آنچه در مسابقه دو امدادی رخ می‌دهد Reek این الگورا "باتوم را منتقل کنید" می‌نامد. یک چیز خوب در رابطه با این راه حل این است که تایید پایدار بودن بروزرسانی eating و waiting آسان است. و یک نقطه ضعف آن این است که تایید صحیح بکار رفتن میوتکس سخت‌تر است.

۲.۷ مساله مراقبت از بچه

Middle- and Systems Operating textbook his for problem this wrote Hailperin Max
adult one always is there that require regulations state center, care child a At. [؟] **ware**
children. three every for present
constraint this enforces that threads adult and threads child for code Write Puzzle:
section. critical a in

hint care Child ۱.۲.۷

semaphore. one with problem this solve *almost* can you that suggests Hailperin

Child care hint

```
1 multiplex = Semaphore(0)
```

child a allows token each where available, tokens of number the counts multiplex
they leave, they as times, three multiplex signal they enter, adults As enter, to thread
solution, this with problem a is there But times, three wait
problem? the is what Puzzle:

۲.۲.۷ non-solution care Child

non-solution: Hailperin's in like looks code adult the what is Here

Child care non-solution (adult)

```
1 multiplex.signal(3)
2
3 # critical section
4
5 multiplex.wait()
6 multiplex.wait()
7 multiplex.wait()
```

two and children three are there that Imagine deadlock. potential a is problem The
be should adult either so ۳ is multiplex of value The center. care child the in adults
the divide might they time. same the at leave to start adults both if But leave. to able
block. both and them. between tokens available
change. minimal a with problem this solve Puzzle:

solution care Child ۳.۲.۷

problem: the solves mutex a Adding

Child care solution (adult)

```

1 multiplex.signal(3)
2
3 # critical section
4
5 mutex.wait()
6     multiplex.wait()
7     multiplex.wait()
8     multiplex.wait()
9 mutex.signal()

```

the available. tokens three are there If atomic. are operations wait three the Now
tokens fewer are there If exit. and tokens three all get will mutex the gets that thread
on queue will threads subsequent and mutex the in block will thread first the available.
mutex. the

problem care child Extended ۴.۲.۷

child prevent can leave to waiting thread adult an that is solution this of feature One
entering. from threads
.۴ is multiplex the of value the so adults. two and children ۴ are there that Imagine
for waiting block then and tokens two take will she leave. to tries adults the of one If
enter. to legal be would it though even wait will it arrives. thread child a If third. the
are you if but fine. just be might that leave. to trying adult the of view of point the From
not. it's center. care child the of utilization the maximize to trying
waiting. unnecessary avoids that problem this to solution a write Puzzle:

[۸.۳](#) Section in dancers the about think Hint:

hint care child Extended ۵.۲.۷

solution: my in used I variables the are Here

Extended child care hint

```
1 children = adults = waiting = leaving = 0
2 mutex = Semaphore(1)
3 childQueue = Semaphore(0)
4 adultQueue = Semaphore(0)
```

children, of number the of track keep leaving and waiting ,adults ,children
by protected are they leave: to waiting adults and enter, to waiting children adults.

.mutex

adultQueue on wait Adults necessary. if enter, to childQueue on wait Children

leave. to

solution care child Extended ۶.۲.۷

This solution is more complicated than Hailperin's elegant solution, but it is mostly a combination of patterns we have seen before: a scoreboard, two queues, and "I'll wait for you".

Here is the code for the child:

Extended child care solution (child)

```

1 mutex.wait()
2     if children < 3 * adults:
3         children++
4         mutex.signal()
5     else:
6         waiting++
7         mutex.signal()
8         childQueue.wait()
9
10 # critical section
11
12 mutex.wait()
13     children--
14     if leaving and children <= 3 * (adults-1):
15         leaving--
16         adults--
17         adultQueue.signal()
18 mutex.signal()

```

As children enter, they check whether there are enough adults and either increment (1) or block. When they exit, they decrement (2) or enter and increment (3) the waiting thread. If possible, the adult thread is signaled to leave and check for a new adult.

adults: for code the is Here

Extended child care solution (adult)

```
1 mutex.wait()
2     adults++
3     if waiting:
4         n = min(3, waiting)
5         childQueue.signal(n)
6         waiting -= n
7         children += n
8 mutex.signal()
9
10 # critical section
11
12 mutex.wait()
13     if children <= 3 * (adults-1):
14         adults--
15         mutex.signal()
16     else:
17         leaving++
18         mutex.signal()
19         adultQueue.wait()
```

check they leave, they Before any. if children, waiting signal they enter, adults As
Otherwise exit. and adults decrement they so. If left, adults enough are there whether
counts it leave, to waiting is thread adult an While block. and leaving increment they
enter. can children additional so section, critical the in adults the of one as

problem party room The ٣.٧

contro- a was there semester One College. Colby at was I while problem this wrote I
Office Students of Dean the from someone that student a by allegation an over versy
of Dean the public, was allegation the Although absence. his in room his searched had
hap- really what out found never we so case, the on comment to able wasn't Students
Student of Dean the was who mine, of friend a tease to problem this wrote I pened.

Housing.

Stu- of Dean the and students to apply constraints synchronization following The

dents:

time. same the at room a in be can students of number Any .١

room the in students no are there if room a enter only can Students of Dean The .٢

break (to room the in students Δ ° than more are there if or search) a conduct (to
party). the up

but enter. may students additional no room, the in is Students of Dean the While .٣

leave. may students

left. have students all until room the leave not may Students of Dean The .٤

exclusion enforce to have not do you so Students, of Dean one only is There .٥

deans. multiple among

that Students of Dean the for and students for code synchronization write Puzzle:

constraints. these of all enforces

hint party Room ۱.۳.۷

Room party hint

```

1 students = 0
2 dean = 'not here'
3 mutex = Semaphore(1)
4 turn = Semaphore(1)
5 clear = Semaphore(0)
6 lieIn = Semaphore(0)

```

the of state the is dean and room. the in students of number the counts students
 and students protects mutex room". the "in or "waiting" be also can which Dean.
 scoreboard. a of example another yet is this so .dean
 room. the in is Dean the while entering from students keeps that turnstile a is turn
 (which Dean the and student a between rendezvouses as used are lieIn and clear
 scandal!). of kind other whole a is

solution party Room ۲.۳.۷

The one, this to got I before versions of lot a through worked I hard, is problem This Dean the occasionally but correct, mostly was edition first the in appeared that version party, the up break nor search neither could he that find then and room the enter would silence, embarrassed in off skulk to have would he so com- was result the but humiliation, this spared that solution a wrote Tesch Matt But correct, was it that ourselves convincing time hard a had we that enough plicated readable, more bit a is which one, this to me led solution that

Room party solution (dean)

```

1 mutex.wait()
2     if students > 0 and students < 50:
3         dean = 'waiting'
4         mutex.signal()
5         lieIn.wait()      # and get mutex from the student.
6
7     # students must be 0 or >= 50
8
9     if students >= 50:
10        dean = 'in the room'
11        breakup()
12        turn.wait()      # lock the turnstile
13        mutex.signal()
14        clear.wait()      # and get mutex from the student.
15        turn.signal()    # unlock the turnstile
16
17    else:                  # students must be 0
18        search()
19
20 dean = 'not here'
21 mutex.signal()

```

but room, the in students are there if cases: three are there arrives, Dean the When the up breaks Dean the more, or Δ are there If wait, to has Dean the more, or Δ not and searches Dean the students, no are there If leave, to students the for waits and party leaves.

he so student, a with rendezvous a for wait to has Dean the cases, two first the In modify to has he up, wakes Dean the When deadlock, a avoid to mutex up give to has

we situation the to similar is This back. mutex the get to needs he so scoreboard. the
pattern. baton” the “Pass the is chose I solution The problem. Bar Sushi the in saw

Room party solution (student)

```

1 mutex.wait()
2     if dean == 'in the room':
3         mutex.signal()
4         turn.wait()
5         turn.signal()
6         mutex.wait()
7
8     students += 1
9
10    if students == 50 and dean == 'waiting':
11        lieIn.signal()
12 # and pass mutex to the dean
13 else:
14     mutex.signal()
15 party()
16
17 mutex.wait()
18     students -= 1
19
20    if students == 0 and dean == 'waiting':
21        lieIn.signal()           # and pass mutex to the dean
22 elif students == 0 and dean == 'in the room':
23     clear.signal()             # and pass mutex to the dean
24 else:
25     mutex.signal()

```

is Dean the If Dean, the signal to have might student a where cases three are There
is Dean the If .lieIn signal to has out one last the or in student thΔ° the then waiting.
In .clear signals out student last the leave), to students the all for (waiting room the in
Dean, the to student the from passes mutex the that understood is it cases, three all
the of √ Line at know we how is obvious be not may that solution this of part One
there that realize to is key The .Δ° than less not or ° be must students that code Dean's
means which false, was conditional first the either point: this to get to ways two only are
when lieIn on waiting was Dean the or :Δ° than less not or ° either is students that
.Δ° than less not or ° either is students that again, means, which signaled, student a

problem Bus Senate The ९.१

come Riders College. Wellesley at bus Senate the on based originally was problem This
 invoke riders waiting the all arrives, bus the When bus. a for wait and stop bus a to
 next the for wait to has boarding is bus the while arrives who anyone but .boardBus
 waiting, people Δ than more are there if people: Δ is bus the of capacity The bus.
 bus. next the for wait to have will some
 bus the If .depart invoke can bus the boarded, have riders waiting the all When
 immediately. depart should it riders, no are there when arrives
 constraints. these of all enforces that code synchronization Write Puzzle:

hint problem Bus ۱.۴.۷

solution: my in used I variables the are Here

Bus problem hint

```

1 riders = 0
2 mutex = Semaphore(1)
3 multiplex = Semaphore(50)
4 bus = Semaphore(0)
5 allAboard = Semaphore(0)

```

waiting: are riders many how of track keeps which .riders protects mutex

area. boarding the in riders ۵۰ than more no are there sure makes multiplex
on waits bus The arrives. bus the when signaled gets which .bus on wait Riders

board. to student last the by signaled gets which .allAboard

\# solution problem Bus ۲.۴.۷

pattern. baton” the “Pass the using are we Again. bus. the for code the is Here

Bus problem solution (bus)

```

1 mutex.wait()
2 if riders > 0:
3     bus.signal()          # and pass the mutex
4     allAboard.wait()      # and get the mutex back
5 mutex.signal()
6
7 depart()
```

the entering from arrivals late prevents which mutex gets it arrives. bus the When
 bus signals it Otherwise, immediately. departs it riders. no are there If area. boarding
 board. to riders the for waits and
 riders: the for code the is Here

Bus problem solution (riders)

```

1 multiplex.wait()
2     mutex.wait()
3     riders += 1
4     mutex.signal()
5
6     bus.wait()             # and get the mutex
7 multiplex.signal()
8
9 boardBus()
10
11 riders -= 1
12 if riders == 0:
13     allAboard.signal()
14 else:
15     bus.signal()          # and pass the mutex
```

strictly although area, waiting the in riders of number the controls multiplex The
 .riders increments she until area waiting the enter doesn't rider a speaking.
 understood is it up, wakes rider a When arrives. bus the until bus on wait Riders
 more are there If .riders decrements rider each boarding. After mutex. the has she that
 The rider. next the to mutex the pass and bus signals rider boarding the waiting, riders
 bus. the to back mutex the passes and allAboard signals rider last

departs. and mutex the releases bus the Finally,
pattern? you” for it do “I’ll the using problem this to solution a find you can Puzzle:

۲# solution problem Bus ۳.۴.۷

previ- the than variables fewer uses which solution, this with up came Hutchins Grant
variables: the are Here mutexes. any around passing involve doesn't and one, ous

Bus problem solution #2 (initialization)

```
1 waiting = 0
2 mutex = new Semaphore(1)
3 bus = new Semaphore(0)
4 boarded = new Semaphore(0)
```

.mutex by protected is which area, boarding the in riders of number the is waiting
boarded, has rider a that signals boarded arrived; has bus the when signals bus
bus, the for code the is Here

Bus problem solution (bus)

```
1 mutex.wait()
2 n = min(waiting, 50)
3 for i in range(n):
4     bus.signal()
5     boarded.wait()
6
7 waiting = max(waiting-50, 0)
8 mutex.signal()
9
10 depart()
```

sig- loop The process, boarding the throughout it holds and mutex the gets bus The
signals, of number the controlling By board, to her for waits and turn in rider each nals
boarding, from riders ۵۰ than more prevents bus the
example an is which ,waiting updates bus the boarded, have riders the all When
pattern, you” for it do “I’ll the of
rendezvous, a and mutex a patterns: simple two uses riders the for code The

Bus problem solution (riders)

```
1 mutex.wait()
2     waiting += 1
3 mutex.signal()
4
5 bus.wait()
```

```
6 board()
7 boarded.signal()
```

Challenge: if riders arrive while the bus is boarding, they might be annoyed if

make them wait for the next one. Can you find a solution that allows late arrivals to

board without violating the other constraints?

problem Hall Faneuil The ۵.۷

took who friend a by inspired was who Hutchins. Grant by written was problem This
 Boston. in Hall Faneuil at Citizenship of Oath her
 Immi- judge. one a and spectators. immigrants. threads: of kinds three are "There
 the enters judge the point. some At down. sit then and in. check line. in wait must grants
 may immigrants the and enter. may one no building. the in is judge the When building.
 confirm can judge the in. check immigrants all Once leave. may Spectators leave. not
 of certificates their up pick immigrants the confirmation. the After naturalization. the
 Spectators confirmation. the after point some at leaves judge The Citizenship. U.S.
 leave." may they certificates. their get immigrants After before. as enter now may
 to functions some threads the give let's specific. more requirements these make To
 functions. those on constraints put and execute.

- getCertificate .swear .sitDown .checkIn .enter invoke must Immigrants •
- .leave and
- .leave and confirm .enter invokes judge The •
- .leave and spectate .enter invoke Spectators •
- not may immigrants and enter may one no building. the in is judge the While •
- .leave
- have enter invoked have who immigrants all until confirm not can judge The •
- .checkIn invoked also
- .confirm executed has judge the until getCertificate not can Immigrants •

Hint Problem Hall Faneuil ۱.۵.۷

Faneuil Hall problem hint

```

1 noJudge = Semaphore(1)
2 entered = 0
3 checked = 0
4 mutex = Semaphore(1)
5 confirmed = Semaphore(0)

```

protects also it spectators: and immigrants incoming for turnstile a as acts noJudge
the counts checked room. the in immigrants of number the counts which ,entered
.mutex by protected is it in: checked have who immigrants of number
.confirm executed has judge the that signals confirmed

solution problem Hall Faneuil ۲.۵.۷

immigrants: for code the is Here

Faneuil Hall problem solution (immigrant)

```

1 noJudge.wait()
2 enter()
3 entered++
4 noJudge.signal()
5
6 mutex.wait()
7 checkIn()
8 checked++
9
10 if judge = 1 and entered == checked:
11     allSignedIn.signal()
12     # and pass the mutex
13 else:
14     mutex.signal()
15
16 sitDown()
17 confirmed.wait()
18
19 swear()
20 getCertificate()
21
22 noJudge.wait()
23 leave()
24 noJudge.signal()

```

room, the in is judge the while enter: they when turnstile a through pass Immigrants

locked, is turnstile the

If .checked update and in check to mutex get to have immigrants entering, After
passes and allSignedIn signals in check to immigrant last the waiting, judge a is there

judge, the to mutex the

judge: the for code the is Here

Faneuil Hall problem solution (judge)

```

1 noJudge.wait()
2 mutex.wait()
3
4 enter()

```

```

5 judge = 1
6
7 if entered > checked:
8     mutex.signal()
9     allSignedIn.wait()
# and get the mutex back.
10
11 confirm()
12 confirmed.signal(checks)
13 entered = checked = 0
14
15 leave()
16 judge = 0
17
18 mutex.signal()
19 noJudge.signal()

```

and entering. from spectators and immigrants bar to noJudge holds judge The
 .checked and entered access can he so mutex
 checked also has entered has who everyone when instant an at arrives judge the If
 wait. and mutex the up give to has she Otherwise. immediately. proceed can she in.
 the that understood is it .allSignedIn signals and in checks immigrant last the When
 back. mutex the get will judge
 immigrant every for once confirmed signals judge the ,confirm invoking After
 you"). for it do "I'll of example (an counters the resets then and in. checked has who
 .noJudge and mutex releases and leaves judge the Then
 and swear invoke immigrants .confirmed signals judge the After
 open to turnstile noJudge the for wait then and concurrently. getCertificate
 leaving. before
 noJudge the is obey to have they constraint only the easy: is spectators for code The
 turnstile.

Faneuil Hall problem solution (spectator)

```

1 noJudge.wait()
2 enter()
3 noJudge.signal()
4
5 spectate()

```


6
7

leave()

their get they after stuck, get to immigrants for possible is it solution this in Note:
that If immigrants. of batch next the in swear to coming judge another by certificate.
in-ceremony. swearing another through wait to have might they happens.
judge the after that constraint additional the handle to solution this modify Puzzle:
enter can judge the before leave must in sworn been have who immigrants all leaves.
again.

Hint Problem Hall Faneuil Extended ۳.۵.۷

variables: additional following the uses solution My

Faneuil Hall problem hint

```
1 exit = Semaphore(0)
2 allGone = Semaphore(0)
```

with it solve can we rendezvous. additional an involves problem extended the Since

semaphores. two

again. pattern baton” the “pass the use to useful it found I hint: other One

solution problem Hall Faneuil Extended ۴.۵.۷

.۲۸ Line at starts difference The before. as same the is solution this of half top The
leave. to judge the for here wait Immigrants

Faneuil Hall problem solution (immigrant)

```

1 noJudge.wait()
2 enter()
3 entered++
4 noJudge.signal()
5
6 mutex.wait()
7 checkIn()
8 checked++
9
10 if judge = 1 and entered == checked:
11     allSignedIn.signal()
12     # and pass the mutex
13 else:
14     mutex.signal()
15
16 sitDown()
17 confirmed.wait()
18
19 swear()
20 getCertificate()
21
22 exit.wait() # and get the mutex
23 leave()
24 checked--
25 if checked == 0:
26     allGone.signal() # and pass the mutex
27 else:
28     exit.signal() # and pass the mutex

```

she leave. to ready is judge the When .۲۸ Line at starts difference the judge. the For
an- possibly and immigrants. more allow would that because .noJudge release can't
leave. to immigrant one allows which .exit signals she Instead. enter. to judge. other
.mutex passes and
to baton the passes then and checked decrements signal the gets that immigrant The
mutex the passes and allGone signals leave to immigrant last The immigrant. next the

feature nice the has it but necessary , strictly not is pass-back This judge . the to back
cleanly . phase the end to noJudge and mutex both releases judge the that

Faneuil Hall problem solution (judge)

```
1 noJudge.wait()
2 mutex.wait()
3
4 enter()
5 judge = 1
6
7 if entered > checked:
8     mutex.signal()
9     allSignedIn.wait()
10 # and get the mutex back.
11
12 confirm()
13 confirmed.signal(checked)
14 entered = 0
15
16 leave()
17 judge = 0
18
19 exit.signal() # and pass the mutex
20 allGone.wait() # and get it back
21 mutex.signal()
22 noJudge.signal()
```

unchanged. is problem extended the for code spectator The

problem Hall Dining ۶.۷

Col- Olin at class Synchronization my during Pollack Jon by written was problem This
lege.
and dine invoking After .leave then and dine invoke hall dining the in Students
leave". to "ready considered is student a leave invoking before
maintain to order in that, is students to applies that constraint synchronization The
con- is student A alone. table a at sit never may student a suave, social of illusion the
before leave invokes dine invoked has who else everyone if alone sitting be to sidered
.dine finished has she
constraint. this enforces that code write Puzzle:

hint problem Hall Dining ۶.۷

Dining Hall problem hint

```

1 eating = 0
2 readyToLeave = 0
3 mutex = Semaphore(1)
4 okToLeave = Semaphore(0)

```

usual the is this so .mutex by protected counters are readyToLeave and eating

pattern. scoreboard

table, the at alone left be would student another but leave. to ready is student a If

signals. and situation the changes student another until okToLeave on waits she

solution problem Hall Dining ۶.۶.۷

a where situation one only is there that realize will you constraints, the analyze you If leave. to wants who student one and eating student one is there if wait, to has student eat, to arrive might student another situation: this of out get to ways two are there But finish, might student dining the or so counters, the updates student waiting the signals who student the case, either In the of example another is This back, mutex the get to have doesn't student waiting the pattern, you" for it do "I'll the

Dining Hall problem solution

```

1  getFood()
2
3  mutex.wait()
4  eating++
5  if eating == 2 and readyToLeave == 1:
6      okToLeave.signal()
7      readyToLeave--
8  mutex.signal()
9
10 dine()
11
12 mutex.wait()
13 eating--
14 readyToLeave++
15
16 if eating == 1 and readyToLeave == 1:
17     mutex.signal()
18     okToLeave.wait()
19 elif eating == 0 and readyToLeave == 2:
20     okToLeave.signal()
21     readyToLeave -= 2
22     mutex.signal()
23 else:
24     readyToLeave--
25     mutex.signal()
26
27 leave()

```

to waiting one and eating student one sees she if in, checking is student is When him, for readyToLeave decrements and hook the off waiter the lets she leave.

cases: three checks student the dining, After

- the up give to has student departing the eating, left student one only is there If wait. and mutex
- and him signals she her, for waiting is someone that finds student departing the If them. of both for counter the updates
- leaves. and readyToLeave decrements just she Otherwise.

۳.۶.۷ problem Hall Dining Extended

As step. another add we if challenging more little a gets problem Hall Dining The invoking After .leave then and dine ,getFood invoke they lunch to come students Similarly, eat". to "ready considered is student a .dine invoking before and getFood leave". to "ready considered is student a dine invoking after table a at sit never may student a applies: constraint synchronization same The either if alone sitting be to considered is student A alone.

- eat. to ready one no and table the at else one no is there while dine invokes She or
- finished has she before leave invokes dine invoked has who else everyone .dine

constraints. these enforces that code write Puzzle:

hint problem Hall Dining Extended ۶.۶.۷

solution: my in used I variables the are Here

Extended Dining Hall problem hint

```

1 readyToEat = 0
2 eating = 0
3 readyToLeave = 0
4 mutex = Semaphore(1)
5 okToSit = Semaphore(0)
6 okToLeave = Semaphore(0)

```

.mutex by protected all counters, are readyToLeave and eating ,readyToEat
 or okToSit on waits she proceed, cannot she where situation a in is student a If
 signals, and situation the changes student another until okToLeave
 or whether of track keep help to hasMutex named variable per-thread a used also I
 mutex, the holds thread a not

solution problem Hall Dining Extended ۵.۶.۷

a where situation one only is there that realize we constraints, the analyze we if Again.
 to ready else one no and eating one no is there if wait. to has eat to ready is who student
 eat. to ready is who arrives else someone if is out way only the And eat.

Extended Dining Hall problem solution

```

1  getFood()
2
3  mutex.wait()
4  readyToEat++
5  if eating == 0 and readyToEat == 1:
6      mutex.signal()
7      okToSit.wait()
8  elif eating == 0 and readyToEat == 2:
9      okToSit.signal()
10     readyToEat -= 2
11     eating += 2
12     mutex.signal()
13 else:
14     readyToEat--
15     eating++
16     if eating == 2 and readyToLeave == 1:
17         okToLeave.signal()
18         readyToLeave--
19     mutex.signal()
20
21 dine()
22
23 mutex.wait()
24 eating--
25 readyToLeave++
26 if eating == 1 and readyToLeave == 1:
27     mutex.signal()
28     okToLeave.wait()
29 elif eating == 0 and readyToLeave == 2:
30     okToLeave.signal()
31     readyToLeave -= 2
32     mutex.signal()
33 else:
34     readyToLeave--
35     mutex.signal()
36
37 leave()

```

waiting a that so pattern you” for it do “I’ll the used I solution, previous the in As
back. mutex the get to have doesn’t student
first the that is one previous the and solution this between difference primary The
both allows student second the and wait. to has table empty an at arrives who student
leave. to waiting students for check to have don’t we case. either It proceed. to students
table! empty an leave can one no since

Python in Synchronization

in synchronization of details ugly the of some avoided have we pseudocode, using By
 the in Python: in code synchronization real at look we'll chapter this In world, real the
 C. at look we'll chapter next
 with complete environment, multithreading pleasant reasonably a provides Python
 Appendix in code cleanup some is there but foibles, few a has It objects. Semaphore
 better, little a things makes that
 example: simple a is Here

Listing:

```

1 from threading_cleanup import *
2
3 class Shared:
4     def __init__(self):
5         self.counter = 0
6
7 def child_code(shared):
8     while True:
9         shared.counter += 1
10        print shared.counter
11        time.sleep(0.5)
12
13 shared = Shared()
14 children = [Thread(child_code, shared) for i in range(2)]
15 for child in children: child.join()

```

the of out line this leave will I : Appendix from code cleanup the runs line first The
 examples. other
 variables Global variables. shared contain will that type object an defines Shared
 that Threads examples. these in any use won't we but threads. between shared also are
 sense the in local also are function a inside declared are they that sense the in local are
 thread-specific. are they that
 value. new the prints .counter increments that loop infinite an is code child The
 seconds. ٥.٠ for sleeps then and
 to children the for waits then children. two and shared creates thread parent The
 won't). they case. this in (which exit

problem checker Mutex \.Λ

unsynchronized make children the that notice will synchronization of students Diligent
 some see might you program. this run you If safe! not is which .counter to updates
 that is errors synchronization about thing nasty The won't. probably you but errors.
 them. reveal not may testing extensive even that means which unpredictable. are they
 can we case. this In search. the automate to necessary often is it errors. detect To
 .counter of values the of track keeping by errors detect

Listing:

```

1 class Shared:
2     def __init__(self, end=10):
3         self.counter = 0
4         self.end = end
5         self.array = [0]* self.end
6
7 def child_code(shared):
8     while True:
9         if shared.counter >= shared.end: break
10        shared.array[shared.counter] += 1
11        shared.counter += 1
12
13 shared = Shared(10)
14 children = [Thread(child_code, shared) for i in range(2)]

```

```
15 | for child in children: child.join()
16 | print shared.array
```

ex- incremented be should array the in entry each correctly, works everything If
value the prints and join from returns parent the exit, children the When once, actly
got I program, the ran I When .array of

1] ,1 ,1 ,1 ,1 ,1 ,1 ,1 ,1 ,[1

expect might we array, the of size the increase we If correct, disappointingly is which
result, the check to harder gets also it but errors, more

array: the in results the of histogram a making by checker the automate can We

Listing:

```

1 class Histogram(dict):
2     def __init__(self, seq=[]):
3         for item in seq:
4             self[item] = self.get(item, 0) + 1
5
6 print Histogram(shared.array)

```

get I program. the run I when Now

10} {1:

if but far. so errors No expected. as times. \ appeared \ value the that means which
interesting: more get things bigger. end make we

```

100} {1: ,100 = end
1000} {1: ,1000 = end
10000} {1: ,10000 = end
72439} 2: ,27561 {1: ,100000 = end

```

chil- the between switches context of lot a are there that enough big is end When Oops!
which errors. of **lot** a get we case. this In errors. synchronization get to start we dren.
consistently are threads where pattern recurring a into falls program the that suggests
section. critical the in interrupted

is which errors. synchronization of dangers the of one demonstrates example This
million. a in time one occurs error an If random. not are they but rare. be may they that
row. a in times million a happen won't it mean doesn't that
the to access exclusive enforce to program this to code synchronization add Puzzle:

[greenteapress. from section this in code the download can You variables. shared
com/semaphores/counter.py](#)

hint checker Mutex \.Λ.Λ

used: I Shared of version the is Here

Listing:

```
1 class Shared:
2     def __init__(self, end=10):
3         self.counter = 0
4         self.end = end
5         self.array = [0]* self.end
6         self.mutex = Semaphore(1)
```

sur- no as come should which .mutex named Semaphore the is change only The
prise.

solution checker Mutex ٢.١.A

solution: my is Here

Listing:

```

1 def child_code(shared):
2     while True:
3         shared.mutex.wait()
4         if shared.counter < shared.end:
5             shared.array[shared.counter] += 1
6             shared.counter += 1
7             shared.mutex.signal()
8         else:
9             shared.mutex.signal()
10            break

```

you book, this in problem synchronization difficult most the not is this Although
to forget to easy is it particular. In right. details the get to tricky it found have might
deadlock. a cause would which loop. the of out breaking before mutex the signal
result: following the got and ,1000000 = end with solution this ran I

1000000} {1:

start. good a to off is it but correct. is solution my mean doesn't that course. Of

problem machine coke The ५.८

removing and adding consumers and producers simulates program following The
machine: coke a from cokes

Listing:

```

1 import random
2
3 class Shared:
4     def __init__(self, start=5):
5         self.cokes = start
6
7 def consume(shared):
8     shared.cokes -= 1
9     print shared.cokes
10
11 def produce(shared):
12     shared.cokes += 1
13     print shared.cokes
14
15 def loop(shared, f, mu=1):
16     while True:
17         t = random.expovariate(1.0/mu)
18         time.sleep(t)
19         f(shared)
20
21 shared = Shared()
22 fs = [consume]*2 + [produce]*2
23 threads = [Thread(loop, shared, f) for f in fs]
24 for thread in threads: thread.join()

```

shared the So full. half initially is machine the that and cokes. μ is capacity The
is cokes variable
run both They consumers. two and producers two threads. \forall creates program The
functions These .consume invoke consumers and produce invoke producers but .loop
no-no. a is which variable. shared a to access unsynchronized make
chosen duration a for sleep consumers and producers loop. the through time Each
two and producers two are there Since .mu mean with distribution exponential an from
get two and average. on second. per machine the to added get cokes two consumers.
removed.

quite vary can in run short the in but constant. is cokes of number the average on So
cokes of value the see probably will you while. a for program the run you If widely.

happen. should these of neither course. Of .\° above climb or zero. below dip
con- synchronization following the enforce to program this to code add Puzzle:

straints:

- exclusive. mutually be should cokes to Access •
- added. is coke a until block should consumers zero. is cokes of number the If •
- removed. is coke a until block should producers .\° is cokes of number the If •

greenteapress.com/semaphores/coke.py from program the download can You

py

hint machine Coke ١.٢.٨

solution: my in used I variables shared the are Here

Listing:

```

1 class Shared:
2     def __init__(self, start=5, capacity=10):
3         self.cokes = Semaphore(start)
4         self.slots = Semaphore(capacity-start)
5         self.mutex = Semaphore(1)

```

tricky it makes which integer), simple a than (rather now Semaphore a is cokes
 and Semaphore, a of value the access never should you course, Of value, its print to
 see you methods cheater the of any provide doesn't way do-gooder usual its in Python
 implementations, some in
 in stored is Semaphore a of value the that know to interesting it find might you But
 Python know, don't you case in Also, ._Semaphore__value named attribute private a
 should You attributes, private to access on restriction any enforce actually doesn't
 interested, be might you thought I but course, of it, access never
 Ahem.

solution machine Coke ٢.٢.٨

with up coming trouble no had have should you book, this of rest the read you've If
this: as good as least at something

Listing:

```

1 def consume(shared):
2     shared.cokes.wait()
3     shared.mutex.wait()
4     print shared.cokes.value()
5     shared.mutex.signal()
6     shared.slots.signal()
7
8 def produce(shared):
9     shared.slots.wait()
10    shared.mutex.wait()
11    print shared.cokes._Semaphore__value
12    shared.mutex.signal()
13    shared.cokes.signal()

```

number the that confirm to able be should you while, a for program this run you If
to seems solution this So .\° than greater or negative never is machine the in cokes of
correct. be
far. So

C in Synchronization

Appendix C. in program synchronized multithreaded, a write will we section this In
The palatable. more little a code C the make to use I code utility the of some provides
code. that on depend section this in examples

exclusion Mutual ۱.۹

variables: shared contains that structure a defining by start We'll

Listing:

```

1 typedef struct {
2     int counter;
3     int end;
4     int *array;
5 } Shared;
6
7 Shared *make_shared (int end)
8 {
9     int i;
10    Shared *shared = check_malloc (sizeof (Shared));
11
12    shared->counter = 0;
13    shared->end = end;
14
15    shared->array = check_malloc (shared->end * sizeof(int));

```

```

16   for (i=0; i<shared->end; i++) {
17       shared->array[i] = 0;
18   }
19   return shared;
20 }

```

it until threads concurrent by incremented be will that variable shared a is counter
 track keeping by errors synchronization for check to array use will We .end reaches
 increment. each after counter of value the of

code Parent ۱.۱.۹

complete: to them for wait and threads create to uses thread parent the code the is Here

Listing:

```

1  int main ()
2  {
3      int i;
4      pthread_t child[NUM_CHILDREN];
5
6      Shared *shared = make_shared (100000);
7
8      for (i=0; i<NUM_CHILDREN; i++) {
9          child[i] = make_thread (entry, shared);
10     }
11
12     for (i=0; i<NUM_CHILDREN; i++) {
13         join_thread (child[i]);
14     }
15
16     check_array (shared);
17     return 0;
18 }

```

complete. to them for waits loop second the threads: child the creates loop first The
 errors. for check to check_array invokes parent the finished. has child last the When
 Appendix in defined are join_thread and make_thread

code Child ۲.۱.۹

children: the of each by executed is that code the is Here

Listing:

```

1 void child_code (Shared *shared)
2 {
3     while (1) {
4         if (shared->counter >= shared->end) {
5             return;
6         }
7         shared->array[shared->counter]++;
8         shared->counter++;
9     }
10 }
```

array into index an as counter use threads child the loop. the through time Each
to check and counter increment they Then element. corresponding the increment and
done. they're if see

errors Synchronization ۳.۱.۹

once. incremented be should array the of element each correctly. works everything If
:\ not are that elements of number the count just can we errors. for check to So

Listing:

```

1 void check_array (Shared *shared)
2 {
3     int i, errors=0;
4
5     for (i=0; i<shared->end; i++) {
6         if (shared->array[i] != 1) errors++;
7     }
8     printf ("%d errors.\n", errors);
9 }
```

from code) cleanup the (including program this download can You

greenteapress.com/semaphores/counter.c

this: like output see should you program. the run and compile you If

```

0 counter at child Starting
10000
20000
30000
40000
50000
60000
70000
80000
90000
done. Child
100000 counter at child Starting
done. Child
Checking...
errors. 0

```

sys- operating your of details on depends children the of interaction the course. Of here. shown example the In computer. your on running programs other also and tem not is it so started. got thread other the before end to ° from way the all ran thread one errors. synchronization no were there that surprising On children. the between switches context more are there bigger. gets end as But .°°°(°°°)\°° is end when errors see to start I system my run and variables shared the to access exclusive enforce to semaphores use Puzzle: errors. no are there that confirm to again program the

hint exclusion Mutual ۴.۱.۹

solution: my in used I Shared of version the is Here

Listing:

```

1 typedef struct {
2     int counter;
3     int end;
4     int *array;
5     Semaphore *mutex;
6 } Shared;
7
8 Shared *make_shared (int end)
9 {
10     int i;
11     Shared *shared = check_malloc (sizeof (Shared));
12
13     shared->counter = 0;
14     shared->end = end;
15
16     shared->array = check_malloc (shared->end * sizeof(int));
17     for (i=0; i<shared->end; i++) {
18         shared->array[i] = 0;
19     }
20     shared->mutex = make_semaphore(1);
21     return shared;
22 }
```

value the with mutex the initializes ۲° Line Semaphore: a as mutex declares ۵ Line

.۱

solution exclusion Mutual ۵.۱.۹

code: child the of version synchronized the is Here

Listing:

```

1 void child_code (Shared *shared)
2 {
3     while (1) {
4         sem_wait(shared->mutex);
5         if (shared->counter >= shared->end) {
6             sem_signal(shared->mutex);
7             return;
8         }
9
10        shared->array[shared->counter]++;
11        shared->counter++;
12        sem_signal(shared->mutex);
13    }
14 }
```

release to remember to is thing tricky only the here: surprising too nothing is There

statement. return the before mutex the

greenteapress.com/semaphores/ from solution this download can You

[counter_mutex.c](#)

semaphores own your Make ۲.۹

mu- are Pthreads use that programs for tools synchronization used commonly most The
rec- I tools, these of explanation an For semaphores, not variables, condition and texes

[۴] *Threads POSIX with Programming* Butenhof's ommend

an write to them use then and variables, condition and mutexes about read Puzzle:

semaphores, of implementation

my is Here solutions, your in code utility following the use to want might You

mutexes: Pthreads for wrapper

Listing:

```

1 typedef pthread_mutex_t Mutex;
2
3 Mutex *make_mutex ()
4 {
5     Mutex *mutex = check_malloc (sizeof(Mutex));
6     int n = pthread_mutex_init (mutex, NULL);
7     if (n != 0) perror_exit ("make_lock failed");
8     return mutex;
9 }
10
11 void mutex_lock (Mutex *mutex)
12 {
13     int n = pthread_mutex_lock (mutex);
14     if (n != 0) perror_exit ("lock failed");
15 }
16
17 void mutex_unlock (Mutex *mutex)
18 {
19     int n = pthread_mutex_unlock (mutex);
20     if (n != 0) perror_exit ("unlock failed");
21 }

```

variables: condition Pthread for wrapper my And

Listing:

```
1 typedef pthread_cond_t Cond;
2
3 Cond *make_cond ()
4 {
5     Cond *cond = check_malloc (sizeof(Cond));
6     int n = pthread_cond_init (cond, NULL);
7     if (n != 0) perror_exit ("make_cond failed");
8     return cond;
9 }
10
11 void cond_wait (Cond *cond, Mutex *mutex)
12 {
13     int n = pthread_cond_wait (cond, mutex);
14     if (n != 0) perror_exit ("cond_wait failed");
15 }
16
17 void cond_signal (Cond *cond)
18 {
19     int n = pthread_cond_signal (cond);
20     if (n != 0) perror_exit ("cond_signal failed");
21 }
```

hint implementation Semaphore ۱.۲.۹

semaphores: my for used I definition structure the is Here

Listing:

```
1 typedef struct {
2     int value, wakeups;
3     Mutex *mutex;
4     Cond *cond;
5 } Semaphore;
```

sig- pending of number the counts wakeups semaphore. the of value the is value resumed yet not have but woken been have that threads of number the is. that nals: Property have semaphores our that sure make to is wakeups for reason The execution.

.۳.۴ Section in described .۳

condition the is cond ;wakeups and value to access exclusive provides mutex

semaphore. the on wait they if on wait threads variable

structure: this for code initialization the is Here

Listing:

```
1 Semaphore *make_semaphore (int value)
2 {
3     Semaphore *semaphore = check_malloc (sizeof(Semaphore));
4     semaphore->value = value;
5     semaphore->wakeups = 0;
6     semaphore->mutex = make_mutex ();
7     semaphore->cond = make_cond ();
8     return semaphore;
9 }
```


implementation Semaphore ۲.۲.۹

vari- condition and mutexes Pthread's using semaphores of implementation my is Here
ables:

Listing:

```

1 void sem_wait (Semaphore *semaphore)
2 {
3     mutex_lock (semaphore->mutex);
4     semaphore->value--;
5
6     if (semaphore->value < 0) {
7         do {
8             cond_wait (semaphore->cond, semaphore->mutex);
9         } while (semaphore->wakeups < 1);
10        semaphore->wakeups--;
11    }
12    mutex_unlock (semaphore->mutex);
13 }
14
15 void sem_signal (Semaphore *semaphore)
16 {
17     mutex_lock (semaphore->mutex);
18     semaphore->value++;
19
20     if (semaphore->value <= 0) {
21         semaphore->wakeups++;
22         cond_signal (semaphore->cond);
23     }
24     mutex_unlock (semaphore->mutex);
25 }
```

the is tricky be might that thing only the straightforward: is this of Most
but variable. condition a use to way unusual an is This .[Y](#) Line at loop do...while
necessary. is it case this in
loop? while a with loop do...while this replace we can't why Puzzle:

detail implementation Semaphore ٣.٢.٩

pos- be would It .٣ Property have not would implementation this loop, while a With
 signal. own its catch and around run then and signal to thread a for sible
 the of one signals. thread a when that \ guaranteed is it loop, do . . . while the With
 before ٢ Line at mutex the gets thread another if even signal. the get will threads waiting
 resumes. threads waiting the of one

کتاب نامه

- [۱] *Practice and Principles Programming. Concurrent* Andrews. R. Gregory [۱]
Addison-Wesley، ۱۹۹۱.
- [۲] *Threads POSIX with Programming* Butenhof. R. David [۲]
Addison-Wesley، ۱۹۹۷.
- [۳] *Pro-* in Reprinted ۱۹۶۵ processes. sequential Cooperating Dijkstra. Edsger [۳]
۱۹۶۸ York New Press. Academic ed.، Genuys. F. *Languages gramming*
- [۴] *Bulletin SIGCSE ACM* revisited. philosophers Dining Gingras. R. Armando [۴]
۱۹۹۰ September ، ۲۸ ، ۲۴-۲۱: (۳) ۲۲.
- [۵] *Controlled Supporting Middleware. and Systems Operating* Hailperin. Max [۵]
۲۰۰۶ Technology، Course Thompson *Interaction*
- [۶] problem. exclusion mutual the to solution starvation-free A Morris. M. Joseph [۶]
۱۹۷۹ February ، ۸۰-۷۶: ۸ *Letters Processing Information*
- [۷] condi- without problem smokers' cigarette the to solution a On Parnas. L. David [۷]
۱۹۷۵ March ، ۱۸۳-۱۸۱: ۱۸ *ACM the of Communications* statements. tional
- [۸] for primitives semaphore Dijkstra's of capabilities and Limitations Patil. Suhas [۸]
۱۹۷۱ MIT، report. Technical processes. among coordination
- [۹] ۲۰۰۴ *SIGCSE ACM* In semaphores. for patterns Design Reek. A. Kenneth [۹]

Pren- *Principles Design and Internals Systems. Operating* Stallings. William [۱۰]

.۲۰۰۰ edition, fourth Hall, tice

second Hall, Prentice *Systems Operating Modern* Tanenbaum. S. Andrew [۱۱]

.۲۰۰۱ edition,

پیوست آ

threads Python up Cleaning

but good, pretty are threads Python environments, threading other of lot a to Compared
little a with them fix can you Fortunately, me, annoy that features of couple a are there
code, clean-up

آ.۱ methods Semaphore

a is which, .release and acquire called are semaphores Python for methods the First,
am I years, of couple a for book this on working after but choice, reasonable perfectly
version the subclassing by way my it have can I Fortunately, .wait and signal to used
module: threading the in Semaphore of

Semaphore name change

```
1 import threading
2
3 class Semaphore(threading._Semaphore):
4     wait = threading._Semaphore.acquire
5     signal = threading._Semaphore.release
```

the using Semaphores manipulate and create can you defined, is class this Once
book, this in syntax

Semaphore example

```

1 mutex = Semaphore()
2 mutex.wait()
3 mutex.signal()

```

threads Creating ۲.۱

creating for interface the is me annoys that module threading the of feature other The
steps: two and arguments keyword requires way usual The threads. starting and

Thread example (standard way)

```

1 import threading
2
3 def function(x, y, z):
4     print x, y, z
5
6 thread = threading.Thread(target=function, args=[1, 2, 3])
7 thread.start()

```

invoke you when But effect. immediate no has thread the creating example. this In
is This arguments. given the with function target the executes thread new the .start
do. never almost I but starts. it before thread the with something do to need you if great
awkward. are args and target arguments keyword the think I Also.
code. of lines four with problems these of both solve can we Fortunately,

Cleaned-up Thread class

```

1 class Thread(threading.Thread):
2     def __init__(self, t, *args):
3         threading.Thread.__init__(self, target=t, args=args)
4         self.start()

```

automatically: start they and interface. nicer a with threads create can we Now

Thread example (my way)

```

1 thread = Thread(function, 1, 2, 3)

```

a with Threads multiple create to is which like. I idiom an to itself lends also This

comprehension: list

Multiple thread example

```
1 threads = [Thread(function, i, i, i) for i in range(10)]
```

interrupts keyboard Handling ३.१

interrupted be can't Thread.join that is class threading the with problem other One
Key- a into translates Python which .SIGINT signal the generates which Ctrl-C. by
boardInterrupt.

program: following the write you if So.

Unstoppable program

```

1 import threading, time
2
3 class Thread(threading.Thread):
4     def __init__(self, t, *args):
5         threading.Thread.__init__(self, target=t, args=args)
6         self.start()
7
8 def parent_code():
9     child = Thread(child_code, 10)
10    child.join()
11
12 def child_code(n=10):
13     for i in range(n):
14         print i
15         time.sleep(1)
16
17 parent_code()

```

.SIGINT a or Ctrl-C with interrupted be cannot it that find will You
 on works only it so .os.wait and os.fork uses problem this for workaround My
 program the threads, new creating before works: it how Here's Macintosh, and UNIX
 executes and returns process new The process, new a forks which .watcher invokes
 complete, to process child the for waits process original The program, the of rest the
 :watcher name the hence

The watcher

```

1 import threading, time, os, signal, sys
2
3 class Thread(threading.Thread):
4     def __init__(self, t, *args):
5         threading.Thread.__init__(self, target=t, args=args)
6         self.start()
7
8 def parent_code():
9     child = Thread(child_code, 10)
10    child.join()
11

```

open was it but ,\١٦٧٩٣٠ number assigned and reported been had bug this writing, this of time the At\

.(<https://sourceforge.net/projects/python/>) unassigned and

```

12 def child_code(n=10):
13     for i in range(n):
14         print i
15         time.sleep(1)
16
17 def watcher():
18     child = os.fork()
19     if child == 0: return
20     try:
21         os.wait()
22     except KeyboardInterrupt:
23         print 'KeyboardInterrupt '
24         os.kill(child, signal.SIGKILL)
25         sys.exit()
26
27 watcher()
28 parent_code()

```

Ctrl- with it interrupt to able be should you program. the of version this run you If
 watcher the to delivered is SIGINT the that guaranteed is it think I but sure. not am I C.

with. deal to have threads child and parent the thing less one that's so process.
 down- can you which .threading_cleanup.py named file a in code this all keep I

greenteapress.com/semaphores/threading_cleanup.py from load

ex- code this that understanding the with presented are ^ Chapter in examples The

code. example the to prior ecutes

پیوست ب

threads POSIX up Cleaning

more little a C in multithreading make to use I code utility some present I section , this In
code. this on based are ۹ Section in examples The pleasant.
or Threads , POSIX is C with used standard threading popular most the Probably
for interface an and model thread a defines standard POSIX The short. for Pthreads
implementation an provide UNIX of versions Most threads. controlling and creating
Pthreads. of

ب.۱ code Pthread Compiling

libraries: C most using like is Pthreads Using

program. your of beginning the at files headers include You •

Pthreads. by defined functions calls that code write You •

library. Pthread the with it link you program , the compile you When •

headers: following the include I examples , my For

Headers

```
#include <stdio.h>
```

```

2 #include <stdlib.h>
3 #include <pthread.h>
4 #include <semaphore.h>

```

semaphores. for is fourth the and Pthreads for is third the standard: are two first The
command the on option -l the use can you ,gcc in library Pthread the with compile To
line:

Listing:

```

1 gcc -g -O2 -o array array.c -lpthread

```

the with links optimization, and info debugging with array.c compiles This
.array named executable an generates and library, Pthread
will you handling, exception provides that Python like language a to used are you If
condi- error for check to you require that C like languages with annoyed be probably
together calls function library wrapping by hassle this mitigate often I explicitly. tions
version a is here example. For functions. own my inside code error-checking their with
value. return the checks that malloc of

Listing:

```

1 void *check_malloc(int size)
2 {
3     void *p = malloc (size);
4     if (p == NULL) {
5         perror ("malloc failed");
6         exit (-1);
7     }
8     return p;
9 }

```

threads Creating ب.٢

wrapper my here's use: to going I'm functions Pthread the with thing same the done I've
.pthread_create for

Listing:

```

1 pthread_t make_thread(void *entry)(void , Shared *shared)
2 {
3     int n;
4     pthread_t thread;
5
6     n = pthread_create (&thread, NULL, entry, (void *)shared);
7     if (n != 0) {
8         perror ("pthread_create failed");
9         exit (-1);
10    }
11    return thread;
12 }

```

as of think can you which `pthread_t` is `pthread_create` from type return The
of implementation the about worry to have shouldn't You thread. new the for handle a
That . \ type primitive a of semantics the has it that know to have do you but `pthread_t`
it copy can you so value. immutable an as handle thread a of think can you that means
true not is it because now out this point I problems. causing without value by it pass or
minute. a in to get will I which semaphores. for
the of handle the returns function my and • returns it succeeds. `pthread_create` If
function my and code error an returns `pthread_create` occurs. error an If thread. new
exits. and message error an prints
sec- the with Starting explaining. some take `pthread_create` of parameters The
following The variables. `shared` contains that structure user-defined a is `Shared` ond.
type: new the creates statement typedef

Listing:

```

1 typedef struct {
2     int counter;
3 } Shared;

```

for space allocates `make_shared`. `counter` is variable `shared` only the case. this In
contents: the initializes and structure `Shared` a

Listing:

```

1 Shared *make_shared ()
2 {

```

know. I implementations the all in is `pthread_t` a what is which example. for integer. an Like^١

```

3   int i;
4   Shared *shared = check_malloc (sizeof (Shared));
5   shared->counter = 0;
6   return shared;
7 }

```

The `.pthread_create` to back get let's structure. data shared a have we that Now
 void a returns and pointer void a takes that function a to pointer a is parameter first
 alone. not are you bleed. eyes your makes type this declaring for syntax the If pointer.
 execution the where function the specify to is parameter this of purpose the Anyway.

:entry named is function this convention. By begin. will thread new the of

Listing:

```

1 void *entry (void *arg)
2 {
3     Shared *shared = (Shared *) arg;
4     child_code (shared);
5     pthread_exit (NULL);
6 }

```

we program this in but pointer. void a as declared be to has entry of parameter The
 accordingly it typecast can we so structure. Shared a to pointer a really is it that know
 work. real the does which .child_code to along it pass then and
 a pass to used be can which pthread_exit invoke we returns. child_code When
 child the case. this In thread. this with joins that parent) the (usually thread any to value
 .NULL pass we so say. to nothing has

threads Joining ب.٣

invokes it complete. to thread another for wait to want thread one When
 :pthread_join for wrapper my is Here .pthread_join

Listing:

```

1 void join_thread (pthread_t thread)
2 {
3     int ret = pthread_join (thread, NULL);
4     if (ret == -1) {

```

```

5     perror ("pthread_join failed");
6     exit (-1);
7 }
8 }

```

does function my All for. wait to want you thread the of handle the is parameter The
result. the check and pthread_join call is

ب.٤ Semaphores

part not is interface This semaphores. for interface an specifies standard POSIX The
If semaphores. provide also Pthreads implement that UNIXes most but Pthreads. of
see own: your make can you semaphores. without and Pthreads with yourself find you
Section ٢.٩.

imple- the about know to have shouldn't You .sem_t type have semaphores POSIX
which semantics. structure has it that know to have do you but type. this of mentation
struc- a of contents the of copy a making are you variable a to it assign you if that means
of behavior the POSIX. In idea. bad a certainly almost is semaphore a Copying ture.
undefined. is copy the

I and semantics. structure with types denote to letters capital use I programs. my In
around wrapper a put to easy is it Fortunately. pointers. with them manipulate always
that wrapper the and typedef the is Here object. proper a like behave it make to sem_t
semaphores: initializes and creates

Listing:

```

1 typedef sem_t Semaphore;
2
3 Semaphore *make_semaphore (int n)
4 {
5     Semaphore *sem = check_malloc (sizeof(Semaphore));
6     int ret = sem_init(sem, 0, n);
7     if (ret == -1) {
8         perror ("sem_init failed");
9         exit (-1);
10    }

```

```

11     return sem;
12 }

```

allo- It parameter. a as semaphore the of value initial the takes `make_semaphore`
 .Semaphore to pointer a returns and it, initializes Semaphore. a for space cates
 if \- returns it that means which reporting, error UNIX old-style uses `sem_init`
 don't we that is functions wrapper these about thing nice Once wrong, went something
 style. reporting which use functions which remember to have
 program- real a like looks almost that code C write can we definitions, these With

language: ming

Listing:

```

1 Semaphore *mutex = make_semaphore(1);
2 sem_wait(mutex);
3 sem_post(mutex);

```

that: fix can we but ,signal of instead post use semaphores POSIX Annoyingly,

Listing:

```

1 int sem_signal(Semaphore *sem)
2 {
3     return sem_post(sem);
4 }

```

now. for cleanup enough That's