

استاد: جعفر حاج سید جباری

مچ فلام حفظت درس

Object:
Date:

جلسه اول

۱۴.۱.۱۱، ۲۳



همیه

پردازش مولانی



کتاب مربوط به درس:
کتاب پردازش موازی دسته پروژه‌ها و کتاب مایل لکوین (M. Quinn)

فصل اول

هدف از این درس اهداف این درس تعداد پردازندگ است. بودنای بدانم مکمل از الگوریتم را در آن اجرا کنیم. مایل داشتم و فقط مهاری سیستم را عرض می‌نمایم بنایه انتظار داشتم باستم از الگوریتم قبلي با همان ساختار دوباره روی اينه مهاری کار کند.

پرسش:

پردازندگانه‌دار داشتم باستم از الگوریتم تبلیغ روی مهاری جدید کار کند؟
و فقط مهاری را برای کسی تعریف نمی‌نمایم بلطفوری آن الگوریتم مایل اجرا شود. یعنی بکاری دارم و هر آن است بکسر برای ما انجام دهد پس الگوریتم را برای آن کسی تعریف طراحی می‌نمایم و مطمئن دفعه ازه آنها آن را بکسر تعریف می‌دهد. اما وقتی در تعریف شوند باید الگوریتم (آن کار) که می‌خواهد اجرا شود را با الگوریتم تبدل می‌نمایند و روی دستگاه اجرا شود. یعنی در تصریح این که آن الگوریتم اجرا شود پس طبیعی است که ساختار الگوریتم نویسی می‌سودند. بنایه انتظار داشتم باستم باشد هر آن الگوریتم کی در روی سیستم کشیده باشد. کاری که همچنان روی سیستم جذب پردازندگ است. با اینکه هر دوست کار کند. اگر الگوریتم تبدیل پردازندگ است. زیرا فقط کسی تواند از پردازندگ استفاده کند و حقیقت پردازندگ که بخلاف هر دوست متن آنها ممکن است که همین ترتیب و ترتیب این پردازندگ این سمت کار را انجام دهد و پردازندگ دفعه فیکت دشیر کار را انجام دهد و به همین ترتیب و در نهایت بتواند این کار را مدیریت کند.

پردازش موازی:

پردازش موازی معنی استفاده از حداقل پردازندگ یا بیستوار کسی پردازندگ برای اجرا ای الگوریتم (دکاری) است.

در پردازش موازی که انتقال پردازندگ است. هم برای ما وهم است. معنی این دو تعریف گفته باشند ارتباط پردازندگ برای ما وهم است. دلیل این را بدوفرقه در قسم و آن دوستند بدھم و دفعه معمت

کار را به نکی از آن؟ بدhem و خودم دفعه در ساده باشم چه اتفاقی می‌افتد؟

اگر نیست تعریف کار من بود دکل کار را بآن می‌دانم که رسریچ تر انجام می‌شود. نسلیه جلوونه عناصر را بردازند؟ ما دفعه communicate می‌کسند و چه نوع ارتباطی با بلیڈ‌برد دارند هم است و بهین دلیل ساخته ای در صفت امداد اینوایریتی (Network on chip NOC) داریم. NOC به این می‌پردازد که جلوونه بردازند؟ را که ناره هم بلید اریم تا متوجه شویم که ای بیستی از اینه بردازند؟ بلیکریم.

از دفعه انتقال بردازند؟:

۱) انتقال به صورت BUS:

در این حالت بردازند؟ روی خط راست هم مصفوی می‌شوند و ماتده تولیدکننده ای BUS linear BUS است.

عیب اینه روشن:

انه انتقال نقطه سُلست دارد و سبب به نقطه سُلست تاب‌گردی ندارد.

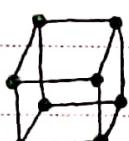
۲) انتقال به صورت حلقة:

برای حل مشکل روشن BUS از انتقال Ring استفاده بردازند زیرا این انتقالی از سریع برود درباره سُل است و بوس داریم هم مصفوی هستند و در دفعه کار به نرمی handle می‌شوند و فقط چهلن است تا خیر (latency) باها رود و کار بران تنها احساس نمی‌کنند اینه است که بسیستم کنترل شده است.

بنابراین برای ما دفعه است بردازند؟ جلوونه هم مصفوی می‌شوند و می‌توانند به صورت mesh یا این مکعب هم مصفوی شوند.

۳) انتقال به روشن این مکعب

فضای اتاق را در نظر بگیرید. در هر رأس اتاق نیست بردازند؟ نمی‌ذارند.



نمای برای این مکعب روی اینه سیستم می‌خواهیم بنویسیم کامل متفاوت است با این سیستم اینه روی سیستم P4PCO



سیستم خطی از پردازنده نسبت ایدزیرا نخواهد مدیریت و ارتباها پردازنده باشد سیستم متفاوت است. بنابراین ما دنبال این سیستم هستیم که در تطابق فن مهاری یا توانایی انتقال پردازنده ای بتوانیم همچنان **کیفیت performance** را از الگوریتم بلیغیم.

پرسش:

اگر من انتقال را به ترتیبی رفت بدم به ۳ روز زمان نیاز دارم. سه بار در دو قطعه با توانایی کمی متساببدارم. اگر دو قطعه بتوانیم انتقال را روش بینیم چند روز زمان کافیم (دریم)؟

سه انتظار دارید کار در نیمه روز تمام شود اما عیب وینی است و اگر مسئله را می بینیم بود سه ضمول سریع نیزشی جواب بدست می آمد (علیم کن) دیگر هم جمع کن تعداد روز که بدست می آید را در دنبای داشتی این طوری می ساخت چون دستی دو قطعه سومی می توانیم این کار را در نیمه روز انجام دهیم زیرا محدود است در طول روز با برآورده محیط کنیم و هفته نیمه ارتباها بین این آدم که باید می شود که سیستم کمتر شود و به جای آنند دو قطعه کار را در نیمه روز تمام کنند درین روز و نیم کار را تمام کنند کار سریعتر انجام می شود و در این ارزش این می ساخت می سریعتر دو برابر شود.

آنچه انتظار داریم در این مدل سریع است دو برابر شود را با استفاده از ضمول speedup به دست می آوریم.

$$S_p = \frac{t_1}{t_p}$$

سه انتظار دارید و میان ۲ قطعه روز زمان بین دارند اگر کار کنند دو روز زمان کار دارند.

$$S_p = \frac{2}{1}$$

نماید این سریع تر می باشد دو برابر شود در حالیکه در واقعیت این انتقال بین دهد و میزان تأثیر بر اندازه دو برابر می ساخت و میگذرد است همچنان باشد زیرا با هر کاره لذت می باید دارند طول روز باهم صفت کمتر و محدود است این می سمتی میان دو قطعه دارد داشته باشد که نتوانیم روش از دن آن را می بینیم آن که تقسیم کنیم و می توانیم بتوانیم صفت باشی آن را می تعریف می ساخت با این روش ایدزیرا نتوانیم روش کند و می می سمت کی از کار داشت که اساساً قابلیت تقسیم بر ۲ سه دارد و می توانیم بتوانیم کار را پنف پنف حلوی رو دهد و درین روش روز جمع می شود.

برای مثال اگر ۳ قطعه باشیم ۷۵ روز، اگر ۴ قطعه باشیم ۶۰ روز، اگر ۵ قطعه باشیم انتظار دارید درین

همتری کار انجام سود و آنر ۱۰۰۰ تقدیر سودی اصل املاک املاک روس اردن ایلان وجود ندارد و اتفاق های مانند ناجعه متأثر خی دهد و اسی سالم از در ایلان بیدن عذر رود. بنابراین ما من توافق باید که هر چقدر پوست داشته باشیم تراویم نقداد بیدازنده که را زیاد کنیم تا بتوانیم در procedur را باجا سیرم دامتر اسی سرعت داشته باشیم.

آنر تعداد بیدازنده که را اتراسی دهیم با چالس کی جبک در فیننس رو برداشی سریم:

① چالس اول:

آنر ۱۰۰۰ بیدازنده داشته باشیم مدیریت آن که نیز مدلن است دسی باید آن که را مدیریت کند و باشی سودگار ما بیش نزود.

② چالس دوم:

با اتراسی تعداد بیدازنده که در صورت حراجت زیاد شده و خنک اردن آن که دسواری سود.

پرسش:

چرا حسراست حنلی بزرگ نمی سوند؟!
حسراست بین ندارند در نتیجه سشن ندارند. اکسیون را از طریق پوست جذب می سند.
(بعد) پوست ۲ متر مربع است. پوست سطح است و طول X عرض آن را محاسبه می سنم.
اکسیون باید خروج جسم حسراست سود و dimension جسم حسراست ۳ م است و این اکسیون
باید به صد سلوکی بدن برسد و بنابراین ۳ م باید از مقابله از ۲ م کوچکتر باشد
 $L^3 \leq L^2 \times C$

بنابراین اکسیون ۲ می سرد باید خروج جسم کند وی در انسان اکسیون در سشن از حجم زیادی از اکسیون را می تواند بکشد ترا را می سرد و اکسیون سشن خروج اندازه مانع سود را حمایت کند هر کسی سشن بزرگتری دارد اندازه بزرگتری هم دارد چون می تواند بیشتر رشد کند.

پرسش:

سنین ترین موجود حیاتی دنیا زندگی می کند؟!

پردازش ترین

دال سنین ترین موجود است که تواند در خشی و دریا زندگی کند و پاکی بسیار برعکس دارد.

پرسش:

چرا اسب ۵۰۰ کیلوگرم دنیل ۲ تا ۳ تن وزن دارد؟
پاکی میل ماسه ستون کی ساخته ای است و این مرار باشد حجم آن سنینی را جای خود کند باید سطح آنها درست داشته باشد. ماسه ایشکه لبی بوسنه اسی همان سده دیگر چاک سنت و ایست پا باید کل بدن را حرکت بدهد و وقتی وزن زیاد می شود پا دیگر جوابگوی حرست ما نیست و بد خاطر همین از چاکی ای افتیم و سرنسی همان تر ماسه سریت همتری دارد و سه دوزه ای همنینه که وزن زیاد داشته باشد و همه دوزه که کاغز مفستند دست پا باید ما را به حرست بیدزارد و برازی همین رهم است.

اسب وزن همتری دارد و پاکی باریلیتی دارد و چابکتر است زیرا وزن اسب را باید آن پاچل کند و استخوان بندی اسب بگونه ای نیست که بتواند ۲ تن را حمل کند. دال هم سنین ترین جاندار است که همیور است در آب زندگی کند زیرا پاکی آن جوابگوی حرست آن نیستند و اهل غرمه وری در آب است را دال همن تواند آن را حرست دهد و همیور است بسیز هم خود را در آب نمیگذرد.

پردازش پرها می بود:

لیکه مورده را برابر دارد آن را A^0 با بربر بزرگ کنید چه اتفاقی می افتد؟
پاکی مورده دیگر من تواند آن وزن را تحمیل کند وقتی مورده را بزرگ شود سیم پاکی آن قدر ندارد و ماسه دفع است رعایت قدر آن را بزرگ شود سیم ضرر ندارد و لیکه ایسیلوون را این در لیکه میلیون هعم فرب سیم باز سه ایسیلوون است و لیکه ایجاد نمیگردد آن پاکی توان حرست دادن مورده را نمیگذرد و مورده میگسلند.

در پردازش موازی هم اینه مورد را داریم دیگر از جالس کی هم در پردازش موازی اینه است لیکه ای
که پردازند که تولیدی است که دیگری محبدی دارد. وقتی که پردازند داریم از سه فن برای خنث کردن آن باتوان مشحون A استفاده کنیم با برآینه که پردازند داریم که باقی باتوان A داش آن را خنث کنیم. اگرزن مرفون کسند و پردازند کنار یکدیگر داریم برای خنث گردن آن به چند دلت نیاز داریم؟!

: CPU₁
دات برای خنک کردن سیستم پردازنده هماز است

: CPU₂ CPU₃ دات برای خنک کردن پردازنده در سایر هم عازم است.

میکه از حالسون کی هم خنک کردن سیستم Cooling پردازنده است. وقتی سیستم پردازنده داریم با من خنک کی سود رکی وقتی دو پردازنده داریم توان خنک کردن ۲۰ دات هم سود و آسیزی نسبت به این راهان که زیاد سود نمودند تجربه کی آنقدر است را دو برابر کنیم. در بحث کی وندی دقت موارد دو برابر سود حاصل شد کاملاً متفاوت می سودند زیرا با بدین ترتیب (resonance) مواجهی سوم

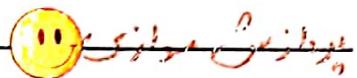
$$Z = \sqrt{R^2 + (X_L + X_C)^2}$$

متادمت سلفی ↓ امید اسن مدار
متادمت خازنی ↓ متادمت خازنی مدار

وقتی تعداد پردازنده که را افناه می سینم در واقع مقادمت خازنی را زیاد می سینم در حالیکه مقادمت سلف تغییری نمی کند و در نتیجه میزان مقادمت مدار بیلباره باقی می رود. وقتی مقادمت در مدار زیاد شود سروها خنک جیبیتر از حالت قبلی سود و حمل است بیشتر از ۲ برابر رسود کند و در نتیجه سروها زیاد می سود و هنر توان با دو من معمولی دو پردازنده را خنک کرد و توان خنک کردن مورد نیاز حمل است با اندازه ۳ یا ۴ من باشد و هنر داشتم چقدر توان نیاز داریم تا آن که راضی شده داریم و با برای بمحاسبه مقادمت دقت آن را بدهست آوریم.

بنابراین میکه از حالسون که این است که این تعداد پردازنده که را زیاد کنیم بتوانیم باقی می رود ماسن خارجی که این مروری را ۱۰ برابر بزرگتر کنیم هنر ترین بلویم همچنان مرودی چند و بین و لیوی Scalability می بودند. یعنی چقدری ترا این را مسترس دهیم و تا دجا هی تو این آن را توسعه دهیم. سیستم حالسون رم در پردازنده موازی انترون تعداد پردازنده که است زیرا میزان لترمایی که تولید می شود با اضافه کردن پردازنده که رسیدی تر دیگر بخواهد دارد. این حالت برای زمانی است که تمام پردازنده که در سکه mainboard قرار گیرند.

بعد پردازنده موازی با موصوف سیستم کی توزیع سود و multi computer متفاوت است. وقتی راجع به پردازنده موازی صفت می سینم فرقی که هدایت پردازنده که روی سیستم هستند و بهین



دلل جالس نه ما برای ما فهم است و وقتی فهم باشد یعنی سوال پیش از آن بجزئی پردازند و راهنمایی نهادارم.

برای مثال سرور را بقطب مصال برده اند و سرور که چند پردازنده ای مستعد و عدالت آن که زیاد است و نرم افزاری زیادی تولیدی کند و خنث نهاده اش آن که در حالت عادی کار دستواری است و با آن که را از مایع یا یخ عبوری داشته باشد و راهنمایی نهاده اند.

پرسش:

در سیستم کی توزیع سده از پردازنده موازی استفاده می شود؟
خیر از پردازنده توزیع سده استفاده می شود.

شاید سیستم می خردید multi core و چه Core i5 است و فنری کنید و Core i5 هایراز هایراز است و وقتی با آن کار می کنید متوجه می شوید که بهتر از سیستم قبلی شما نیست! و در نهایت مسابقه سیستم قبلی شماست. اگر می کنید که Multicore بینه مقاومت Core i5 و Core i5 را مترقب می شود و بهبود سرعت را در کم کند و کم درصد سری روی تغیر بزرگ نویی Multicore انجام می دهد؟!
چون جزئیات سخت اتماری Core i5 و Core i5 را من دانم در حد همان Multicore می تواند از آن استفاده کنید. در این در ماسن کی چند مستند ای چون که واحد کنترل را چند واحد ۱۰۰ دارم عملکرد و کار ای از پردازنده موازی می خواهیم را عن تراشیم بدست آوریم در این در آخر ترم صحبت نمی شوند.

سیستم کی توزیع سده:

در سیستم کی توزیع سده مقداری ماسن داریم که جایی مختلفی قرار دارند و کی وقتی ماسن سیستم in و عما می شوند به عالم سیستم که به نوعی بمقابل می شویم و می توانیم روی آن که اطلاعات بذلکاریم و از روی آن که اطلاعات بخواهیم و هر یا مپیورتری بهتری Automatism است و به صورت خودکار کار کی خود را انجام می دهد و کی در عین حال با یا مپیورتر کی دشیر ارتباط دارد و که ناکتر را هم این است که برنامه بوس اصلی دسترسی مستقیم ندارد و عین توانند روی سیستم تحریب انجام دهد و کی می توانند خالی را ذهنیه کنند بدون آنکه بدانند در چا ذهنیه می شود رهایه ناکتر متفاوت (transparency) می نویزد یعنی بدون اینکه بدانم جای سیستم رجاست از آن سیستم استفاده می شوند.

در سیستم کی توزیع سده که middleware هم داریم و کامپیوتر کی که می خواهند با بعض ارتباط برقرار

که نباید از سه گایی نرم افزاری استفاده کرد بتواند مستقل از اینه نوع دهنده و نازنای اطلاعات روی سیستم و نوع سیستم همیست بتواند باشد باشد ممکن است که برای این سه کامپیوتر MAC نباید بتواند با سه اندروید یا سیستم ویندوزی ارسال برقرار کند منابع میگویند سه middleware نیاز است که ارتباط را برای سه برقرار کند. برای این سه کامپیوتر کی اینترنت middleware نیاز است که ارتباط را برای سه در یک سیستم باشند که کی اینترنت explorer chrome firebox و ... است و اینه کوش middleware را دارند تا سه بتوانند ارتباط اینترنت سودی.

سال ۱۳۹۹ سرعت پردازندگی ۳۸۶ MHz بود و امّا در سال ۱۴۰۱ (۳۱ سال بعد) سرعت پردازندگی ۳۸۶ GHz است.

۱۳۹۹ → ۳۸۶ MHz

۱۴۰۱ → ۳۸۶ GHz

$$\frac{3,86 \times 10^9}{3,86 \times 10^6} = 10$$

سرعت اینه پردازندگی در اینه ۳۱ سال ۱۰ برابر شده است و اینه خوبی است. لذتمندترین سرعت کامپیوتری فرغون مستند داده شده اینه خوبی اینه خوبی سرعت و سرعت فقط ۱۰ برابر شده است.

پرسش :

چرا از تراستیم با آن کامپیوتر که ارسال برقرار سیستم و این کامپیوتر کی جدید ارسال برقرار سیستم که اینه دو زمانه خوبی از کامپیوتر که اینه سیستم در آن زمان از سیستم فقط برای سه و نهفیمه استفاده کی سردم پردازندگی به تسلی احتمالی در اختیار شوی بزرگ بود و تا کار آن بزرگ تر تمام نزد سرعت بزرگ دیگری نیز نیست و ما اینه معروف همزمانی (Concurrency) داریم وی توانیم همزمان چند بزرگ را با هم اجرا کیم.

پرسش :

همه ممکنی چه ممکنی دارد و چرا هم است؟

فرمی که کار دیری نه فرمی که امر دز کار کی خانه ما را انجام دهد. کار کسر طوی را دم کی سه و بودی افسوسی نیشید و تا طوی دم شود کار دیری انجام نزد دهد. بعد از طوی فوراً نار عصبی را انجام کی دهد و دسته سه کار کار دیری انجام نزد دهد. لباس کی را در لباسشویی که مدارد و روپردازی آن کی نشسته تا کار آن تمام شود و تا کار آن تمام شود کار دیری انجام نزد دهد.



که کاربر دلیر هم محضت نه و تیجای را در می بند بلطفاً فاعله لباس که رادر لباس سری که نزارد و دسته انجام آن تا جای دم بلبند و لباس که سُسته سُود، سُسته اتانَ هم باشد می باشد.

سیستم کی که امکان دارم اینه طوری است وقت پردازنده را به وجود بسیه برنامه عندهم و سیه برنامه همان است اصلًا جای به پردازنده نیاز نداشته باشد برای مثال سما موزیک گوشی دهدید را نه نیاز به پردازنده ندارد و فقط با ۱/۵ کار دارد چون موزیک گوشی دهدید کل وقت پردازنده را در اختیار آن قرار بدشید نماید ای ندارد. یعنی مدیریت که امکان انجام می دهیم مدیریت هبتوی است را ز پردازنده که منابع بین استفاده می کنیم در نتیجه بکارایی همتر می شویم.

ما می توانیم رسید سریت پردازنده که خوب بوده و اگر این سریت بد باشد در هر دلت اگر آنها جواب نه برسیم اینجا هم جواب می سیریم زیرا $n = 1$ از مرتبه (n) و $100n$ از مرتبه (n) است و با 10 برابر افراسی سریت و صفت هبتوی تعدادی هم داشت.

نماینده دنیا این سیستم را از پردازنده کی بسترن برای سریت با همتر استفاده کنیم

پرسش:

آیا من شود خود پردازنده که را قوی تر سیم می باشد چرا سریت پردازنده که در اینه ۳۱ سال فقط با برابر افراسی داشته است؟ چرا من توافق سریت را با همتر سیریم؟

که می خواهیم مربع شکل به قطر 3 cm در تقریباً



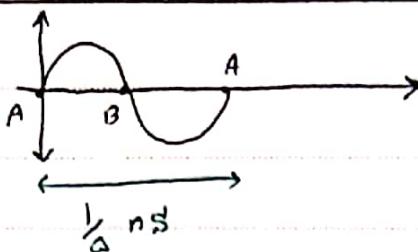
سریت نور $\frac{1}{10} \text{ km}^2 \times 10^{-3}$ است. مرضی کنند ذره ای از A به B را سریت نور راست کند زمانی که مول می کند ذره از A به B ببرد برابر است ۲

$$x_{AB} = v \cdot t_{AB} \quad t_{AB} = \frac{x_{AB}}{v} = \frac{3\text{ cm}}{\frac{3 \times 10^8 \text{ cm}}{10^9 \text{ s}}} = 10^{-9} \text{ s} = 10^{-9} \text{ s} = 0,1 \text{ ns}$$

زمان رفت دلبر است ذره از A به B و B به A به صورت زیر محاسبه می شود:

$$T = t_{AB} + t_{BA} = \frac{1}{10} \text{ ns} = \frac{1}{10} \text{ ns}$$

↓
(turnover)



سی سین $\frac{1}{2}$ نانو ثانی بود.
ذره که دور را در T واحد زمانی زده است. در سکه واحد زمانی چند دوری زند؟!

$1 \quad T$

$$F = ? \quad 1 \quad \text{دفعه} \quad \frac{1}{T} = F \text{ فرکانس}$$

دفعه یا کلاک واحد سا مزکان (هر تیز) است. فرکانس معنی چند کلاک زده است؟!

$$F = \frac{1}{\frac{1}{6} \times 10^{-9}} = \omega \times 10^9 \text{ Hz} = \omega \text{ GHz}$$

نباید این سرعت که ذره پی سرید 6 GHz باشد.

اگر CPU را تناه کنیدیک صفحه مربی سین کوچک است که ماسه مکینه همچنان است. در نتیجه قطر CPU نیز بود و کی ایمان قطر آن کوچک شده است و سعی کلاک CPU که turn over روی قطر CPU است و وقتی خواهد بیت را تغییر داد باید یکبار رفت و بیزست داشته باشد. نباید این اگر بخواهیم سرعت باهاست برسمیم با باهاست سرعت انتقال را باهاست بریم معنی از سرعت نور باهاست بریم سریعی باهاست از سرعت نور نداریم و سرعت انتقال سیلیکال پر سرعت نور باهاست. معنی اگر با پر سرعت نور حداقت کنیم سرعت پر ازند به صورت زیر است:

$$F = \frac{1}{\lambda} \times \omega \text{ GHz}$$

معنی در واحد زمانی سی تواند $6 \text{ GHz} = 6 \times 10^9 \text{ کلاک}$ نیز.

در حالت تبل با سرعت نور به $F = \omega \text{ GHz}$ رسیدیم و اگر سرعت انتقال سیلیکال را داشته باشیم سرعت پر من سود. نباید این اگر CPU با قطر 3 cm میزانیم سرعت 6 GHz پر است.

نباید این راه اترسین سرعت این است که با قطر را ایم سینم با سرعت را اتماسی دهیم.

سرعت را عنوانیم اما این دھیم زیرا سرعت نور upper bound است و تا امکان سرعت سیگنال در همین حالت بین پلاس پلس سرعت نور است و عنوانیست بسیار از آن سرعت داشته باشد حتی اگر سرعت را در حد سرعت نور در تغیر بلکه بسیاری سرعت CPU برابر با 6GHz است و سه برابر حالت است که با سرعت انتقال سیگنال می‌سازیم و فرق ندارد و سه برابر این است در میادی سازی کی ما از دید الکترونیک ندارد.

پس سه راه بسیار نماند و آن این است که μ را محاسبه کنیم. ایندی امروز که پیشتر کوچکترین سرعت برای اصراری throughput، توان عملیاتی و نزدیک درست و بزرگ اینتار ابعاد را محاسبه کردند زیرا اگر CPU بزرگ باشد وقت و بُرُست آن زیاد می‌بود.

بسیاری از دارم اینه است که با سخت اصرار کی موجود عنوانی سرعت را اصرار دھیم. طبق قانون مور (Moore's law) هر ۱۸ ماه یکبار سرعت پردازندۀ ۲ برابری شود. تزی راه دو برابر کردن سرعت پردازندۀ این است که قدر CPU را یافته کنیم و اگر قدر CPU را یافته کنیم سرعت ۲ برابری شود.

پس تزی راه حل محاسبه کردن قدر CPU است معنی ابعاد را محاسبه کی دھیم و سرعت زیادی شود. تا سال ۲۰۱۵ نظری کردم چه تابع خواهد است و قدر CPU را یافته کی کردن و سرعت ۲ برابری شود ری از سال ۲۰۱۵ به بعد ۷۰۰ میلیون تراجنیتی قدر CPU را یافته کرد؟!

خرفن کسید پردازندۀ کی اندازه نانو ساخته شود. دیگر عنوان تراجنیتی پردازندۀ با ۲۰۱۵ اندازه را یافته کرو که سرعت ۲ برابر شود و همین طور حاصل کی شرط مامن وجود دارد و زمانی که CPU را کوچک کی سیم روی میلیمیر ادوات ترمادارند و هر باری زیادی تولید می‌شود. قانون مور تا سال ۲۰۱۵ کی رکورد و بعد از آن عنوانی سرعت پردازندۀ را زیاد کنیم و نیابراین حق اگر بجز اصم سرعت پردازندۀ را ۲ برابر کنیم تزی راه استفاده از پردازنده مولازی است و باید تعداد پردازندۀ که را زیاد کنیم تا توان عملیاتی باها بروند راه دیگری نداریم.

در سال ۱۳۶۹ سرعت پردازنده ۲۳۸۶ MHz بود و اینون در سال ۱۴۰۱ سرعت پردازنده حدوداً ۲۷۸۶ است. در این سرعت اولین سوای مطروح می شود این است که سرعت پردازنده چند برابر سرده است؟

سرعت پردازنده ۱۵ برابر سرده است معنی طرف ۳۲ سال سرعت فقط ۱۰ برابر سرده دیگر نیازی نداشته باشد.

پرسش:

سرعت ۱۰ برابر سرده اما دستیت به زمان درسته ما حتی از کامپیوترا راهنمی نهستم. چه اتفاقی رخ داد؟
ما اکنون در مورد سیستم گس پردازنده ای صحت منstem و مدل پردازنده SISD (single instruction single data stream) است و در مورد مدل کی حذف پردازنده ای امکان صحت منstem.

از سعی دوره ای به بعد علاوه بر این توانی سرعت را ارتقاء دیگم توانی معرفی به نام هندوانی (concurrency) داشته باشیم. معنی وظایف به شکل محدود انجام می شود یا اجرای فرآیند؟ به سُن محدوده داشته باشیم.

فرآیند (پردازن) بزرگ ارجاع این است و حقیقیت بزرگ این این کار این دن کی کند می توانیم فرآیند سُنده معنی منابع ای را انتخاب کرد و می شود به اجرای دن کند.

در کامپیوترا کی اولیه تاکیه کار انجام می شود سریع کار دیگری می داشت و کار اول که سریع می شد وقت پردازنده کملاً در اختیار همان کار بود و تا این کار تمام می شد کار بعدی سریع می شد. بنابراین چنین این چنگی خوب نیست.

چنگی دقت که میتوان این است کاری که دقیقه وقت CPU را بگیرد و بعد از آن دیگر کاری با CPU ندارد و با ۱۵ کار دارد. بنابراین چرا می توان خرینه زمان دقت CPU را بگیرد و بعد CPU را آخوند در اختیار آن نباشند؟

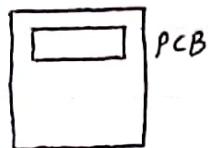
را محل context switch است و فرآیند بعدی جایگزین فرآیند قبلی می شود. این کار مابین سُن از دست پردازنده رشت استفاده می شود در نتیجه توانیت را از همان کار را باها میزند.

همچنان multi task دیگری می شود دارای و هندوان می توانند موزیک گوش دهند و بزرگ هم نباشند و هندوان این کار را انجام می دهند می توانند کار دیگری هم انجام دهند زیرا موزیک که استاری خورده و بزرگ آن اجرا شده و دیگر با CPU کاری ندارد و سریع media رفتہ دنای برای همان دیگری که با CPU



کار دارد از وقت CPU استفاده می کند و در نتیجه ما از کار با کامپیوتر لذت می بریم. در حالی می بینیم قبل از خاتمه مسُنَّت برنامه DOS مسُنَّت بود و می بینیم آن این بود که Low level programming داشتند و می بینند که می سین می اعتبار می افتد.

اگرچو کامپیوتر که ما آنها را می دهند را می بینیم که وقت پردازش را بن چندین برنامه، است نام سیم دنبال نمی دهند. Context switch دایره جا شدن میان خرآیند (Context switch) انجام دهیم. خرآیند میسری اولایات دارد که در PCB (process control block) ترا رفته است.



خرآیند روی CPU هر روز وقتی بیرون می آید تا جایی که اجرا شده مسح فرستاد و دفعه بعد دوباره به CPU برمی گردید از آنجا ب بعد جایگزین می شود. Context switch: معنی جایه جایی متن خرآیند که

مثال:

کسی مدد خنث دستیم کی اولیه را در تلفن بلیرید کی خواهد کرد کی خانه را انجام دهد. جایی را عین مذاردو می نهاد طرسی خانه تا دم ملیشد. بعد از دم کسی دنیان هایی ننان را در متاستر می نهاد و می نهاد هر خانه تا دم سرور و بعد جایی دنیان را می آورد تا بینجا نمی بود. در حالی هایی نمی ساعت بین آماده شده بود و همه اینها را مرتب انجام می دهد و سپس هر ۲ را می بود و بعد هستیم که سرور که نهاد رست کند با آن بوست می نهاد و می باید سر آن می اسید و همیچه کار دنیه می کند و وقتی که آماده شد آن را می خورد و بعد هستیم که سرور که خانه را نمیز کند و تلقن دعم که زنگ خود را می سفرل کار است جواب عزیز داد و ابتدا کار اول، بعد کار دوم و انجام شد.

نمای خانه می آید و همان هایی می نهاد لباس را در لباسخانه می نهاد، هایی هموز آماده نشده داد تلخ همی زند و همان حین کار انجام می دهد و اینه multi tasking است. معنی همزمان task را کامپیوچری می اجرا کردم داشته همان multi thread programming است \leftrightarrow مثال

در Multi process حین برنامه وجود دارد. در مثال ذکر شده حین کار که از صبح تا شب خانه را مرتب کیم و کار را انجام دهم. در Multi process معنی حین برنامه و سه سر برای انجام آن داریم.

فرقه کنید خانه مادرم دوباره خانه من است و هر کار کی نه برای خودم انجام می دهم را باید برای آن انجام دهم . بنابراین زمانی که جای خودم را بزای خودم دینه من در حال (اجرا است) بخانه مادرم نه دوم و برای آن هم خواهد بود زیرا سرویسی من و به همین ترتیب .

آن سوئیچ این بین بزایه ک است و به خاطر همین است که وقتی در فناه خودم ایناری نم سوئیچین بزایه Application switch) (نزارم و یورنیستم از این خانه به آن خانه بروم و چند نظر با multi thread programming است .

در سیستم ک امروز هم اینان multi process و هم multi thread وجود دارد .
معنی بین بزایه ک جایه جا سویور از این خانه به آن خانه بروم) (

تلذیت :

در multi thread programming که بزایه خط را جایه جا اجرا کی سه زیراهم dependency نزارند و خط کی که هم راسته هستند با هم اجرا می شوند و خط کی که واسطه نیستند جدا اجرا می شوند .

آنچه ک اینهاست است که کامپیوتر کی امروزی در اختیار من قرار می دهند و باعث رفاقت کاربری سریز دی ترا بصورت بهینه از سیستم استفاده کرد .

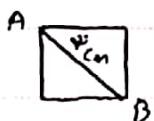
عام مقاصیم سیستم کامل و لیتو ریت دهنده در دنیا ای فنده می دارم اساس اولیه آن که از چند کی است که در سریو دل ان دیده ام . وقتی که دیدم . فکر کردم که آن کی روی چیزی سببیه داشت سیارم که مانند حابزاری حریت کنند بال بزاید و توانستیم آن که رآ بعداً با فنر می سازیم . بنابراین علت کی کی کی کی کی کی کی کی کی از زندگی روزمره پر فتنه شده است .

در حقیقت کامپیوتر کی اولیه تکنولوژی مورد شایر خود نداشت و روی آن صریح سریز در زمانی که راجع به سیستم کامل windows ۱،۲،۳ همیست فریم سیم تکری کی نه برای ساخت آن کارازم بود از سال کی قبل درخته شده بود کی سخت اتصار احجازه نمی داد . وقتی pentium آمد و اجازه داد هم زمان استخراج از دستورات را اجرای کنیم windows آمد . لیک دیگری که سیستم کامل ویندوز دارد آنچه است که هر کلمه ما در مود دفعه یا مود کاربری است . دهه سیستم کامل که دنیه دیگری را دارند) وین این ده مود سوئیچ هی سند و مدل زمان ملاره برای سیه بعد بزایه کی ترازده با سیستم کامل سوئیچ کند ویندوز احجازه می دهد که چندین بزایه ترازده context switch داشته باشند و به همین سری این کار را انجام دهیم .



آنچه نکته حاصل باشد سده از سیستم عالی راهنمای تر باشیم. مسئله حاصل اینکه را حل کردیم و کی مسئله سریع است را نتوانیم حل کنیم و صندوق همین ترا نیم دللت آن را در آنده بیان می کنیم.

سریع نزد $\frac{V}{S} = \frac{3\text{m}}{\text{s}} = 3\text{m/s}$ است. که مساحت مربعی با قطر 3cm را در تظر نگیرید.



که ذره دور می خواهد با سریع نزد از نقطه A به B برود.

$$t_{AB} = \frac{x}{v} = \frac{3\text{cm}}{3\text{m/s}} = 1\text{m/s} = 1\text{ns}$$

از ناتوانی زمانی زمانی بردازه از A به B برود. اگر ذره بگردد از A به B و سپس از B به A برود ۲۰٪ ناتوانی زمان کار می کند. سریع ذره به همان سریع نزد ایست و فاصله A تا B و B تا A میسانیم است و سریع عرض سند و نیازمند سریع رفت و پرسنل میسانیم است. اینکه ذره از A به B و از B به A می رود و برعکس دردست یافته + turnover است.

$$T = 2t_{AB} = 0,2\text{ns} = \frac{1}{5}\text{ns}$$

که سیل کامل (که دور) را در زمان T می زنیم اگرچه در ۱۰٪ زمانی چند دری زنیم!

دور زمان ۱ T

$$F = ? \quad 1s \quad F = \frac{1}{T}$$

در که نسبت $F = \frac{1}{T} = 10^9$ دفعه دوری زنیم که واحد آن هرتز است.

باور نسبت زمان اندازه CPU کوچکتر سده و پردازنده کوچکتر سده و اینه خوب است. وقتی که بست مرخواهد set یا reset سود و کم عمل در سطح بست بخواهد اینرا سود سلیمان باید میباشد قطر CPU را ببرد و پرسود که بآن که سیل ساعتی توئیم. معنی که عمل پایه یا کس atomic instruction با اندازه سیل زمان است.

سیکل:

سُكَّةِ سِيلٍ عَنْهُ بِلَبَارَعَطْرٍ ۝ رَابِرُودٍ وَلَبِرُودٍ ۝

:turnover

کُل عمل پایه یا سُن پالس ساخت است.

نیاز برای سیلیکون ۱۰۰ میلی‌متری با قطر ۳۰ میلی‌متر و داشتن سرعت تراویح از آن بیش از ۵۵ هزار
زیرا سرعت انتقال سیلیکون باندازه سریع نوزاد است و با توجه به سرعت موسمود، سریع می‌باشد
است. سما وقتی خواهید سیلیکون را از سیلیکون عبور داده هرگز سریع از آن به اندازه سریع نوزاد
نمی‌باشد زیرا سیلیکون جذبی دارد. سریع انتقال سیلیکون بین دو قطب می‌باشد سریع نوزاد
است.

اگر مزون گنیم سرعت انتقال سیگنال بر سرعت نور برابر با CPU برابر با $GH = 5 \times 10^8$ است. سرعت CPU را بجز ترازن بسیار کرد زیرا سرعت انتقال سیگنال را من ترازن امراضی داد و با بد قطعه CPU را کاهش داد و سازند که قطعه کوچک را کوچک فرموده خواهد داشت و سرعت را بآسانی و مغزینه بسیاری بخوبی کردن قطعات به خاطر امراضی سرعت دستران عملیاتی (throughput) است زیرا هرچه قطعه CPU را کم کنیم سرعت امراضی هی نباشد.

تمامی ابعاد و میزان سریعه در طور متوسطه هر ۱۸ ماه یکبار سریعه نزد دهن دو برابری سریعه داده خواهد گرفت. ابعاد قطعات به نصف نزدست است. یعنی با کوچک کردن میزان سریعه را افزایش داد و حفاره ای سریعه دهن توان سریعه را بیشتر از سریعه نزد کرد و کسی تا ۱۰ مان نتوانسته سریعه سریعه نزد اگند داده باشد. میزانی که بیکاری رفت دیگرستی داشته باشیم. همان میزان تراویح سریعه بیشتر از ۲۵ cm برای CPB به قطر ۳ cm داشته باشید و برای افزایش سریعه سریعه باید ابعاد را کم کنیم و کوچک کردن ابعاد از نیمه جایی ب بعد مسائل خاص خودم را دارد. نکی اینکه تلفن‌لورای اخازه می‌دهد و می‌محلن است. مانند تراویح آن مواد کارزم برای ساخت را به دست آوردم یا نتوانم تجربه ای ساخت امکاری نمایم برای ساخت CPB کمک‌خواهی نداز دارم را به دست آوردم و عملای از سال ۲۰۱۰ به بعد اینکه سریعه ۲ برابر سریعه داده خواهد گرفت و موقوف شده و میزان تراویح به راضی ابعاد

را لجیوج کنیم و به همین دلیل اکنون دو تکرید کوانتوم مطرح است در ری حسابات کوانتومی کاری است ری خواصند کلاً مهاری را عومن کند.

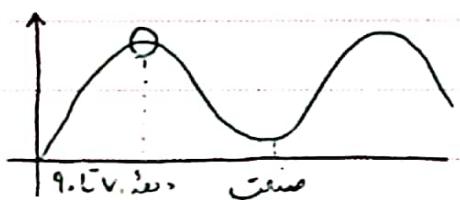
حالش دیگری هم وجود دارد. مفهوم کوبن کردن قطعات پریوری ترا و وجود دارد و دقت ابعاد را لجیوجی سیم مدیریت ترا سخت تری سود زیرا دستهای تربای بیشتری تولیدی کنند و نتیجتاً آن حالش جدی است و می‌باشد بزرگ Cooling است.

ما اینکی دست داریم روی سیستم کی تک پردازندگی کار کیان را انجام دیم و مدل تک پردازندگی را به پردازش موازی ترجیح می‌نماییم دلیل است که در دهه ۷۰ هزاری کی زیادی روی پردازش موازی سه‌بعدی از دهه ۹۰ به بعد روی پردازش موازی توقف داشتیم و از سال ۲۰۱۰ به بعد دوباره رو تکرید پردازش موازی مطرح شد. چرا؟!

زیرا توانستند در آن وقته ایجاد سه‌بعدی سخت افزار کی تک پردازندگی را به اندازهٔ ماضی قوی اسند و نوشتند سرتانده‌گی موازی به برآب سخت تراز برناهه‌گی نیز موازی سه‌بعدی سه‌بعدی و تیز برناهه کار به لیور سه‌بعدی موازی باید متساوی باشد و می‌باید راهیت کنترل خودتان داشته باشد. مسائلی ماسن بن سبت، ناچیز بگران، اینکه کدام پردازندگی کاری زد و تر عام شده و... و باید بداند این مبنی در اختیار کدام پردازندگی تراز دارد و همه اینها مدیریتی خواهد.

وقتی سه‌بعدی کارتان را دست یک سر بد همین همه تناقض با آن سه‌تقریباً است اما وقتی کار را دست سه بعدی بدهید صریح‌تر می‌باشد این نتیجه دارد و می‌توانیم می‌توانیم این مسئله داشته باشد و نسباباً نوشتند الگوریتم کی موازی دیده بودند که در آن سه‌بعدی سخت تراست.

در آن زمان تکنولوژی در تاون مور جوابی داد و اتراسی سریع را داشتیم و بعد سه‌بعدی وقفه‌ای رف داد.



۵ عددی کارکرد تحقیقات در مورد پردازش موازی

شیوه (۱-۲)

و تئی می‌خواهیم چنی تولیدی سیم در فاز اول تحقیقات می‌توانیم روی آن انجام شده و با اوچ نزدیکی می‌رسد و بعد تحقیقات از تئلر research افول می‌کند. سپس دوباره سرور دیگری دارد و از تئلر صفتی پیشرفت می‌کند معنی research در دانشگاه تمام شده و اکنون کار عملی در صفت رفعی دارد و صفت

سرعایی زیارتی کنند و دوباره این کار به این خود رساند. در تمام تکنولوژی کمپیوچر این معرفت است. رقیق در مورد TOE میگفت هر سیم روی آن تحقیقات زیادی انجام شده زیرا موصوف دلخیخت است و کم هنوز به نقطهٔ صنعتی آن نرسیدم و دستی به نقطهٔ صنعتی برسم دوباره رسدم کنند. در دیگر موارد کمی پردازش موازی و درست کمی تجزیه آن بسیار درجه ۷۰ و ۸۰ جایزه سده اند و اگر بر مطالب آن کمی تجزیه سده و اگر باز در مورد آن research اینتری انجام می‌شود دلیل ساخت امداد آن تولید سده و تبلیغ آن Multi core نه است. ده سال است که Multi core آمده است دلیل سه‌گانه این استفاده از کمینهٔ وزنی که برنامه‌ها پردازند ای ای است از سه پردازنده استفاده کنند و بقیهٔ پردازنده‌ها ALU بیلگار محسنتند.

پس تابه اینه کمینهٔ کار را در research در حوزهٔ پردازش موازی در دفعه ۷۰ تا ۹۰ انجام سده و وقتی کمی سردد افول می‌کند و در آن زمان سیستم کمی پردازند ای قوی تر سده و دوباره ادجیت سرینه در این سیستم کمی داریم و البته multi processor و multi core متفاوت است.

: multi core

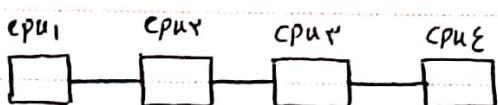
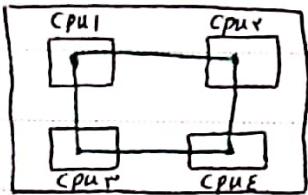
آخر کمی CPU حینه معنی داشته باشد

: multi processor

آخر دوی کمی main board حینه CPU داشته باشیم.

: Multi processor

آخر کمی main board داشته باشیم که دری آن حینه CPU کاملاً مستقل و بود داشته باشد، تو ان پردازشی کاملاً مستقل داشته باشند و واحد ALU (واحد محاسبات و منطق) و LLC (واحد منظر) دله دارند کمی دیگر بجز این دوی باشند و ترزا باهم ارتباط داشته باشند که ارتباط آن کمی ترازند حالت کمی مختلف داشته باشند bus، mesh، ... دیگر پردازشی موازی به صین انتقال این کمی ترازند ای هم مرتبه است دلیل اینها الگوریتم را دری کمی نوع انتقال (mesh) بتوسیله لزومنا روی انتقال Bus جواب می‌دهد زیرا نخواه آدرس دهن آن کمی متفاوت است.



شل (Shuttle) : (۲-۲) Multi processor

پس از مبارگه صفتی پردازنی موازی از همین جا سرچرخ می شود و سما بر مدل پردازنده را تارهای دیده ای نویسی کند. برای شل الگوریتم زمانبندی روی mesh با مدل سُت پردازنده ای استفاده است و پردازنی موازی چنین به استفاده پردازنده که مرتبه است.

پرسش:

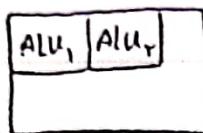
پردازنی موازی در کجا کاربرد دارد؟
در موارد کاملاً صفتی و ویندی و در مواردی که سرعت حملی با کامپیوتر داریم مانند پیش بینی آب و هوا و محب کی تظاهر. برای شل در پرداختی خواهیم بردی که آنرا امکان برداشتن در حمله هست باشد ۱۸ دستگاه سیار دیر انجام سُود هنری بی خوری و میسری معادله داریم وی خواهیم بردی که سُود این که *satisfy* و سُود یافته باشند. مبارگه در مواردی کاملاً است از اینکه کنم که تراویذ سریع و قبل از هر حیزی پیش بینی را انجام دهد. در عین زلزله باید محاسبات انجام سُود و بردی کنم که زلزله می سُود یافته و حداقل ۱ دقیقه قبل از زلزله باید اطلاع دهد وی این ۱ دقیقه بعد زلزله بتواند زلزله آمده به درد نکن خورد.

اولین بار در عین که هراسناسی و اقتیادی و موارد مُساوی از پردازنی موازی استفاده شد.

سبک بر این چنین گفته است که پردازنده چنین چیزی را که می تواند داشته باشد Multi processor سُت main board CPU دارد.

: Multi core

سُکه واحد سنترال دینزی ALU دارد که با ترکیب دویی یکی داشتند. در Multi processor واحد کی CU پردازنده که جدا و پردازنده که کاملاً مستقل هستند و کی در Multi core سُکه واحد سنترال داریم که چند واحد ALU را همچنان مدیریت می کند.



حُكْم دَوْلَةٍ : (۳-۲) Multi core

در حاسه در **multi processor** هر CPU واحد نترکی جدا دارد و CPU کاملاً مستقل هستند.

ساخت این کامپیوترا که حین تخصصی است و سرور کی هستند به در حوزه هوا سناسی استفاده می شوند و همینه هوا را ارزیابی می کنند و الگوریتم فقط برای هوا سناسی است و این سرور را بجز اهم برای صنایع نظاری استفاده کنن می کنند این است جواب بذوق و با بدیررسی سود که مهاری آن چنونه است و الگوریتم متاظر با آن مهاری را هر این کنن دلایل محیور سریع مهاری CPU را عومن کنن و بترا این کاربرد پردازش موازی بستر در حوزه کی فعال تخصصی است در **distributed system**, **multi computer** متفاوت است.

۱- انواع مدل کی پردازنده موازی

Multi core ①

Multi processor ②

Multi computer ③

Multi Computer

تعدادی کامپیوترا دور از یکدیگر داریم و سریام به شل خود اختار (autonomous) که خود را انجام می دهند. برای همان سه درست شبکه کامپیوترا هستید و کار خود توان را انجام می دهید و درین حال با شبکه هم در ارتباط نیستند. حالا می دهن است از نظر اصراری استفاده کنن که سه حق دیگری هم از آن استفاده می کنند ماتری دقتی که دو تمر از سایتی بليط رزو می کنند بنا بر این همچنان است بلکه بی رسانی می شود میان همکنن سود و سیستم کی توزیع سده محدود و محدود ای از کامپیوترا کست.

درین سازمان را جایی با هم مرتبط هستند و هر کدام از آن که می تواند با یکه ارتباط سست (loosely coupled) با سیستم دیگر در ارتباط باشند.

ارتباط سست یعنی ؟ سیم لای **Wi-Fi** و ... وصل هستند.

در پردازنده موازی **tightly coupled** یا ارتباط محکم (انقال عللم) وجود دارد و سه درین **main board**

طبق این کارکتار هم دارد و CPU که خارج هم نهستند و انتقال معلم دارند. چون کامپیوتر خاکه های رن باعترفت جا شن (heterogeneous) نهستند در برای مثال سیستم apple دیگری اندروید و ویندوز دارند. این که من توانند با هم حرف بزنند زیرا اول ذهنیه و بازیابی اطلاعات آن استفاده است. بنابراین در سیستم کی توزیع سده از سیستم کایه نرم افزاری به نام middle ware استفاده می شود.

برای مثال در VMWare می توانیم هر چنان چند سیستم عامل را با یکم داشته باشیم با دقت روی سیستم explorer داریم که توانیم با یک سیستم دیگر حرف بزنیم بدون آنکه کاری داشته باشیم. مهاری آن سیستم جلوئی است و می تواند اطلاعات را از روی آن بخواهد.

پس می از جالب است که ما در مورد سرگفت این است که نی توانیم حدود قدر رم خواهیم سرگفت پردازندگ را با یک سیستم و اثربرداری همین مهاری را انجام دهیم فقط شه راه فرمان مانند ربرای اینکه بتوانیم نزد محاسبه را با یک سیستم تابید از پردازندگی بیشتر استفاده کنیم و به همین دلیل حتی طبیعت است که از SIMD عبور کنیم و سراغ SIMD برویم.

SISD: single instruction single Data stream

SIMD: single instruction multiple Data stream

MISD: multiple Instruction single Data stream

MIMD: multiple Instruction multiple Data stream

مثال:

دو دستور زیر را در تظر بگذارید

ازن دستور که ۲ آدرس هست

ADD

x, y

MOVE

R_1, R_2

کو زبان اسلی داریم که دو و را با هم add کرده و حاصل را در x کی رم زند و در R_1 داشت. هر کند خرض کنید ممکن است ساخته ایم که عملیات آن به این ترتیب است.

در SIMD در هر کله همکو دستور العملی توانند روی کو data stream کار کند معنی دستی کی تویی Add

P4PCO

فنا ADD برای مجموعه ای مسُود
مُنال SIMD :

که زمین فوتیال با دوستم "اقره در تظریه دستورالعمل" بازی کنند در زمین فوتیال است.
بعد از ۹۰ دقیقه نتیجه که بازی مسُحون مسُود و آن SIMD بیشتر

مُنال SIMD :

دو زمین فوتیال داریم در هر دوستم "اقره بازی می کند" دستور "بازی کنند" می دیم سُرچ بی
بازی می کند و بعد از ۹۰ دقیقه نتیجه ۲ بازی را داریم دو جریان داده ای متغیر داریم و روی
که جریان داده کارمن کند دوستم "اقره روی که زمین" که جریان داده است.

ADD

و د x

z, t

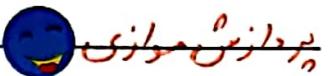
N, M

که x multiple data stream instruction دارد

که تراستاده و x را در زمین ۱، z را در زمین ۲ و M را در زمین ۳ می بود
جمع کنند در که واحد زمان سه کار انجام می سود برای انجام این کار ماید حین بردازنده داشته باشیم
و x را به پردازند $\textcircled{1}$ و N, M را به پردازند $\textcircled{2}$ بدهیم و شروعیم "جمع کنند"
بعد از اینکه بمهیات جمع انجام شده سه جمع همزمان به ما برسد و این SIMD است یعنی می
روی ۳ جریان داده ای است instruction

مُنال SIMD :

حین نوچاری مختلف (فوتیال، سلسلی، والیبال و...) داریم و حین زمین مختلف داریم می بوییم "بازی
را سُرچ کنند" که سمت فوتیال، سمت والیبال و... بازی می کند ساخت این بوییم "بازی
خان است". نتیجه حین بازی همزمان مسُحون مسُود



مثال: MISD

این مدل به ندرت استفاده می‌شود. در این مدل سه جریان داده‌ای داریم. سه رشته و مقداری افراد در هر یک حوزه‌یان باید هم فرستاً، هم واصل، هم بستگی‌ال بازی کنند. معنی هذیان که در درازه استفاده از سه طرف دیگر و ایصال بازی می‌کند و مُلّع بیماری است. در اینها چند نتیجه محاسبه‌ی سرود و محمل است. نتایج دوی هم بینند و overlap داشته باشند و نتایج قابل راهاب کنند.

حالس کی پردازش موازی:

۱) الگوریتم کی سه پردازنده‌ای را عنوان به راسی در حالت چند پردازنده‌ای بینم

۲) خود مسئله پردازش موازی است. وقتی سه پردازنده داریم سه کار را در A واحد زمانی تمام می‌نماییم. دو پردازنده داشته باشیم جایی تداخل دارند و نیز از آن ۳ باید دشی را موریت کنند یعنی هر دو می‌توانند را موریت کنند و Connection cost دهنند. میان ارتباطی (connection cost) این که سرعت دارد و آن دو پردازنده باشند زمان از A کمتر است. ولی یعنی غریب شود. اگر مقدار پردازنده که حملی زیاد سرود اهلان عن تو است کاری انجام دهدند و بینه سریع (speed up) می‌توانند.

$$S_p = \frac{t_1}{t_p}$$

در مثال زیر اثناه، سه تراکانی را در ۳ روز ریخته‌اند و وقتی ۲ تراک می‌شوند در ۲ روز اثناه را نه کردند

$$S_p = \frac{2}{3} = 2$$

$$6, \text{ اجاره سریع تراک ذفعه‌کمبل} = \frac{3}{12} = 1,6$$

قانون امداد (Amdahl law):

همسینه f در صد از بزرگ‌تر است که قابلیت موازی سُلُن مدارد. معنی سه و نیمی از کار رفست که عنوان شده است. چند قریب بیرون و خود تراک باید انجام دهند.

فرض کنید سه کار بزرگ دارید و اینها کار را می‌تران بنی امداد مختلف بخوبی کردند. سه و نیمی از آن

حصت که اول است تابلیت موازی سُن ندارد و کسری Fractions، از که حصت که تابلیت موازی

سُن ندارد بنابراین:

اگر $f \leq 1$ در صدی از بینانه باشد تابلیت موازی سُن ناگهان باشد speed up به صورت زیر محاسبه می شود:

$$S_p = \frac{t_1}{f \cdot t_1 + \frac{(1-f) t_1}{p} + \square}$$

S_p : معنی از می پردازند استفاده می شود

f : درصد رانفران موازی کرد و باید باشیم پردازند انجام سُود در زمان آن $f \cdot t_1$ است.

(\square): از کار باقی مانده تمارا است موازی سُود و باید می شود پردازند تقسیم سُود

\square : زمان inter connection cost time است. معنی برای آنکه بترانم پردازند که راهبریت کنیم و مقادیری که به دست آورده را با هم جمع و جوړ کنیم باعذیت زمان برای ارتباط بین پردازند که سان مردم

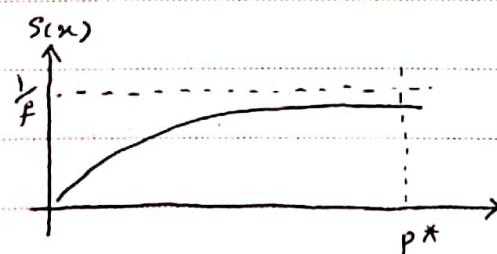
اگر عذرخواهی زمان ارتباط بین پردازند که نمایند \square به صورت زیر محاسبه می شود. در واقع ما باید معنای را ملحوظ بگینیم که این عذرخواهی حرفانه مقدار همچنان سُود

$$S_p = \frac{t_1}{f t_1 + \frac{1-f}{p} t_1} = \frac{1}{f + \frac{1-f}{p}} = \frac{p}{fp + (1-f)}$$

اگر اسم S_p را تابع $S(x)$ بگذاریم:

$$S(x) = \frac{x}{fx + (1-f)} \rightarrow \text{تابع همراه این}$$

$$\lim_{x \rightarrow \infty} S(x) = \frac{1}{f} \rightarrow \text{محبنت افقی}$$



شکل ۲-۴

اگر مقدار پردازنده که از زیاد گفته شده را نماین داریم دلایلی هستند که سرعت این مقدار را تغییر دهد اما این مقدار پردازنده که از زیاد گفته شده است این است که اثری در سرعت و speed up مقدار داشته باشد ترکیم بگذایم حینه برای سریع تر سرده و اینه تابون امداد است.

تابون امداد می تواند ممکن است $\frac{1}{2} \leq k \leq 2$ باشد و همچنان می تواند $k = 1$ باشد این مقدار نیز متراد است و سایر این مقدارها:

$$S_p \leq \min(1, p)$$

اگر مقدار پردازنده که در دست ای را فحیز زیاد سود خواهد داشت سریع باشید از این مقدار پردازنده بگذایی زیاد می سودد برای مثال این تقریب خواهد کاری انجام داد و باضم حرف هی زند.

پس چالس دیگر هم در فرمول امداد وجود دارد:

اگر مقدار پردازنده داشته باشیم با این فن خنک خواهد شد. اگرچنان دو پردازنده که هملاً می باید کنار هم قرار گذسند. خوبی اینکه پردازنده اول با A وات خنک خواهد شد و توان خنک کردن برای آن A وات است. دو پردازنده بخوبی می توانند بیشتر از $2A$ وات برای خنک شدن نیاز دارند. چالس جدی که در پردازنده موازی داریم بحث Cooling است و باید دنگ روزنامه وجود دارد و مقاومت لغزشی آن که طوری می شود که اینکه این تسدید روزی بیشتر دارند سینه های دو پردازنده ترکیب می کنند بیشتر از $2A$ وات است و $3A$ ، $4A$ ، ... نزدیکی از چالس کی بزرگ پردازنده موازی است این است که همچنان مقدار کمتر بترکیم پردازنده که را خنک نمی داریم. نه برای این است که همچنان سرور را در قطب شمال بگذارند.

راهنمایی این است که آن که را زیکر مایل در غنی خافن عبور می دند و حسم نمایند هم در روند فعل و اتفاقاً همچنان خود من را انجام می دند و هم درین حال چنین نیز همچنان خود شود.

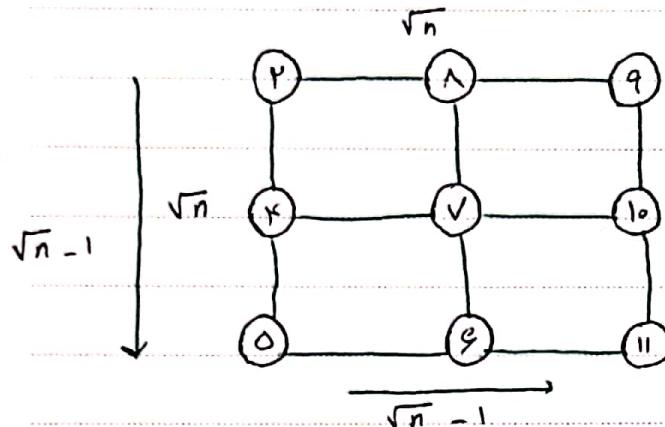
این که مسلسلان است در پردازنده موازی داریم و در بحث پردازنده موازی هدف این سنت که دو پردازنده داشته باشیم و همچنان است در ابعاد میانه صیغه بزرگ پردازنده داشته باشیم با در مکعب بزرگی نفذه به نقله آن پردازنده داشته باشیم و برای مثال صیغه به صیغه بیانید و پردازنده که جایگزین سریز دنبا برای نش کردن اینه که چالس جدی است.

تذکرہ:

در این درس مبحثی بعنوان مهاری پیرا زنده حظیوری است و پیرا زنده چلوون کنار حتم قرار دارد و سرینه اللو دیم کرا مطرحی نیم برای مثال اثر بسکن mesh کنار حتم قرار بگیرند سیسی الیو دیم معرفی شدند و ...

مثال:

بسکن زیر که 3×3 mesh است.



شکل ۲-۲: ۳×۳ mesh

می خواهیم عدد اراده جمع نیم را در پیرا زنده شامل عدد ۱۱ قرار دهیم پیرا زنده که مبنیه انسان هستند و دست حرکت دام از آنها که عدی داریم و نیاز برای آنها همکردام می تراست مستقلان کارسان را انجام دهند. اولین کار اینها است که می توانند به کسی سمت چپ حرکت دادند برای سمت راستی که ارسال کشند و لیو دیم بجای کسی را درین رسمه جو کنند و حاصل رابطه ستون سه ارسال کشند.

$$\begin{array}{ccccccc}
 & \xrightarrow{\quad} & & & & & \\
 2+8=10 & \textcircled{9} & & \textcircled{1} & & 10+9=19 & \\
 & \textcircled{10} & & \textcircled{2} & & & \\
 & \textcircled{4}+7=11 & \textcircled{11} & \textcircled{3} & \textcircled{5} & 11+10=21 & \\
 & \textcircled{5}+6=11 & \textcircled{10} & \textcircled{6} & \textcircled{7} & 11+11=22 &
 \end{array}$$

جمع اعداد سطر سه در ۱۹ است. سپس می توانیم اعداد درستون سه به سمت پایین ارسال و در هر سطر جمع شود و به سطر پایین تبدیل کرد.

$$\begin{array}{ccc}
 \textcircled{1} & \textcircled{2} & \textcircled{3} \\
 \downarrow & & \\
 19+21=40 & \textcircled{4} & \textcircled{5} \\
 & \textcircled{6} & \textcircled{7} \\
 & 40+22=62 &
 \end{array}$$

در واقع مهاری فا به این صورت انجام می شود.

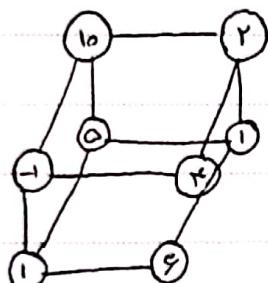
شُن د ۲-۳) مُنْتَهٰى بِشُن د ۲-۵) زمان بُسْتَری کارم دارد. زیرا اُن ۷ پردازنده داشته باشیم که پردازنده در سلسله ۷ که پردازنده در سلسله دارد. ۹ پردازنده داریم $9 = 3^2$ پردازنده در سلسله ۹ داشتم. انجام دهد.

$$\sqrt{n} - 1 + \sqrt{n} - 1 = 2\sqrt{n} - 2$$

۲-۲) جمع نیاز است تا حاصل در پردازنده شامل عدد ۱۱ قرار گیرد.

مثال:

شُن زیر معماری hypercube از CPU است.



شُن د ۲-۵):

برای جمع اعداد در این شُن به صفحه بایکایی گوئیم حدّد اعداد را به صفت پاسن ارسان کن. معنی در سریار ۵۰ برای حذف هی کنیم و هی گوئیم اگرین جمع کنید در نتیجه ۵۰ / جمع سُند و هی هی کی بایکایه پاسن آمدند و سپس هی گوئیم ۵۰ / اینه سمت به سمت دیگر برداشی و در باوره هی گوئیم جمع کنید و به اندازه هوعا زمان نیاز است زیرا ۵۰ هی زن، ۵۰ برا کم می سُوند و هیزنه ارسان راه در تظریه مُتفقین

نمایر این چنگی و هم است تهیله لوری چه باشد تا زمان کی هست پایه در دامنه انتخاب پردازنده که برای ما درهم است و بخواه انتقال، تعداد و تهیله لوری مورد استفاده آن که نیز و هم است. متهور از تهیله لوری ساختار کلی است و تهیله لوری علیق در باره ای است که اندازه برای آن و هم مُنتَهٰى است. معنی تا مله سما از من هم سُنت و اُنرین ما بایل وجود داشته باشد تهیله لوری هی بوده سن آن که بایل وجود دارد. در Network هم همین طور است و اندازه و هم مُنتَهٰى و ما اینجا دعستیم و دیگری آن سرد بنا و صمیم این ما کانال ارتباطی باشد که ایست هی کند و همکن است هیز دیگر که بیلومتر با هم فاعله داشته باشید.

سایه دوئم "پردازش افقی" زیرا طول آن که هم نسبت دلی شدن انتقال برای ما هم است فکر کنید:

پردازش موازی‌ی توازن امری است در order داشته باشد و سبب می‌شوند است که پردازش را چگونه اندک‌تر کنید.



جلسه سوم:

نام کتاب که درس من درس می‌دهیم introduction to parallel processing algorithms & architectures است. الگوریتم در نام کتاب ستان دهنده الگوریتم کی است که می‌توانیم در پردازش موازی استفاده کنیم و مهاری سه در نام کتاب آمده زیرا انتقال پردازش‌های سه برای ما هم است. بنابراین متناسب با انتقال پردازش‌های ما الگوریتم کی خاص خودم را معرفی می‌سینم.

part I: Fundamental concepts

① Introduction to parallelism

مفهومی پر موازی سازی

② A Taste of parallel Algorithms

مزه یا طعم الگوریتم کی موازی

③ parallel Algorithm complexity

پردازش پیچیدگی محاسبات دری الگوریتم کی موازی

④ Models of parallel processing

مدل کی پردازش موازی

- طوری که part در مورد:

- مکسیموم سهل ترمینولوژی Terminology اصطلاحات و مدل کی پردازش موازی است
- راجع به رسن کی ارزیابی و توانی الگوریتم کی پردازش موازی و مهاری کی مختلف است
- سه ملتبه بندی از انواع مسائل سفت ریاضی تا آن کی است که تابیت پیاده سازی توسله پردازش موازی را دارد.



chapter 1: Introduction to parallelism

در مضمون اول راجع به موارد زیر صحبت کریم.

۱) why parallel processing?

چرا پردازنی موازی؟

۲) A motivating example?

یک مثال انلیزسی از پردازنی موازی

۳) parallel processing ups & downs?

نقاط صاف و قوت پردازنی موازی

۴) Types of parallelism: a taxonomy

انواع پردازنی موازی

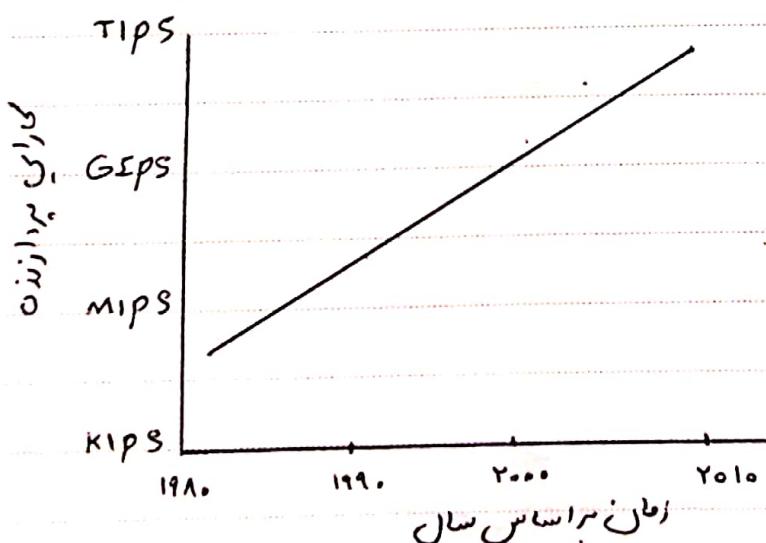
۵) Roadblocks to parallel processing

معانع موجود بر سر راه پردازنی موازی

۶) Effectiveness of parallel processing

محضه یا درست کن ارزیابی الگوریتم کی موازی دایرگذشتی الگوریتم کی پردازنی موازی را بین کمترین و بیشترین مقدار اینگذشتی آن را مشخص کند که برای سنتی ارزیابی نیاز داریم.

1.1) why parallel processing?



سلسله ۱-۳

حلبیه تبل را جمع به کلاک صحبت کرد و نتیجه زمانی که مینیم سرعت پردازند 386 MHz است یعنی تعداد سلکن کی نه بیانسی هستند و تعداد دستورات اتفاق که در ترازن انجام دهد این مقدار است.

Instruction per second : IPS

تعداد دستوراتی که ترازن در واحد زمان انجام داد را نشان می‌دهد

معیار IPS قوی تر از معیار تعداد سلکن است زیرا آنچه در سطح برنامه نویسی انجام دیدم است پس ما این معیار را عدم داریم و قیاس می‌کنیم performance پردازندگی ترازن از دهد 1980 ب بعد اتفاق جایی خواهد داشت که ما توائیستیم که در آمدی پردازندگی را به ترتیب پردازندگی دیگر در دهه 1980 سرعت که در حد $MIPS$ (معنی MIPS) بود و عرضی خلوت رفتیم به CPS (معنی CPS) و CPS (ترانزیت) رسیدیم :

$$MIPS = 10^6 \text{ IPS} \quad GIIPS = 10^9 \text{ CPS} \quad TIIPS = 10^{12} \text{ CPS}$$

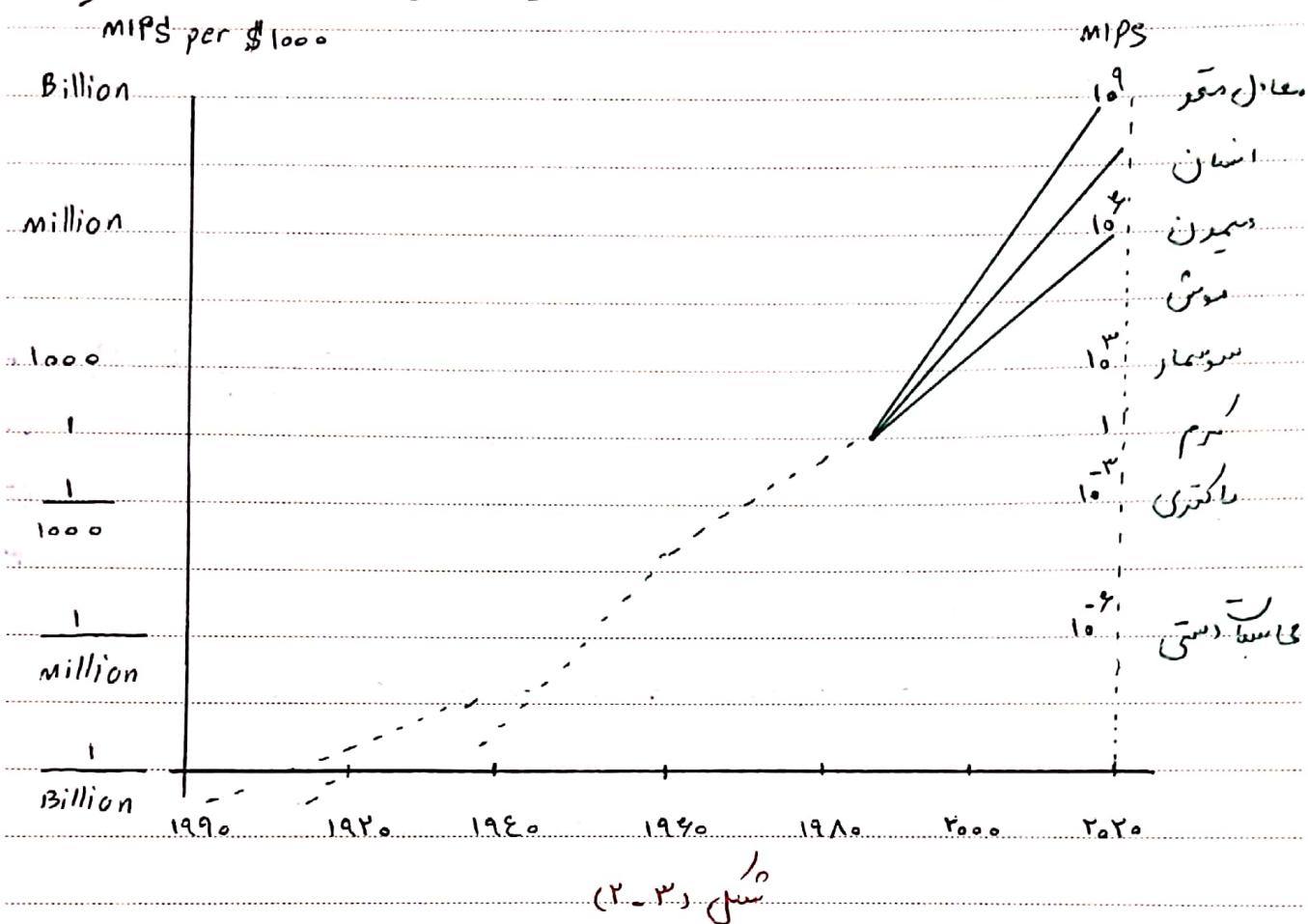
حلبیه تبل در مورد تابانون moore صحبت کرد و نتیجه در دفعه اخیر توائیستیم سرعت را حذف نهادیم دو سال کی او لیکه تطریم آمد که سرعت خوب بوده و به مقدار 10^{12} تراپسیدیم در تابان 1980 ب بعد از آن ترکیار سیم و سیم پردازندگی دیگر دیگر پردازندگی داشتیم و سیم دعلاف بعد از آن توائیستیم سرعت ترازن این توائیستیم باشد. با توجه به تابان مور داسته باشد. بنابراین طبیعی است که رویگردن این مقداری تغییر گذشت.

Evolution of computer performance / cost

در این محاسبه می‌توانیم فنرینهای ای سیم دیگر ای که بدست خود آدم سنت به فنرینه چه ترتیبی است در تابان $(2-3)$ محدودی فنرینه در واحد پردازندگی (1000) را نشان می‌دهد. نتیجه حاصل این است که تابان خود هر چقدر سرعت باهاست این توائیستیم چه اتفاق افتاده و راجع به سیستم که صحبت می‌کند و می‌توانیم این اولین ماده میمون که بردازد و سرعت حنی بی داشته و بعد ما توائیستیم به سرعت مقرر انسان ترکیب سوم و به سنت فنرینه ای ای سیم پیشرفت کردیم برای تابان تبل سرعت و همیزگی عجیب دغیریب بودیم ولی بعد آرام آرام راهی داشتیم و در سیستم کی جایی ترازنی پردازش جسته شده و به

پردازش مجازی

نسبت هنرمندانهای حفظ و ارتقا در میان افراد دارای توانمندی هنری بسیار نسبت به هنرمندانهای دیگر از این جمله است.



- The semiconductor technology roadmap

جی ای اس سی جی	۲۰۰۱	۲۰۰۴	۲۰۰۵	۲۰۱۰	۲۰۱۴	۲۰۱۶
Halfpitch(nm)	۱۴۰	۹۰	۶۰	۵۰	۴۰	۳۰
clock freq(GHz)	۲	۵	۷	۱۲	۲۰	۳۰
wiring levels	۵	۸	۹	۱۰	۱۰	۱۰
power supply(v)	۱, ۱	۱, ۰	۰, ۸	۰, ۷	۰, ۶	۰, ۵
Max. power(w)	۱۴۰	۱۹۰	۱۹۰	۲۲۰	۲۰۰	۱۹۰

دستی از سال ۱۹۰۰ تا ۲۰۱۶، ابررسی های سینمایی سرعت دستگاه (clock freq) از ۲ به ۳۰ اتارسین پیشنهاد می کند. (levels wiring) در اینجا راهنمایی از ۷، ۸، ۹ به ۱۵ به دسته است.

۱) ریسیده (حایله داده دارد \Rightarrow). اتفاقاً جایی در خود داده اینه است \rightarrow توان بحسب دلتا معنی power supply کم سده و سطح درست مدار کیان \rightarrow به حسب فاکتور تریست است (halo pitch (nm)). لکم سده دلخواه مدل کوچکتر سده و توان متری استفاده کردیم بحسب دلتا (7) اما بحسب دلتا (7) اثر بررسی کنیم همان توان \rightarrow تریست (Max. power) بیشتر سده دانه اتفاقاتی است \rightarrow باعند تکنولوژی دیپشِرت تکنولوژی می‌باشد.

۲) معیارگیری کارایی پردازنده :

۱) سرعت پردازنده

۲) تعداد مستورات در ساعت میانی یا FLOPs

Flops

Floating-point operation per second : Flops

واحد اندازه گیری کارایی CPU است

Flops چه نوع داده است \rightarrow دهن سناوری) است معنی بررسی هر سندر چه مقدار متوالد

عملیات floating-point انجام دهد. ساده‌تر باید حقیقت، جم انداد حقیقت و ... Flops معنی سر

معیار است زیرا ابعاد معنی محاسبات floating-point به مرتب سخت تراز محاسبات عادی

است. برای مثال ضرب عدد دویم

$$3.951 \times \boxed{ }$$

flops معنی چیز تا از اینه عملیات رای تراز در واحد زمان انجام دهد. Flops هم که معیار است

زیرا محاسبات اولیه در floating-point قاعده تراز همان بیشتری نیاز دارد که اینه باشد روی معیارگیری

(benchmark) خاص خودشان اجرا شوند تا بتوانیم آن را ارزیابی کنیم.

همان طور که تریست افراسی رسد پردازنده بر اساس IPS بسیت ترا IPS (TIPS) بوده است.

MIPS : 10^6 میلی

GIPS : 10^9 گیگا

TIPS : 10^{12} ترا

PIPS : 10^{15} پتا

قوانین ۳-۷-۳ تا با ۴۰ مرود.



• Why high-performance computing?

چرا کار دی جی اس بات برقی ما را هم است؟ چهاری خود یعنی محاسبات سریع تر داشته باشیم؟

سرعت بالاتر : higher speed ①

توان عملیاتی بالاتر : higher throughput ②

توان محاسباتی بالاتر : higher computational power ③

: solve problem faster > Higher speed ①

سرعت بالاتر ب چهار دلیل من خود دیگر نباشد. می سود مسائل سریع تر حل شوند

سرعت بالاتر کجا کاربرد دارد؟ در حالتی که ما با سیستم کی سرعت کار داریم که دارای deadline hardware و دارای deadline software.

: deadline hardware & software

در محدوده task که deadline hardware دارد و این در زمان تعیین شده اجرا شود عملیات انجام شده منجر به عواقب بدی می شود.

در سیستم کی real time دسترسی کاری به وقت ریلت (deadline) دارد و این در آن وقت انجام می شود. آن را می بینیم و دلیل در آن وقت انجام نشود و فتر و زمان بینیم deadline hardware است. دلیل این فرق از سود تماش بلند نیز و سود به سه تعلق نلاید deadline software است.

در پردازش کی ریندمی سه کاره ای که می توانیم داشت بازه و طول بازه و وقت تحول مسحون است. در آن بازه سه سود تماش را می بینیم که این از آن زمان تکرار مبادله صور روز و زمان بدهید یا از اصل پول تماش همی شود و همچنان است پردازش را از سه تبع نلاید و فتر و زمان هم بگیرند و نه تنها به سه پول نزدیکی توانند تمام پول که برآورده اند و فتر و زمان هم بدهید.

نمایانه نیاز داریم که سرعت بالاتری داشته باشیم و وقتی در ماره higher speed می شود دیگر این هستیم که متسنگ را ساده تر حل کنیم.

مسئلہ برائی deadline:

در soft مکانیزم برای انجام کار دارید و سریع سودی می سریع و اگر انجام نمکنید سودی دریافت نمکنید و فخر نہیں.

مکمل است و کار به سهی بھئی کار A را تا سی مزدا باید انجام دهید و ۵۰۰ توچان سود دارد، کار B، ۳۰۰ توچان، کار C، ۲۰۰ توچان و کار D، ۱۰۰ توچان سود دارد. سهی اگر بخواهید این کار ک را تا سی مزدا انجام دهید و وقتی آن کسی مزدا باشد سی اوکی کر A را انجام داد و ۵۰۰ توچان سود را خرید و سی کار B را انجام می دهید و ۳۰۰ توچان سود می خرید و کی کار کی بگذاری انجام نمکنید و سود آن ک را نظر قتیر.

در hard اگر تاسی مزدا این کار ک را انجام نمکنید مکمل است کار A دروزی ۵۰۰ توچان صفر، کار B دروزی ۱ توچان فخر، کار C روزی ۵۰ توچان و کار D روزی ۲۰ توچان از سهی فخر بلیغیری اگر ان کار ک را حفظ کنند انجام می دهید؟!

	A	B	C	D
سود	۵۰۰	۳۰۰	۲۰۰	۱۰۰
فخر	۵۰	۱	۱۰۰	۰

آن کار کی فخر بیشتری دارد را انجام می دیم (کار A) و کار A را اگر انجام دهیم سود بیشتری فخر بد می دهد و این کوئی مسئله زیستی نیست است.

(Solve more problems) Higher throughput ۱۲

معنی بتراپنی مسائل بیشتری را حل کنیں.

throughput در شبکه معمولاً به معنای لایندرهم است و کی اینجا به معنی تران بھلایت است.

higher throughput معنی باید بتراپنی بتراپنی بیشتر کاری را انجام دهید و توان معنی به جای آن ده.

کوئی مسئله را حل کنید بتراپنی چندین مسئلہ را انجام دهید، یعنی بتراپنی مسائل مسابقه را سریعتر انجام دهید.

اصحیت تران بھلایت زمانی است که چندین task سببیت بیلکن دارید و توان بھلایت احصیت خود را اینجا میتوان من دهد زیرا مکمل است سهی هر آن که را با هم اجرا کنید و می توانند از پردازنی مولازی استفاده کنند.

میتوانیم در مورد بازی فوتبال زدیم و نیز ارسال من بویید اگر چون مس سرچینیه با دامن ۷ سیلان در

پردازنده هایی

زمنی رامن مازی پر کند و در جایی دیگر نباشد همچنان با بیان در همان داستان و پرسپولیس در آن مازی کشید و همچنان سه مازی انجام می شود زیرا سه سه زمانه موتیاب اند و این رسم زمان نداشتیم عزت راسیت ۳ مازی همچنان امرا کنیم مثل اینه می خاند که ۳ عدد CPU داشته باشیم. نکه از کاربرد کی پردازنده های موزایی در تجزیه ارزش تراکنش (transaction processing) است زیرا تراکنش کی مسأله دهمچنان زیادی دارد.

۲۴. Solve larger problems (Higher computational power)

کسب محبت حنیفه و تم توان محاسباتی باهاست است. توان محاسباتی باهاست معنی مای فوایم بتوانیم مسائل بزرگتر را حل کنیم. معنی

۱) بتوانیم مسئله را سریعتر حل کنیم

۲) بتوانیم تعداد مسائل بیشتری را در واحد زمان حل کنیم

۳) بتوانیم اندازه (scale) مسئله را ارتقا دهیم و بزرگ کنیم

نکه از کاربرد کی آن در میان بین آب و هوای Weather forecast، است وی خواص آب و هوای را از برای ۲۴ ساعت بعد ببرای ۷ چهارته بعد پیش بینی کنیم. با به دنبال این دستیم بتوانیم مسئله را در ابعاد بزرگتر حل کنیم زیرا برای ۲۴ ساعت براحتی می توانیم پیش بینی آب و هوای را داشته باشیم وی می توانیم مسئله را در ابعاد براحتی ارتقا دهد.

محبت دسته بندی سوپر کامپیوتر که اینجا مطرح می شود. زمانی که محاسبات ما در مقایسه با بعد می نظریم سوپر کامپیوتر چیزی است که بتواند بی سیستم را از بی سیستم باهاست انجام دهد. اما این بی سیستم در مقایسه دوستی است که بدویم سوپر کامپیوتر چیزی است که بتواند بی سیستم را از تراشه باهاست انجام دهد. معنی توان محاسباتی آن باشد باهاست از سریع توان محاسبات ما باشد.

۲۵. دسته بندی Super computer

① uniprocessor

سوپر کامپیوتر است که فقط سه پردازنده دارد و نامپیوتر که پردازنده ای می تواند سوپر کامپیوتر را بسده آنند پردازنده توان پردازشی بسیار باهاست داشته باشد.

برای مُول Vector machine ماسین کی هستند که مترانه در اعداد باکاتری محاسبات را انجام دهند
برای مُول درجه ای RISC (معکو) Reduced instruction set computer دستورات پایه،
محنت اتماریان، دستورات بسیار ساده ای هستند در حالیکه درجه ای CISC حتی تراویند خوب را فهم
می کنند اما این میاده سازی کنند.

RISC: Reduced instruction set computer

CISC: Complex instruction set computer

در واقع پردازنده کی این در مورد آن کمیت بی کنیم Vector machine یا ماسین کی بردگی هستند
که سرعت نسبتاً بالایی برای پردازش دارند.

Multi processor ۲

چند پردازنده ای معنی تعدادی پردازنده داریم به روی motherboard بپلکش هستند و اینها
می توانند حافظه مشترک بعنی حافظه Centralized داشته باشند و عبارتی آنها باشد که همه به آن دسترسی
پیدا کنند و نباشند با این از shared variable استفاده کنند وقتی که پردازنده ای سراغ حافظه
رفت معلوم باشد از کدام ناحیه هاردی خواهد و باید تراویند حافظه آن distributed یعنی
distributed shared memory داشته باشند.

حافظه اسکرافی و distributed:

معنی ناحیه که مستقل از پلکش هستند و هر پردازنده ای بینه قسمت از آن معاود دسترسی دارد.

حافظه اسکرافی و Centralize:

معنی هر پردازنده بی تراویند حافظه با هارد مورد نیاز خود را به صورت مستقل داشته باشی تراویند که
حافظه مشترک داشته باشند لذا هر از آن استفاده می کنند.

Multi computer ۳

در Multi computer تعدادی کامپیوتر داریم از طریق سیم یا WiFi بهم مستقل هستند و ممکن تراویند باشند
که رکنید سیم در اینجا مترانه در ساختار سوپر کامپیوتر مکسری کامپیوتر کی کاملاً مستقل شده با پلکش
می شوند اند را بعنوان یک سوپر کامپیوتر در تکمیر بلندرید برای مُول سوپر کامپیوتر به آمازون در اختیارها

پردازنده موازی

تارداده سایت cloud با ساخت این فرودگاه دی پرسد CPU، سرویس و... چند خواص دارد.

جی تواینده میکه سلو بجزیره و به سی RAM، hard و... رام دارد.

infrastructure as a service

زیرساخت را به ساخت داد و سازی می‌نماییم امارات و نرم افزار است.

Service as a service

فقط نرم افزار دارد software)، اراد اختراع سایر از داد

: (MPP) Massively parallel processor

ما در Multi processor یا parallel processor از آن سرور کی است به قطب پهان و برم دیا از سیم عبور می‌نماییم. تعداد پردازنده کی روی کی board یا روی سیم مقابی مجموع کنار یکدیگر داریم در حد اکثراً یا بیشتر است بعین از ۱۰۰۰ پردازنده بباها است در حد همان ۲۵، ۳۵، ۴۵ عدد پردازنده همان سرور کی مجهوک هستند برای مثل سرور ۶۹ دو پردازنده دارد و مایند سرور کی نه بعنوان ماسنیز برای سبیت کردن استفاده نمی‌نماید.

The speed-of-light argument

ما فریدنیم که سرعت نور $\frac{c}{n}$ cm است و سلسله این فریدنده در حد c/n سرعت نور عبور نماید. اگر سلسله این فریدنده را برای اجرای یک دستور العمل حابه جا کنند زمان کاملاً برای آن c/n اره است بنابراین که این فریدنده دست می‌آوریم در حد c/n ps است. اینه باعث می‌شود که برای ما محدودیت ایجاد کنند و محدودیت سرعت و میزان ایجاد کنند و ما بازی به دنبال راصدار کی جایگزینه باشیم بنابراینها افنازه از سردن تعداد پردازنده یا cash کردن و یا مواردی شبیه بازی بازی سه کیم بازی محدودیت کنند.

نه از کار کی سرور کی انجام می‌نمایند cash کردن است

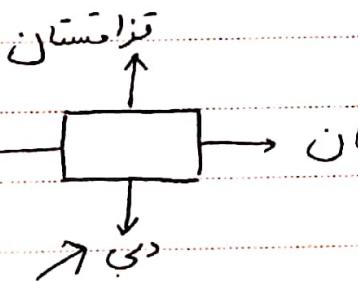
کردن چه از تواند سریع است پردازش را زیاد کند؟ cash کردن چیست؟

کاربرد کی cash یا بازگردان :

۱ برای مثال من سه معلم داشتم رم خواهم بسیار بزرگ کنم باید طبقه پاس داشتم دی خواهم مفهوم بازگردان کنم) و به خالق نیز بدم بزرگ کی امتحانی را بپاره و او بزرگ کرا می آورد و من صحیح می سفم درباره بزرگ را به خالق من دهم و او بزرگ کرا می برد و بزرگ کی بعدی را می آورد در این فاصله خالق خویش به حال منه CPU است زیرا بیان داشتم نابرابر اینه است که من این حلوکم میز بلذارم و میز نقص بازگردان و خالق به جای اینه سه بزرگ بپاره در همان زمان این سه بزرگ هر آورد من تواند تعداد زیادی بزرگ بپاره و به این عل Fetch کردن (رنشن و آمدن) این بودند وی تواند به جای اینه که راکتر را از کانال میور دهد حد کمتر تعداد که راکتری که می تواند را میور دهد خالق بزرگ کرا در این میز خیزد و من تند تند آن که را صحیح می نیم و دیگر وقتی بزرگ صحیح شد چون جا دارم این بزرگ کی صحیح شده را روی میز خواهم و به همین ترتیب بزرگ کی بعدی را صحیح می سفم و عمل آغاز من حالت فریمود یعنی از کادر برد کی بازگردان یا cash اینه است.

۲ کاربرد دیگر بازگردان سرور ک است.

خرفن کنید ما از روی Server X مطالب را از راه دوری خواهیم و امروز جنگی آمدند که ۱۰۰۰ نفر اینه خبر را از سرور آمریکا Fetch کردن و به سرور دی آمدند. برای مثال خبر از اندلس است که ۲۰۰ نفر ترسیم که فرد کسته شده اند و ایرانی که وکیل اهل اطراف دی داشتند اینه خبر را خواهند گذاشتند؟ ای شوید اینه خبر خواهند شد و گناه خودش اینه شد و دفعه بعد ای من دنیا خواهند شد خبر دستم دیگر اینه مسیر طوکانی را طی نمی کند من دانندگان Network ایران ۸ عدد gateway دارد من سه از backbone ایران که خارجی می شوند یک gateway بترسیم قراحتستان دی و یا کستان عورود.



شکل (۳-۳)

پردازش صراحتی

نایابانه سه خبری ممکن است از این راست دی خوانده شود و از تجربه هر سه کجا از فرمت f در سلسله ۳-۲-۱) تعریف شده است. هر تواند خبر را دری سرور خود من گذارد و این سه کجا نزدیک cash کردن است. باز هم برای اتماس سریع است.

نایابانه cash استفاده از حافظه برای نایابدن راندگان است.

سوال اول:

• why do we need TFlops or TF-LOPs performance?

برای نیاز داریم کاری سیستم کامپیوشن در حد TFlops یا TFLOPs باشد! معنی در هر ثانیه 10^12 دستورات عمل را بتوانیم اجرا کنیم. در این حین مسأله را معرفی کنیم که سایر دهد

و افعان نیاز است که این کار را انجام دهیم

مثال ①

Southern oceans heat modeling: مدل پُرهاي اقیانوس کی جزوی

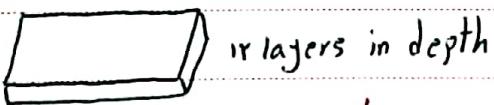
برای این پروژه معملاً آن را حل نمی‌کنند در زمانی که نویسنده باید 3×10^6 کیلو Flops در سر دور محاسبات انجام دهید (GFlop per iteration). زیرا این که کاری کاری هستند و این پروژه می‌تواند این محاسبات، انجام دهید باید 3×10^6 کیلو ترا Flops را در هر دور انجام دهید. نایابانه باید 3×10^6 GFlops در سر دور در 3×10^6 دور در هر ۶ ساعت برای محاسبات انجام دهید. این حاصل آن 10^{19} Flops است. لذا

کار باید در ۱۰ دقیقه انجام شود

$3 \times 10^6 \text{ GFlop per iteration} \times 300000 \text{ iterations per 6 yrs} = 10^{19} \text{ Flop}$

طبعی است که با کامپیوتر کی این امر داریم امکان این محاسبه در این زمان محدود را نداریم نایابانه نیاز داریم که سه این کامپیوتر را سه باشم که بتواند در این ابعاد محاسبات را انجام دهد.

8096 E-W regions

1024 NS regions 

سلسله (۳-۲-۱)

مثال (۲)

Fluid dynamics calculations

کل مسئله سیالاتی محبوط به دینامیک سیالات است. سه سه سبده ای دوست lattice سه بعدی $1000 \times 1000 \times 1000$ را در تظریه بلوری سپ نایابانه 10^9 نقطه دارد و مزون کنیه برای حساب آن بـ 1000 point حساب می‌نماید که صریح بر 10^{10} flop مایل است کار انجام شود.

$$10^9 \text{ lattice points} \times 1000 \text{ flop / point} \times 1000 \text{ time step} = 10^{14} \text{ flop}$$

10^{14} سه عدد بسیار بزرگ است و بجزئیات آن کاری نداریم وی خواهیم بگردیم در دنای حسنه می‌حسابت سلسله داریم.

مثال (۳)

Monte carlo simulation of nuclear reactor

مسئله سبده سازی هوت کارلو برای رآکتور هسته ای است. ابتدا "اذره track" (روی هر particle) داشته باشیم و بنویسیم برای 1000 اعدام escape آن را محاسبه کنیم سایر داریم 10^{10} flop است.

$$10^{11} \text{ particles to track (for 1000 escapes)} \times 10^4 \text{ flop / particle} = 10^{15} \text{ flop}$$

10^{15} می‌حسابیم است اما در آن می‌دانیم داریم و فیزیک سبده هم برای ما داریم نیست فقط خواهیم بگوییم چنین مسائلی واقعی وجود دارد که در آن Scale بزرگ، می‌سازیم را نیاز دارد.

در آن ۳ میلیون هدف سیان این است که محاسبات در Scale باید نیاز داریم. جزویت محاسبات در فیزیک و معادلات حل شده و ما را باید جا رسانیده و قدم نیست. گفتگم آن در میان (۱) محبت ای و محسته ای محاسبات باید در حد 10^{15} flop است. در میان (۲) محاسبات دینامیک سیالات، می‌سازیم در حد 10^{16} flop است و در میان (۳) محاسبه ترمیکی سطح از انتشار از می‌توانند Scale در حد 10^{15} flop است. نیاز داشته باشد. این که عدد کمی دنبیست اما می‌توانیم با کامپیوتر کمی موجود کمی محاسبه نیم.

پردازش موازی

آنلئه چاسیات در ما دقیقه با ادله موقع نگذ رنگا پی هنری ازان داشت من آید و اور داد
دقیقه بعد ماسد موقع نهی کند.

پرسنی:

ح تو اندر می اسپات باها را انجام دهد اما هن تواند رمز را بسیلدز . زیرا رسیده می اسپات رمزهای است و رسیده می اسپات
نه تنال گذشت است . معنی سه اینکه آنقدر پردازنده دارند که حن تواند اینه می اسپات را انجام دهد . همان کمی
ذکر رسیده تابل انجام است وی در میان میان هن تواند بگویند با اینه تعداد پردازنده رمزشدهست . هن رسیده و مایه به
بی ۸ زیاد حن رسیده عدد بالاتری ردد . دیگر سه با اینه تعداد پردازنده عدم هن تراشه رمزشده گفته ؟ اینکه
که ۴ دو حن به اندازه کافی نیز رسیده باشد و ۸ حاصله فنر دو دو دو دو = ۲۵ باشند .

: decentralized supercomputing

هان grid و است. grid سیستمی از کامپیوترهاست که مایل‌سیر در ارتباط دستند و هر دام از اینه کامپیوتر که خودشان می‌توانند بکامپیوترهای دیگر را از تراشه محیط می‌کنند Cloud را داشته باشند که از تعداد زیادی از پردازنده‌های بسیار قوی تأمین شده است که توان مایل‌تیریک Super super computer را ایجاد می‌نمایند.

برتری فرآورده است. مسکویه عنوانه از decentralized supercomputer در ۷،۱۴، ۲۰۰۶ مطروح شده که grid از ۵۰۰ دستگار مبتنی بر کامپیوتری است که بزرگترین عدد اول مرسن (Mersenne) یا در دافنچ ۲۳-امین عدد اول مرسن را محاسبه کرده و مسکویه مسئله ریاضی است.

: grid پریزو

تعدادی کامپیوترا را به سه گروه heterogeneous دسته‌بند و نامه باشند و power آن را متناسب با سرعت این نات لگسان نمایند و برای هر یکی از گروه‌ها قدرت قدرت می‌باشد.

۴۸۰ میانی مهندسی درون سازمانی متفاوت داشته باشند و از میرین سُو middleware میگذرد در ارتباط باشند.

مثال:

برای این توصیح درباره عدد مرسن من دیگم.

$2^1 - 1 = 3$ اولین عدد مرسن

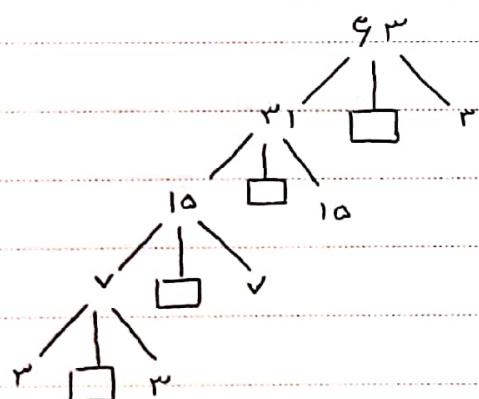
$2^2 - 1 = 7$ دومین عدد مرسن

مرسن بیست و که اول است \rightarrow سومین عدد مرسن

مرسن و اول است \rightarrow چهارمین عدد مرسن

:

ما پیشتر لفته سده ۴۳-ام را عدد مرسن اول را به دست آورده‌ایم دارای ۹۱۵۲۰۵۲ رقم است. پس عدد کمی که بخش ۱-۲۰ حفستند عدد مرسن من نامیم. از تظر الگوریتم این اعداد خنیه هم حفستند زیرا در حوزه الگوریتم اعداد ۱-۲۰ همیشه وسیله دارند برای مثال در حدود ۳۷۶ رقمی دو عدد ۱۳ رقمی در سنار و میکه عدد در دست افتاد. برای دقتی عدد ۳۱ رقمی را شنیم و عدد ۱۷ رقمی در کنار ویک عدد در دست از افتاد و به صورت ترتیب.



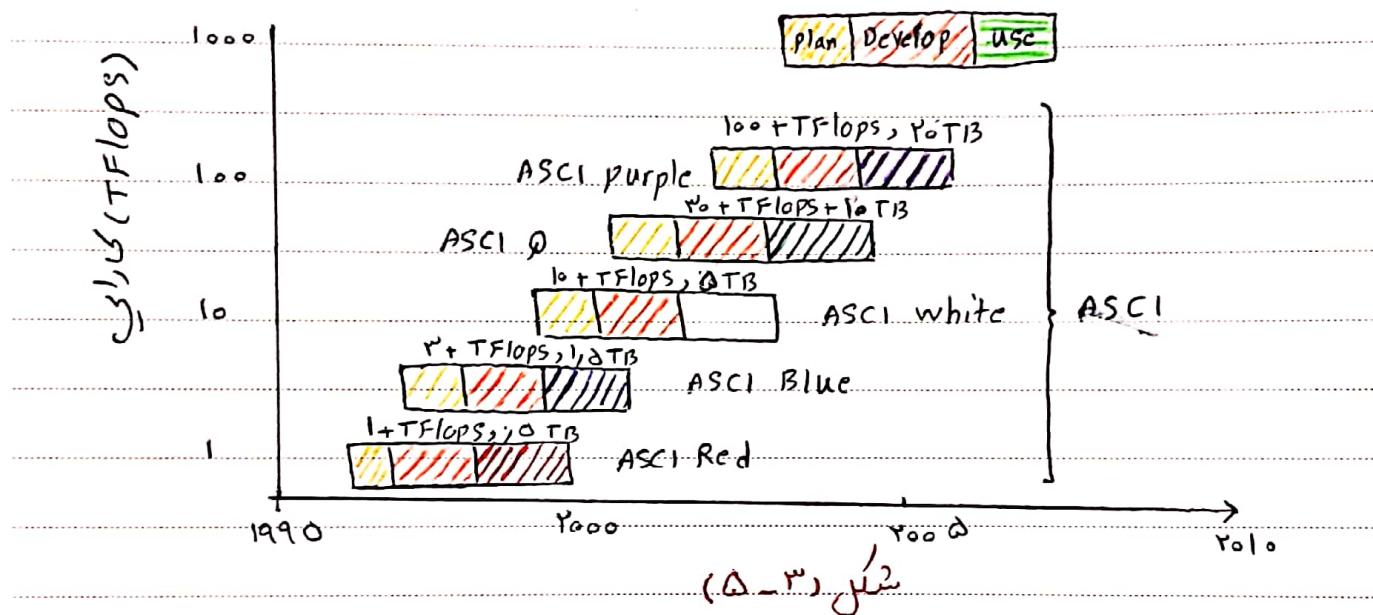
مثال:

۳۱ جعبه داریم و در هر جعبه کمینه عدد است و در ب جعبه کمینه است. هی خواصی بدینهم مذاق در ب جینه جعبه را باز کنیم که عدد داخل جعبه از عدد دو جعبه بجا درمی‌شود در صورت وجود ۱۷ تر بباشد که ای.

The ASCI program

جاتوجه به اینلده بحث سریع‌تر به نوعی در پردازشی ارزی است. برای پیش‌بینی کاری رود به دلیل خاطر دارتمان ارزی آمریکا روی انواع ماسیون کی مختلف سی تراند TFlops، ۱ داشته باشد ارزیابی داشته است.

ASCI: Advanced simulation & computing initiative



عنوداری سیل (۳-۵) راجع به رسیدگی سرعت (performance) بر حسب TFlops است. در حقیقت رسیدگی سرعت در ۱۰ سال ۱۰۰۰ TFlops رسیدم و سرعت در ۱۰۰۰ TFlops رسیدم.

$$1000 \text{ TFlops} = 1000 \times 10^{12} \text{ Flops} = 10^{15} \text{ Flops}$$

بنابراین در ۱۰ سال ذکر شده می‌سلسل نتایم در ۱۰ سال سطح این فناوری را محاسبه کنیم و می‌توانیم بحث محاسبات در آنکه هسته‌ای را داشته باشیم و غیره... بنابراین مجازی ارزی آمریکا که ترید می‌کند از این تطهیر نتایم محاسبات را در حد PFLOPS داشته باشیم.

The quest for higher performance

در این تکنولوژی ساخت سریع‌تر که در عالم سال ۲۰۰۸، ۲۰۰۹، ۲۰۱۰ آورده شده است.

(۲۰۰۵) IBM Blue Gene/L ①

۵ سی سی امپریو ۱۰۰ میلیون دلار با ترازن محاسباتی ۷۱ TFlops ارائه شد و سی ان ذنبرد دسیت آن ۲۸TB است

(۲۰۰۰) SGL Columbia (۴)

این سیستم زیر نظر ناسا ساخته شده و برای کنترل هوا و فضای ناسا استفاده شده و سرعتی به توانستم از آن تقریباً ۵۲ TFlops بوده را با ۵۰ میلیون دلار ساخته شده است.

(۲۰۰۵) NEC Earth Sim (۵)

توسطه سرعت آن Yokohama در این ساخته شده و سرعتی به توانسته بلند ۳۶ TFlops بود در حالیکه قیمت تمام راه آن ۴۰۰ میلیون دلار بوده است. صنعت این مسائل دشوار آن عدم توان خود را حتی بخوبی از سیستم کمی تبعیت نمی کند اما این امر این سیستم را با خود آورده این است که حافظه آن ۷۰۰TB بوده و سطحی که پیش از آن داشته است که چرا هفته های ساخت آن ۴۰۰ میلیون دلار شده باشد؟

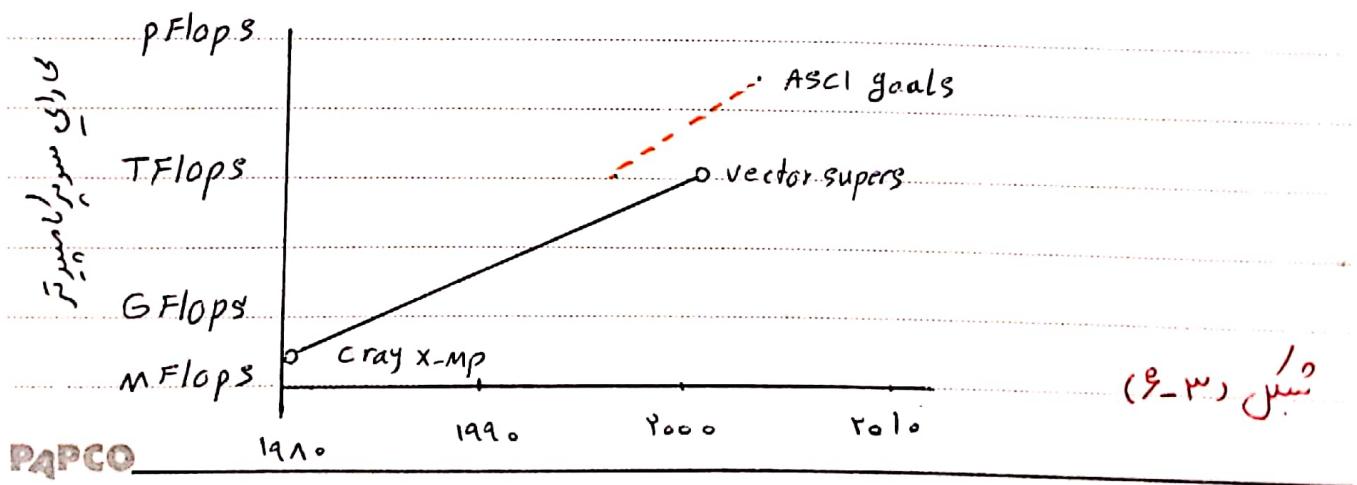
(۲۰۰۸) IBM Roadrunner (۶)

سرعت آن ۳۸ PFlops، و قیمت آن ۱۳۰ میلیون دلار است.

تذکرہ:

سخت افزار روز بروز در حال افزایش است چون تکنولوژی بعدی صنایع تکنولوژیی قبلی را خراب کرده.

Super computer performance growth



نمودار شش (۶-۳) راجع به سرعت سوپر کامپیوتر کمیت مرند اصلی ترین آن ASCII و مربوط به سرعت آمریکایی است، آن در حد PFlops ارزیابی می‌گردد و در حقیقت از نیمه جایی به بعد ASCII goals داهدافت (ASCII) مفروض است به TFlops برسد و در سال ۲۰۰۵ تا ۲۰۱۵ به عدف خود رسیده است. در سال کی اولیه معنی در ۱۹۸۰ کی میسیون Cray X-MP در حد MFlops می‌ترانسته می‌باشد انجام دهد سوپر کامپیوتر محسوب می‌شود.

• What exactly is parallel processing?

parallelism = concurrency

وقتی راجع به می‌باشد موازی صحبت مرئی سیم parallelism چه معنی دارد؟ اگر سهماستوانید بیش از نیمه کار را در نیم زمان انجام دهید parallelism است. وقتی راجع به موازی سازی صحبت مرئی سیم معنی این را می‌دانیم که همان بیش از نیمه کار در نیم زمان دارد. حول دخواست این موقوع مولتی‌تائی است، بامنانست بیفت اقراصی مربوط می‌شود. برای مثال می‌توان میان ۱) multiple ALU دخنده دارد حساب و منطق، داشته باشید. ۲) direct memory access DMA داشته باشید.

: DMA

در سیستم عامل ارنجینو ایم داده حتی بزرگی منتقل نیم دیاهار دیگری)، به صورت مستقیم می‌توانیم خارج از مذکوب بنز سیستم عامل و RAM با استفاده از CPU این کار را انجام دهیم بین ورودی و خروجی CPU این کار را انجام دهیم.

پن اینه مسائل به نوعی به (قراسی سرکت DMA)، استفاده از چندین ALU، وسائل نشتری، ... محدود می‌شود

وقتی راجع به بردازش موازی صحبت مرئی سیم یک چیز کی ناخود اینه به ذهنمان می‌آید دیگه احساسی درین اینه hardware و software آن به چند شکلی است. ارتباط بین این دو نیز امر اراده چه ترتیبی است و دستگاه چه شکلی باشد تا کار را نماید و مطابق با چه تعدادی محاسبه و انجام می‌شوند و اینه کمی کمی است، ما داریم.

• گام برداری موازی سازی:

- ۱) برای هنالی خواهیم فرب دو ماتریس را سریعتر انجام دادیم
- ۲) شکل زیر نیز کدی است برای ما محقق است
- ۳) این خارج حریت بعدی در سه مرتبه نیاز دارد تا حریت قبلی را ارزیابی کنند و سپه درست جلسید و بعد نتیجه محاسبات طوکانی تر دارد که پردازش موازی می تواند بسیار سریعتر کند.

• A motivating Example:

در ادامه یک مثال انتخابی مطرح می شوند.
ب خواهیم تماش اعداد اول کوچکتر از ۳۰ را پیدا کیم. در ابتدا ب خواهیم با شروع پردازش کیم، اینجا می دیم
از ۲ تا ۳۰، رالسیت می کنیم

Init	PASS 1	PASS 2	PASS 3
$r \leftarrow m$	r	r	r
m	$r \leftarrow m$	r	r
۴			
۵	۵		۵
۶		۶	
۷			۷
۸	۸		
۹	۹	۹	۹
۱۰			
۱۱	۱۱	۱۱	۱۱
۱۲			
۱۳	۱۳	۱۳	۱۳
۱۴			
۱۵	۱۵		
۱۶		۱۶	
۱۷			۱۷
۱۸			
۱۹	۱۹	۱۹	۱۹
۲۰			
۲۱	۲۱	۲۱	
۲۲		۲۲	
۲۳		۲۳	۲۳
۲۴			
۲۵	۲۵		
۲۶			
۲۷			۲۷
۲۸			
۲۹	۲۹	۲۹	۲۹
۳۰			

پردازش مرازی

اولین عدد اول ۲ است بنابراین تمام مقادیر ۲ را حذف می‌سینم (بایه شان ۳، ۴، ۵، ۶، ۷) در واقع ما روی صریح‌ترین اعداد کس نیلد و flag داریم به دقتی عوای حذف می‌صُرُد مقادیر این flag از ۱ به ۰ تبدیل می‌شود (reset). مقادیر ۲ حذف می‌شود بنابراین در مرحله ۱ pass بیچرخید و همین مقادیر در وقتی اینه در تمام سه اولین عددی از می‌سینم ۳ است دو خودمن عدد اول است و تمام مقادیر باقیمانده از عدد ۳ را حذف می‌سینم (pass 2) بنابراین در در بعد ۱۵، ۲۷ و بقیه مقادیر ۳ حذف شده‌اند؛ عدد بعدی به باقی خواهد بود ۵ است در مرحله بعد مقادیر عدد ۵ را حذف می‌کنیم مقادیر ۲۹ که برابر با ۵ و خود ۵ ای است و مرحله ۲ که ۲۹ را به عدد ۵ گزین و سد بنابراین وقتی ۵ را خام می‌سینم و سرانجام عدد بعدی خودم دیگر بازی تمام شده است یعنی اعدادی که در مرحله اکثر خواهد شد همه اول هستند. به لیوریت که برای پیدا کردن تمام اعداد اول استفاده می‌شود لیوریتم غربال می‌بریم.

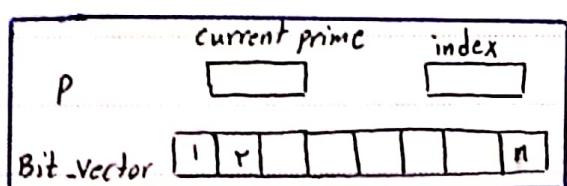
هر عدد مرتبی که سه در تظری بلیرید سه عامل اولی دارد که بزرگتر از رئیسه دوم آن نیست. به همین دلیل ترفندهای توانید تمام عوامل اول را بلیرید.

دوسن ذکر شده لیوریتم غربال از اینست. بی لیست از ۱۰ عدد اول برای $n=30$ به دست آورده و $5 = 30$ است در زمانی که لیوریتم حد نیات فشراب ده را تمام شد. تمام اعدادی که به دست آمده اول است اینه اعداد را بایس پیدا زنده به دست آوردیم.

• Single - processor Implementation of the Sieve:

سوال اینه است که اگر متعدد پردازنده ک را اضافه کنیم آیا تراویم لیوریتم را طوری تغییر دهیم که بتواند برای سین از سعی پیدا زنده کهار گند؟

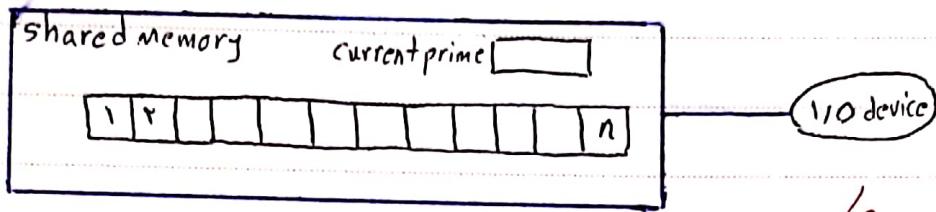
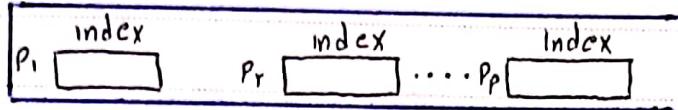
به بعد دست کی روی نازم وی خواهیم از تظری تئوری بررسی کنیم که آیا اینها بذیر هست یا نه؟ در اینه لیوریتم در حالت که پیدا زنده کی عدد اول پیدا کردم که مفهور بآن را حذف می‌کنیم. بی جعبه index یا سیچنر pointer index داریم که روی آن عددی است که این حذف شده یا اهان دوی



آن عدد دست که محلن است حذف شود می‌شود

control-parallel implementation of sieve

در مدل حین پردازشی هی توالید حین اینس داشته باشد و p_1 و p_r و ... و p_p داریم که p_i برای اعداد اول مفهوم است.



سلسل (۳-۸)

در موازی سازی در تابع موازی سازی داریم.

① Data-parallel

تالیف شده را موازی هر کس معنی برای مثال هر کویم از اینجا تا اینجا مفهود ۲ را من حذف می‌نمم و از فلان جا تا فلان جا را حذف کنم و در اینجا داده را موازی کردم معنی که کار است این همان حین تراجم می‌صدیم داده که را بن آدم کی مختلف توزیع کردهم انجام دهند.

② Control-parallel

حالی که الگوریتم را موازی نمی‌سازیم در این حالت الگوریتم را موازی نمی‌سازیم. برای مثال می‌توانیم ترکیب ۲ را حذف کن و توهینان مفهود ۳ را حذف کن و سماهیان مفهود ۵ و ... را حذف کن. معنی همان همان دوی همان داده مستر که باهم کار می‌کنند در ادامه راجع به این موصوف صحبت می‌نمیم.

فرض کنیم اعداد ما از ۱ تا ۱۰۰۰ است و فراهم تمام اعداد اول کوچکتر از ۱۰۰۰ را بودیم.

می‌توانیم A مفهود ۲ را حذف کن

B مفهود ۳ را حذف کن

C مفهود ۵ را حذف کن

اعداد اول را که داشتیم و فراهم قبیل را می‌سناشیم و بدین این اعداد اول را دست است. حتی اگر اونه

PAPCO

عدد اول را نشناشیم پیدا کردن آن را دست است زیرا ۲ اولین عدد بعدی هدف می‌شود است سپس اول قبلي آن ۳ است بعده باشه اجرای ادادی عدد ۳ وارد بازی خواهد شد. دوباره دستی از عبارت زیر را به حذف کردن اینم و را حذف می‌کنیم اولین عددی هم باقی ماند ۵ است همچنانی صفر اول است بعده با ناچله' خلی گم آنها اعداد به بازی برخته می‌شوند درینجا مراحتی من تراشید خوب نمی‌باشد از ابتدا اعداد اول بوقتی از ۱۰۰۰ را حشناشیم.

• Running time of the sequential / parallel sieve

	۱۰۰	۲۰۰	۳۰۰	۴۰۰	۵۰۰	۶۰۰	۷۰۰	۸۰۰	۹۰۰	۱۰۰۰	۱۱۰۰	۱۲۰۰	۱۳۰۰	۱۴۰۰
	۲		۳		۵		V		۱۱	۱۳	۱۷	۱۹	۲۳	۲۹

$$P=1 \quad t=1411$$

۴۳، ۲۹، ۳۱

۲			V	۱۷		
۳		۵		۱۱	۱۳	۱۹

$$P=2 \quad t=1411$$

۲														
۳			V	۱۷	۱۹	۲۹	۳۱							
۵	V			۱۱	۱۳	۱۷	۲۳							

$$P=3 \quad t=499$$

در حالت سه بردازندگی:

برای حذف صفت رب ۲ برابر ۱۰۰۰ واحد نیاز داریم زیرا اولین بزرگ باید ۱۰۰۰ عدد را بردازد و از همان ۱۰۰۰ صیغه داریم $\frac{1000}{2} = 500$. برای حذف صفت رب ۳ تا ترددی $\frac{1000}{3} = 333$ عدد زیرا $\frac{1000}{3} = 333$ است. برای حذف صفت رب ۵ تا ترددی $\frac{1000}{5} = 200$ و نزدیکی ای از عدد زیرا $\frac{1000}{5} = 200$ است. و بنابراین در کل total time = ۱۴۱۱ واحد عمل زدن داشتیم لذا نظر برداشتن دقیقاً آن را دیده و حسن می‌شود این delay را حذف بینی.

در حالت دو پردازندۀ ای:

پردازندۀ اول مقدارب ۲ معنی ۵۰۰ عدد را هم زند و مقتی پردازندۀ اول مقدارب ۲ را هم زند پردازندۀ دوم مقدارب ۳ را هم زند و ۳۰۰ مقدارب ۳ دارم و ۳۰۰ مقدارب ۱ هم زند پردازندۀ اول همیز در طال زدن مقدارب ۲ است. پردازندۀ دوم بیکار بین زند و بعد از آنکه مقدارب ۳ تمام سه مقدارب ۵ معنی ۲۰۰ ۱۰۰ مقدارب را هم زند در آنکه فاعله پردازندۀ اول مقدارب ۲ را تمام کرده و مقدارب ۷ را هم زند و اگر جمع زمان ۴ را حساب کنیم در مجموع بی ۷۰۶ واحد زمان نیاز داریم.

در حالت سه پردازندۀ ای:

پردازندۀ اول مقدارب ۲، پردازندۀ دوم مقدارب ۳ و پردازندۀ سوم مقدارب ۵ را هم زند پردازندۀ سوم کارمن زودتر روی مقدارب ۵ تمام می شود و بسته به مقدارب ۷ را هم زند و کار پردازندۀ دوم و سوم با هم تمام می شود. پردازندۀ دوم مقدارب ۱۱ و پردازندۀ سوم مقدارب ۱۳ را هم زند و در نهایت کل زمان ۴۹۹ واحد می شود.

پرسش:

اگر بجای سه پردازندۀ از جوهر پردازندۀ استفاده می کردیم از دیدن ناولتر پردازندۀ زمان حقدره می شود؟
اگر هزار پردازندۀ هعم بعذاریم خابده‌ای ندارد و زمان همان ۴۹۹ است. زیرا الگوریتم ما طوری است که مقدارب ۲ مابدی حذف می شود و اگر همیزام زودتر تمام می شود خابده‌ای ندارد. بنابراین هزاره بیان زمان ۴۹۹ را هم بیند و بهین خاطرازی جای ببعد اتفاقاً از دن تعداد پردازندۀ ۴ اینی ندارد.

پرسش:

ایندی پردازندۀ هزار زمان مقدارب اعداد اول را حذفت می شد تدلیلی (برای دسترسی) چیست؟

منی الگوریتم Control-parallel بود زیرا هم الگوریتم را موازی کرده و هر مقدارب را بینکه پردازندۀ دادید. چاهای سه مسلاحت وجود دارد که مقتی انتزاعی شاه می شنید آن را می بینیم و دارد یک پایه هماری نشدم. ایندی سه پردازندۀ مقدارب ۲ و دیگری مقدارب ۳ را هم زند و صردو به بحدیچ رسیده اند و هر دو من فنا عنده آن را حذفت کند و اینه اینمان پذیر نیست.

مدرس

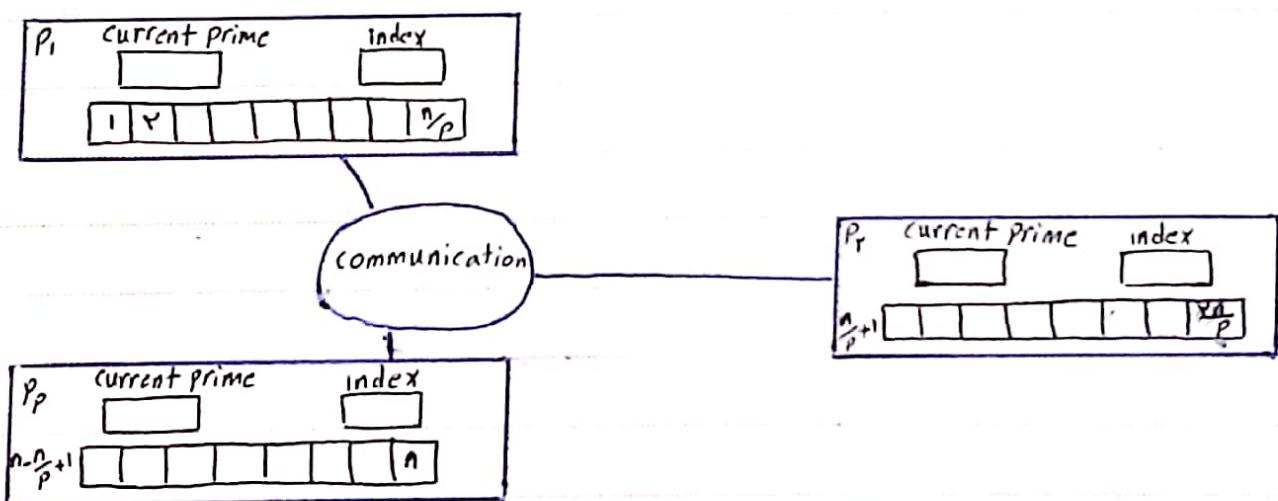
آنچه می توان نوشت عدد اول را π -بردازند و عدد دوم را π -بردازند دسته ایگام داریم این حالت control-parallel data-parallel نسبت

این درجتی که سُنّت مرئی در عمل صنان distributed system است. برای مثال می خواهید دنبال اسم نقش شود دید. ممکن است با ۲۰ هزار رکورد دارید و راه حل اینها است، که ممکن است از نسخه اولیه دنبال نقش شنید و ممکن است باید ... دنبال نقش تغیر داد تا بیندازد.

آنچه data-parallel است زیرا حد کاری را کسی تعریف نمایی نداری آن data انجام می دهد و از همان ۱۵۰ لیست در اختیار سیستم است ولی در موازی سازی الگوریتم از همان ۱۵۰ لیست در اختیار سیستم است و برای مثال سه فقط صفات را حذف می کنند.

در حالت data-parallel وقتی که سمت راست اختیار بردازنده می نذاریم می توانیم کلاً اعداد اول این سمت را بیداشتن

- Data-parallel implementation of sieve



$$(9 - r, \sqrt{r^2})$$

۸ داده را بین ۳ پردازنده تعمیم می‌کنیم از ۱ تا $\frac{2}{3}$ به سه پردازنده و از $1 + \frac{2}{3}$ تا $\frac{2}{3}$ به سه پردازنده بعدی
می‌دهیم. از $1 + \frac{2}{3}$ تا $\frac{3}{3}$ به سه پردازنده بعدی و ... هر پردازنده‌ای باید در تابع خود مسُّ تمام ایداد اول
هستا طرس را پیدا کند و وقتی پیدا کردند با استم جمع می‌کنند و کل اعداد اول کوچکتر از ۸ را به دست می‌آورند.

دانستجو:

در حین پردازندۀ ای حوزه توأم بین پردازندۀ توزیع کننده زمان را نمایم.

استاد:

در سیستم توزیع صدۀ به صنین روبت سر پردازندۀ ای حافظه کامپیوتر مستقل خود را دارد.

دانستجو:

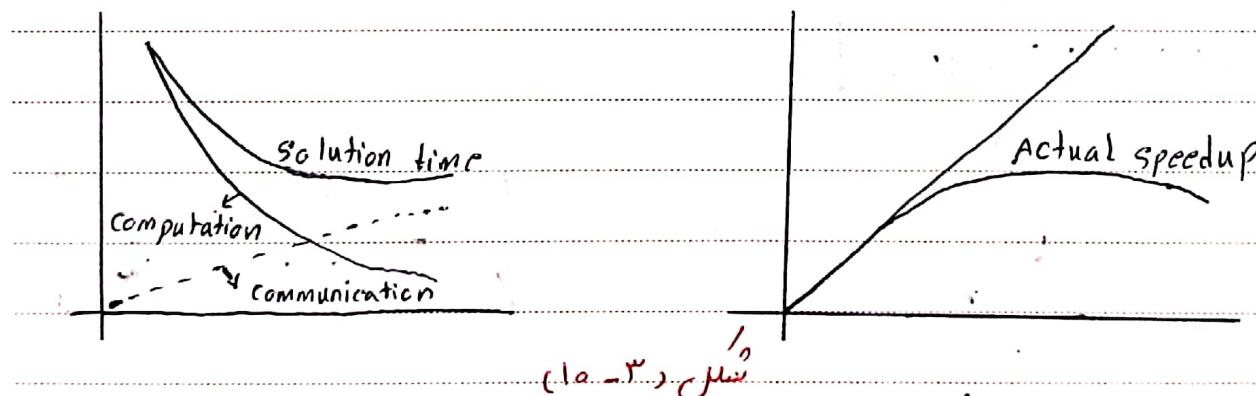
چون خانه ای ادار اول در پردازندۀ اول مستقر است که پردازندۀ اول زودتر تمام می شود.

استاد:

باشد sync کنیم. در پردازندۀ اول اعداد آن کوچکتر هستند و محاسبات آن سریع تر انجام می شود و پردازندۀ دو هم زمان بیشتری می شود اینه خاتم است و در Control-parallel data-parallel اینه بونه بست.

بعضین خاطر کشی communication داریم اما هر وقت که پردازندۀ تمام سود بگیری آن اطلاع من دارد و آن sync می کند و sync گردن بعضی دلیل است.

• One reason for sublinear speedup: communication overhead



در حوزه هندسی ابتدا سرعت ایندیکاتوری زیادی می بود تا تحقیقات در حوزه ای قوی سود و قی در research با کامپیوتر و زمانی که بن مایه کی اصلی آن حوزه رسیدم آرام آرام تحقیقات در آن حوزه کم می بود و صفت وارد کاری سود و سردر بر بساخت هر کند و وقتی که دستگاه multi core شد از ۲۰۰۵ بعد مطلع سود ام تحقیقات باندازه ایافز در این حوزه انجام شده و حالا صفت جرات و سند وارد اینه حوزه سود و سروی بساخت سخت افزار در اینه حوزه هر کند و بعد دوباره تحقیقات اوج گشید و دوباره تغییر کرد و ایندیکاتور کامپیوترا کی کوانتوم حالتی منتهی اینه کامپیوترا کی سرند و در اینه حال که صفت کامپیوترا کی



خودسُ را هر سازد نینم شاهر سه به ما میتوتر کسی کو انتظار می‌دازد.

جلسه هشتم:

در جلسه بیل تا گیت الگوریتم غربال سُروریم و یعنیم خواهیم اعداد اول کوچکتر از ۳۵ را پیدا کیم. الگوریتم غربال می‌نویسیم: $\frac{35}{5} = 7$ است پس تا ۷ اعدادی دارد. یعنی روی اعداد اول کوچکتر و مساوی ۷ عملی انجام می‌دهد.

۱) اول نیست پس از ۲ شروع می‌کیم. اولین عددی به در لیست می‌بینم ۲ است پس به صورت پیش فرض ۲ اول است. بنابراین تمام مقادیر ۲ را حذف می‌کنم یعنی ۴، ۶، ۸ و ... را حذف می‌کنم. پس در در اول مقادیر ۲ را حذف می‌کند و اولین عددی به باقی از مانده ۳ است و ۳ را به عنوان عدد اول در تظریم می‌نویسد و مقادیر ۳ را حذف می‌کند. معنی از مقادیر ۳ مانده همکن است قبل حذف شده نباشد. جلویی می‌خریم اینه عدد قبل حذف سده است؟

روی عددی کسیه رکوردی در تظریم می‌سازیم ۲ مقدار است کی خود عدد و سری کسی flag یا mark می‌باشد. این دو عدد آن عدد قبل حذف سده است می‌باشد. mark عدد بیل از حذف برابر با ۱ و وقتی حذف می‌شود برابر با ۰ است. پس در در اول mark تمام اعداد زوج هم می‌شود و به صورت پیش فرض در ابتدا مقدار mark همه اعداد ۱ است.

در در دوم مقادیر ۳ حذف می‌شود و مقدار mark در بروایه عدد ۴ برابر باشد است و با آن اماری نزارد و سرانجام عدد ۹ می‌ردد و آن را از ۱ به ۰ تبدیل می‌کند و به همین ترتیب تا آخر اعدادی دهد و تمام مقادیر ۳ را حذف می‌کند و اولین عددی به باقی از مانده است و تمام مقادیر ۵ را حذف می‌کند و به انتها می‌رسد. دلیل بازی تمام است وقتی سر ۷ می‌رسد تمام اعدادی که دارد اول هستند و تمام اعدادی که آن ۱ است اول هستند. این الگوریتم است که اگر نون روی کسیه هر دازنده اجرای می‌شود.

۲) چنین برای موازی سازی در دو شیوه داریم:

Data-parallel

Control-parallel

در حضور Control-parallel بخواهیم الگوریتم را موازی نسیم بینی دو راقع الگوریتم باشد ملودی نارکند که به جای ایند سه CPU مجموعه به حذف کردن کند چند CPU بتوانند میزان حذف را انجام دهند.

ماچ نویم راجع که در حالت Data-control-parallel معرفی شده نسیم این است که می‌دانیم در هر مرحله عدد اولکان کدام است یعنی current prime مسحون است و می‌دانیم چه حیزی را حذف می‌کند اینه در حالت تک پردازنده‌ای است.

در حالت چند پردازنده‌ای ساختاری نداریم استفاده از چندین پردازنده به جای سه پردازنده است و در راقع index عدی هم که حذف کردیم برای سه پردازنده‌ای آن مسحون است یعنی معلوم است که روی چه عددی است و کجا را دارد حذف می‌کند.

حافظه را چگونه به استراحت می‌نماییم؟

محدودیت کی که در سیستم عامل داریم برای مثال دو پردازنده همان نزدیک تر است وارد حافظه می‌شوند و اینجا در تظریم و اسلام الگوریتم را در اینه آن ترین حالت محلن در تظریم و می‌دانیم که همان دو تعریف تراسد دسته‌ان را در سه کاسه کشید و ماست بردازد و باید اولی و سیس بعدی برداشی کنیم اینجا فرض کریم اینه اتفاقی می‌تراند بیفتند نایابانه محدودیت سنت اهراری را حدیثی کاظم نکردیم

ب خراهم بیشتر اینه در حالت ایده‌آل چه اتفاقی می‌افتد:

* اثر از سه پردازنده استفاده نسیم:

نفرن کنید اعداد از ۱ تا ۵۰۰۰ است و می‌خواهیم تمام اعداد اول از ۲ تا ۵۰۰۰ را به دست آوریم دقیق شنا از سه پردازنده ۳ استفاده می‌کنیم که می‌شود و بازی اینه طوری است که مفارب ۲ را حذف می‌کنیم از ۹ تا ۴۹۹ زمانی است که برای حذف مفارب ۲ کازم است ($\frac{5000}{500} = 10$). فرض کردیم ۱ واحد حذفیان با یکدیگر برایست سه مفارب ۳ را حذف می‌کنیم ($\frac{5000}{333} = 15$). تعداد مفارب ۳ برابر با ۳۳۳ است و زمان آن از ۵۰۰۰ تا ۸۳۳ است.

پیش مفارب ۵ را حذف کنیم اگر به ساختار توجه ننماییم و تا آنرا به ۱۴۱ واحد زمان نیاز است
اگر حذف هر مفترب را کنیم واحد در تکلیر بگیریم
سما وقتی مفترب ۳ را حذف کنید وقتی به ۶۰ من رسید تبلیغ مخوان مفترب ۲ حذف شده داشته باشد
برای بررسی mark آن در تکلیر ترکه هر سود و کمک دارد زمان می برد

حالات : control-parallel

* اگر از دو پردازند استفاده ننماییم :

پردازند اول مفترب ۲ و هم زمان پردازند دوم مفترب ۳ را حذف کنیم و پردازند دوم زدتر تمام
می سود نباشند بعد از آن مفترب ۵ را حذف کنید و به ۲۰۰ واحد زمان نیاز دارد و پردازند دوم
زمانی به ۵۳۳ من رسید کار پردازند اول در ۵۵۵ با مفترب ۲ تمام شده و سرانجام مفترب ۷ رفت
است ولی آخر در زمان دو پردازند به ۷۵۶ واحد زمان نیاز دارد.

* اگر از سه پردازند استفاده ننماییم :

اولین پردازند مفترب ۲ را حذف کنید و به ۵۰۵ واحد زمان معنی از ۵ تا ۴۹۹ نیاز دارد. پردازند
دوم مفترب ۳ و پردازند سوم مفترب ۵ را حذف کنید مفترب ۷ زدتر تمام می سود و نباشند
مفترب ۷ را حذف کنید. پردازند دوم بعد از حذف مفترب ۳ صفات ۱۱ را حذف کنید و ای آخر
در زمان کل ۴۹۹ می سود.

پرسش :

اگر تعداد پردازند ۴ را از ۳ عدد بیست کنیم چه اتفاقی می افتد؟
همین زمان می خاند زیرا پردازند اول خود می به ۵۰۵ واحد زمان نیاز دارد.

نباشند پردازش موازی اینه صفات را نظر دهد اگر سه تعداد پردازند کنید همین زمان هست و سود
زیرا ما انتگریت را موازی نمی کردیم. سه پردازند مفترب ۲ را حذف کنید نباشند همین صریحه تعداد پردازند ۴
را بیست کنیم نقطه حجم کار تعیین پردازند هست و سود در دایتع زمان عالی ۵ پردازند ۴ بیست مر سود
در حال لینه های داریم ای خواهیم استفاده بینه از تعداد پردازند که داشته باشیم.

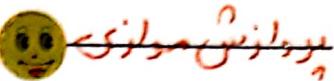
به اینه و دسْ Control-parallel و یعنی الگوریتم را موازی می‌سم
معنی الگوریتم همان سُعی پردازنده می‌بوده مقدار ۲ را حذف کن در دسته ۳ می‌بوده مقدار ۳
و حذف کن در ناید روی آن که مدیریت داشته باشد. نظر کدام از این پردازنده که روی عددی که حذف
کرد که سُعی index دارد. هر جزء ما مسائلی مانند ناصیحه برای داریم رعیت کنی که در سیستم عامل داریم
و در ذهنی داشت و قی خواهیم آن را باید سازی کنیم با اینه این حالت که مواجه می‌شوند دی اینها تکلا
مسئله را اینه آن در نظر گرفتیم در حالت ایده‌آل هم هم زیرا نیم تعداد پردازنده که را از سَه عددی سیستم کنیم

ما دو شاخه باز نیم دلخیتیم برای موازی سازی در مسیر داریم. یعنی Data-parallel و دسته‌ی داده Control-parallel
که دسی کی موازی سازی می‌شوند.

حالت Data-parallel:
کل الگوریتم صنان است و معنی سُعی الگوریتم است دلی داده را موازی کریم

که لیست بزرگ داده و خواهیم دنال اس نیم فیزی حبیب زاده نیم خرقن کنیه هیچ ترتیب الفبایی
دی اینه لیست نیست یا data structure مدوی وجود ندارد که بتواند مدیریت کند و عضوی
برایه هنلا ساختار دیلیستی بده دست آورد و داده که در هم چشم خستند وی خواهیم دنال اس نیم فیزی
حبیب زاده بلودیم. لیست بزرگ است و تعدادی آدم داریم که تراست اینه کار را برای ما انجام دهند
که ترا نیم حسبیم و هر سیستم از لیست را به کیه نظر و آندر آن کنیم (از اینجا تا اینجا تو بزرگ...) و الگوریتم
روی تمام پردازنده که بسیار سُعی دلخیتیم را موازی نیم داده را موازی کریم و با اینه
حالت data-parallel می‌شوند.

همن است بخواهیم دنال ۳ اس نیم بلودیم دلی دلیم در وقتی اول، نام فیزی حبیب زاده و در وقتی دوم
دفن سعیدی و در وقتی سوم نام حبیب آمد است. می‌خواهیم پردازنده اول دنال فیزی، پردازنده
دوم دنال دفن و پردازنده سرم دنال حبیب بلودیم. در اینها همین است که از پردازنده که نام موردنظر
را زدتر پیدا کند و باید حبیب کند آن دو پردازنده بعض اس اسی را پیدا کند و کار که تمام شد نتیجه را اعلام کند
در اینه مدل که coordinator می‌خواهیم یعنی کسی را من خواهیم که بتواند مدیریت کند.



پردازش مولازی

پرسش:

آیا در درس قبل صمیمی coordinator نیاز بود؟ برای این سوال پردازندۀ سوم از کجا بفهمد داده‌گشی دوی مفهارب ده را پردازش کند؟

ما حالت ایده‌آل را در تطریح فرمیم. در حالت اینه ایده‌آل پردازندۀ اول مفهارب ۲ را از زند و اولین مفهارب ۲ از زند است داده‌گشی دهد که باقی حافظه است ۳ است و ۳ را از زند اولین عددی که از زند ۶ است داده‌گشی ۶ را زده است داده‌گشی دهد بلطفی مانند است و عدد اول اتوماتیک با مانعلهٔ حنلی کم مساحت و سریع دلی اثربخشی اینه ایده‌آل شاهکننده درست است و اینجا حنلی نیاز به coordinator نداریم و آنیه mark باقی حافظه را از تراشه میریخت کنیم.

ولی در data-parallel communication داسّتۀ باسیم و بازیم چنین باشد تابتواند coordinate کند و تواند ارتباطات را در تطریح بگیرد.

نایابانه اثربخشیت ما ۷ باشد و می خواهیم دنبال سه عیوب مساحتی مفهارب را حذف کنیم پس پردازندۀ جدایمانه تمام مفهارب مردود به حذفی را باید حذف کند. آنیه کدام پردازندۀ داشته باشیم اول ۳ و بعد ۳ و... را باید حذف کنیم راجه اسی مساحتی عرضه نماییم که در اینها داده ۴ را پردازندۀ دسته‌سندی کردیم. لکنون می خواهیم کار انجام سریع پردازندۀ باید بقایی master-slave داسّتۀ باسیم و اینجا master-slave است. باید مفهارب ۲ را حذف کنیم.

داده داریم و می خواهیم بن ۴ پردازندۀ تقسیم کنیم به پردازندۀ اول از $\frac{1}{4}$ تا ۱ را از دهم. پردازندۀ دوم از $\frac{1}{4}$ تا $\frac{1}{2}$ را ای دیم و پردازندۀ سوم از $\frac{1}{2}$ تا $\frac{3}{4}$ را ای دیم و در اینها داده ۴ را پردازندۀ دسته‌سندی کردیم. لکنون می خواهیم کار انجام سریع پردازندۀ باید بقاییم.

پردازندۀ اول می تواند ۲ را بزن و بعده می تواند ۲ را حذف کند. به طور معمولی پردازندۀ

اول سریع‌تر از بقیه پردازندۀ است چون اعداد از $\frac{1}{4}$ تا ۱ بخوبیتر از اعداد از $\frac{1}{2}$ تا $\frac{3}{4}$ و... است و به طور طبیعی پردازندۀ اول کاری زدن تراجم می سردد و قبیر می کند تا همه پردازندۀ باید انتظاری بسند در Sync سویند و مایه عمل sync داریم اسی به Multithread programming انجام داده باشد حداقت اینه باید جواب که sync کند. وقتی مفهارب ۲ حذف شد می تواند ۲ را حذف

کمیست. در کایل master application خود به همه املاع من دهد که همه متغیر ۳ را حذف کنند و بعد از حذف متغیر ۳ اولین چیزی که ماند نه است دیگر بوده متغیر ۵ را حذف کنند... تا آنکه باید پسین برود و روی اولین عددی که کوچکتر و مساوی ۱ + \sqrt{n} است ($\frac{n}{\sqrt{n}}$) کمی استید. یا به طور تقریبی روی کمتر از \sqrt{n} است و به اولین عدد اولی که کمتر از \sqrt{n} است وقتی رسید آن را حذف کنند و بعد دیگر ادامه نمایند و اینها مالت را data-parallel می‌توانیم.

در سیستم کم توزیع شده یا در سیستم کم تعدادی کامپیوتر مستقل داریم بیشتر پردازنده‌ها همراه باشد data-parallel است. هرچند پردازنده‌جی Control-parallel هم داریم. ماتده و قیمت بدهیم از آنرا سیستم هدایتی که خوبی آن صندلی را فرموده باشد Sync سوند و بدست صندل برای سیما است و حتی همچنان است صندل اینبار دست نلزارهای کمی بنشینید چون اینکه خانم مادر باید مراعات مابشد که کنواری آن دست خانم مادر است. در اینجا ناصیحه ای که در تظریه رفتارم به قیمت shared-memory است معنی در اختبار مده است و اصطلاحاً من دویم از shared variable استفاده می‌نمایم که آنرا راقفل می‌کند و اجازه نمایند داده سُخْفَنِ دیگر را از صندل بنشینید. در آنرا سیستم هدایت رخی دهد اما در خوبی خود رو ساخت که باز من شود تعداد پردازنده را اضافه کیم همچنان رخی دهد اما در خوبی خود رو ساخت که باز من شود تعداد پردازنده دیگر به سیما اجازه خوبی نمایند و همان معنی است که این ترقیت سُرُد دیگران نمایند تراست بخوبی.

one reason for sublinear speedup: communication overhead

در حلسه قبل در مورد فرمول آمدال در Amdahl's law، محاسبه کردیم و اثبات آن را به صورت ریاضی بیان کردیم Speedup به معنای تسريع است. تسريع معنی وقتی تعداد پردازنده کم را اضافه کیم چقدر می‌باشد سریعتر شدن سیستم می‌شود؟ برای مثال اگر من اینه اتاق را به ترتیبی در ۲ روز زن بدم اگر با برادر دو نفری خودم اتاق را رُن بدم و در تمام سرمه زدن میزان تسريع ۲ برابر شود و در دفعه سرمه زان را ۲ برابر افزایش دادیم.

و متى با ۴ پردازنده انجام می‌دهیم همیشه درصدی از بزرگی دقت است $\frac{1}{4}$ موافقی نمایند و آن را $\frac{1}{4}$ درصد در تظریه میدیم پس $\frac{1}{4}$ درصد را با ۴ پردازنده انجام می‌دهیم و سه درصدی از بزرگی تابلیت موافقی شدن ندارد و باید سری انجام شود و در $\frac{1}{4} \cdot t$ میسری از زمان انجام می‌شود و $\frac{1}{4} \cdot t$ مقدار از بزرگی می‌ماند.

$$S_p = \frac{t_1}{t_p} \quad S_p = \frac{t_1}{ft_1 + \frac{1-f}{p}t_1 + \square}$$

موقن کنید اگر دقتاً با تمام پردازندگی بترایم (f=1) نافرمانده را موازی کنیم سلاسله زمان پردازی
بین پردازندگی کریم آن inter connection cost یا هزینه بین پردازندگی های میتواند افزایش
افزونه داشته باشد هر ف تکلیر کمین speedup به صورت زیر است.

$$S_p = \frac{t_1}{t_1(f + \frac{1-f}{p})} = \frac{p}{fp + (1-f)}$$

اگر speedup را تابع از نزول در تعداد پردازندگی به صفتی نهایت بود speed up
به صفتی $\frac{1}{p}$ میل کند میان فرمول آنها است.

$$S_p = \frac{p}{fp + (1-f)} \quad \lim_{p \rightarrow \infty} S_p \rightarrow \frac{1}{f}$$

نکته ۱:

در دامنه speedup هفتاد بیست از $\frac{1}{f}$ سود و همیشه بزرگتر از $\frac{1}{f}$ است.

نکته ۲:

اگر $f=0$ باشد معنی حداقل موازی سازی را داشته باشیم speedup برابر ۱ است اینها از $\frac{1}{f}$
می سودند.

$$f=0 \rightarrow S_p = p \quad \text{حالت ایده‌آل}$$

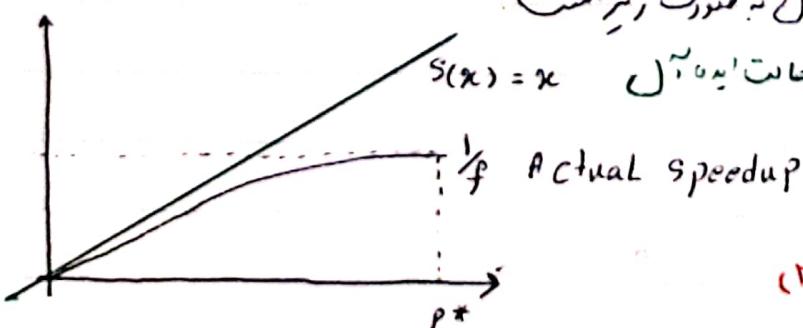
نکته ۳:

اگر p را با x جایلیزی کنیم معادله زیر بدست می آید:

$$S(x) = \frac{x}{fx + (1-f)}$$

افزونه معادله همراه است دوست آن به صورت زیر است:

$$S(x) = x \quad \text{حالت ایده‌آل}$$



سُن (۲-۴)

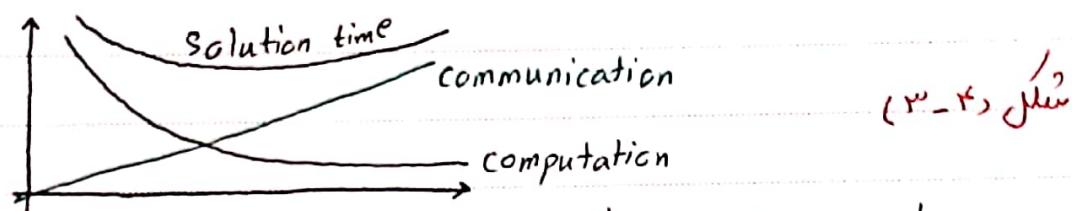
همت مبت، کار انجام می‌شود. چون تعداد پردازنده کم است و صفر نیست. این خودار می‌تواند اگر تعداد پردازنده کم بازگشته باشد بسیار کم مهینه است. speedup بیشتر شود و همان می‌ماند.

در مثال Control-parallel تعداد پردازنده کم سه عدد بود و وقتی به سه پردازنده رسیدم دیگر اتفاق نمی‌کردن تعداد پردازنده اگری نداشت improvement نداشت و نتیجه اینست speedup را افزایش دهد.

: Ideal speedup

در حالت ایده‌آل $s(n) = n^p$ است ($p > 0$) معنی درصدی قابلیت موازی سدن ندارد و است.

: Data-parallel



هرچند تعداد پردازنده کم را زیاد می‌شود بیشتر از حال پلیپر خبر داشته باشند.

معنی اول به دو پردازنده بی‌عنی مقدار ۲ را حذف کن، اگر ۳ پردازنده سوں نماید به ۳ پردازنده پلیپر اگر ۴ پردازنده سوں نماید به ۴ پردازنده پلیپر در واقع communication خطی رسیده کند.

در حالت مزبور Data-parallel دارد اینه است که وقتی تعداد پردازنده کم را زیاد کنند محاسبات computation کمتر می‌شوند طول آرایه کوچکتر می‌شود و طبیع است که انتقال را در محاسبات

ما کم سود دهی از سه جایی به بعد کمتر از سه برای مثال اگر طول آرایه ۲ با ۱ سود دلیر محاسبات کمتر معنی ندارد زیرا طول کمتر از اندازیم برای مثال اگر به تعداد عناصر آرایه پردازنده داشته باشیم

معنی باندازه لستی از خواصیم سپاریم، تراول را پردازنده اول، تقدیم را پردازنده دوم و ...

زمان سعی عدی می‌شود که کمتر از آن دلیر از سه شود. بنابراین از سه جایی به بعد دلیر اگری ندارد و computation کمتر نیست.

Solution time برآیند و زمان است. زمان از سه بان اندر بردن حس خود در نظر

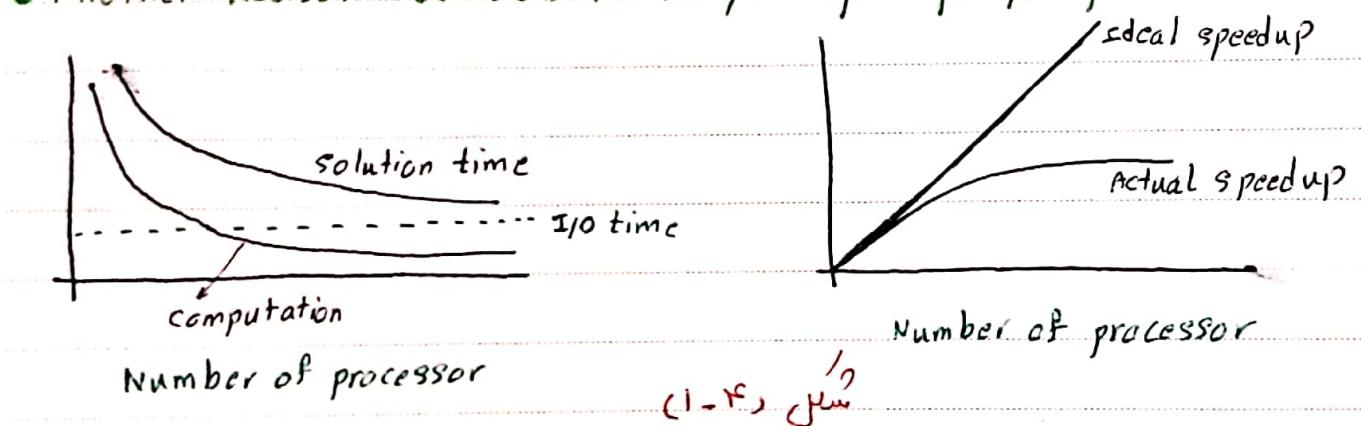
نقشه همچو در بردار است ① Communication time برای سه مؤثر است و سه delay آن را

اساس فریبند چون پردازش سریع تر جواب فریبند Computation time دهنده و زمان راه حل Solution time (اراضی) مقدار پردازش زیاد می شود و آنها روی Solution time اثر خواهد داشت زیرا از تغیر جواب در جایی به نقطه ای خوب است. باعث می شود زمان زیاد شود و از سکه جایی به بعد زمان راه حل Stable Communication data-parallel (Solution time) می شود.

می خواهیم راجع به Speedup می تخت: سهم:

Speedup همیشه از پردازش است، درست است اگر همیشه از سکه جایی به بعد نسبت می شود وی دافعاً اینه طوری می تشت زیرا هفته Communication را از محروم حذف کردیم. اگر هفته Communication وجود داشته باشد از سکه جایی به بعد Actual speedup کمی شود. اینه داشتای بود و راجع به data-parallel داریم.

• Another Reason For Sublinear Speedup: Input/output overhead



اینجا I/O را در تغیر سرفصل است. I/O معنی خواندن ناب و محاسبات ... با اضافه کردن تعداد پردازش زمان I/O کم می شود و زمان I/O همیشه ثابت است. اگر امروز data-parallel I/O را در تغیر سرفصل ثابت در تغیر بگیریم نتیجه تبیین است که اینجا Communication را در تغیر بگیریم و باید امروز communication را هم در تغیر بگیریم و اگر برآیند آنکه را در تغیر بگیریم همان مقدار تبیین می شود و از سکه جایی به بعد وقت انتظار جایی ندارد.

پرسش:

superlinear, sublinear, linear چه مفهوم دارد؟

مرتبه‌گی ماسه ۰ را خطی می‌نویم

مرتبه‌گی ماسه ۱، ۲، ۳... superlinear، sublinear می‌نویم

مرتبه‌گی امّتّر از مرتبه‌گی خطی را زیرخطی می‌نویم.

اینجا می‌خواهد بگویید O/I حلچه روی Solution time می‌آری ندارد زیرا اگر آن overhead در حد sublinear است.

parallel processing ups & Downs

هزار و فرد کن پردازش موازی

اولین باری کسی خواستند بگویی پردازش موازی را مطرح کنند و سپاهنده استفاده از پردازش موازی

اهمیت دارد از آن در پیش بین آب رهوا استفاده کردند و می‌خواستند آب و هوای ایران را ارزیابی

کشند و بررسی استفاده و متفعّلیت جویی کل دنیا به چه میزان است اینه رویداد مربوط به دهه ۱۹۸۰ است

و یارند سون بیه اتاق پنجه های سالن تئاتر را در تهران لورفت و در صریفهای از اتاق سه کامپیوتر

خرارداد ام حادث کلاستری دارد در وقت روی سه zone حوزه انتشاری کارخانه آب و هوای

آن zone را فن و سرمهام روی سه منطقه حوزه انتشاری کارخانه کشند برای مثال مطالعه ایران

جنوب ایران و نقاط مختلف دنیا را zone بنده کرد در موجله بعد این کامپیوتر بالاتری بوده است

در حادث کلاستری کامپیوتر کن باش را ارزیابی کرد در نهایت کامپیوتر موکری با conductor

آب و هوای کل دنیا را از نقاط مختلف فروپاشید و خلیل عمر سند در نهایت پیش بین آب و هوای ایران

کل دنیا در نهی دو روز آسیزه انجام می‌دهد بنابراین کمی از کاربرد اینه بوده می‌ترانسیم آب و هوای

دنیا را در ۲۴ ساعت برای ها ارزیابی کند و برای اینه متکلور از هزاران کامپیوتر استفاده شده به لاده

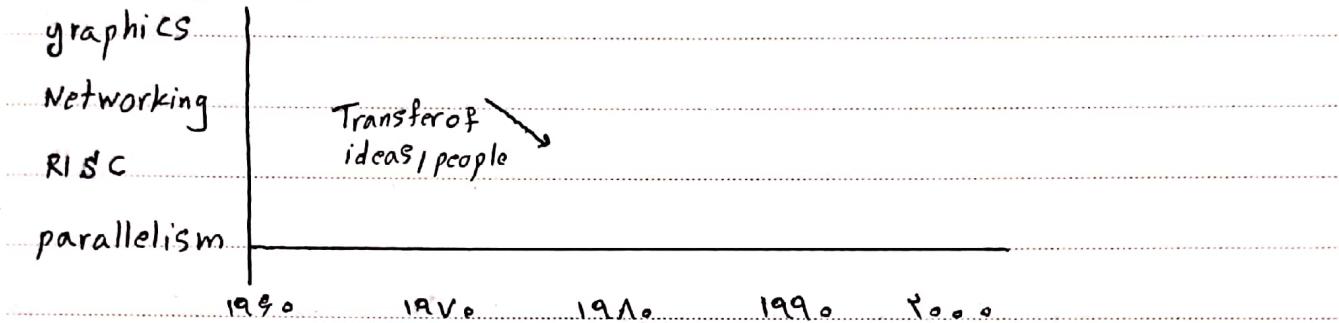
انیله نقش انسان که هم بوده چون هر کدام از کامپیوتر ک ایران توکنی خودشان را داشته و مدیریت کر

خودشان را دارند و اینه کامپیوتر بیشتر نقش محاسبه پردازش اند و مدل اولیه آن سه میلیون

بوده است.

• Trends in high-technology development

دقیق در صنعت پس از روزگار مولده research است. برای مثال اکنون trend در بحث تحقیقاتی IoT و کامپیوترگی کوانتومن است و دری Trend که دانشمندان، مهندسین کامپیوتر، ریاضیدان و فیزیکدان که... کارهای کند تا تحقیقات که حل شود دقیق که مل شد تحقیقات در آن حوزه کم می شود. اثر بررسی کنند در بجز از حوزه که اگر ها سال پیش کار تحقیقاتی زیادی انجام می شد اما نه تحقیقات انجام نمی شود. برای مثال روی الگوریتم کی زندگی، دعوهای جمعی کارگری زیادی انجام نمی شود. چون تمام تحقیقات دری آن که انجام شده است. در ابتدا الگوریتم زندگی را تقدیر و بعد D&D (David Williamson & David Shmoys) الگوریتم بازگشایی approximation graphics را بیان کردند و بعد از آن هر سی از نیمه جانوری به لیست الگوریتم رسید.



پرداز (۱-۴)

پس در مرحله اول تحقیقات زیادی انجام می شود و بعد میکه توقف و بعد آرام آرام تحقیقات اعم می شود و قبل از ورود به صفت استاندارد سازی انجام می شود. دسارتان کی استاندارد در حوزه کی سخت اتراری استاندارد سازی انجام می دهند. وقتی که استاندارد شد صفت استفاده از تکنولوژی حسوس شده و حفظیه می کند و آن را به کار می برد.

برای مثال سه دوره ای روی الگوریتم کی مبنی بر صیغه جمع حملی تحقیقات انجام می شد و کی ملان تحقیقات روی آن انجام نمی شود و اما در مرحله استفاده از آن الگوریتم که عصیم برای مثال قوییم کی خواهیم در محیط فایل off loading (ذخیره باز، توزیع باز) انجام دهیم.

حالا چطوری آن را بن پردازند که توزیع کنیم تا زمان کار کمتر شود؟ باز از نیمه از الگوریتم کی که می سنا سیم استفاده کنیم برای مثال از الگوریتم Unicity استفاده کن چون ذات مسلسل multicomputer است و نباید این الگوریتم Unicity کی تواند جواب تابل قبول تولید کند. نباید صفت در حوزه زمانبندی از آن استفاده نمایند.

برای مثال اکنون در فنی مهندسی مسابقه تحقیقات زیادی برای این اثورتیم کی دوست چنی است با در فنی مهندسان از دوست کی بینه سازی که قبل اما در حوزه این اثورتیم که تحقیق آن که استفاده می شد زیرا از مرحله تحقیقات عبور کردیم و به اندازه کافی روی آن که تحقیق شده و نیز نوعی مالت استاندارد پیدا کرده ایم.

در سخت اتمار معمولاً استاندارد سازی داریم و یعنی از مرآبز و هم استاندارد سازی IEEE NIST یا در حوزه کی تعبیری مرآبز خاص خودسازی را داریم (IEEE) و در معرفه ای استاندارد سازی داریم در همودار (۱-۴) موازی سازی را با graphics, Networking, RISC مفاسی کرده است.

معماری RISC و CISC :

RISC و CISC دو معماری متفاوت برای ساخت اتمار که هستند. معماری RISC مبتنی بر پرینزدستورات است یعنی عملیات هنلی سطوح بالین روی سطح CPU انجام می شود. عملیات هایی برای مثال همچو سخت اتماری که ممکن است جمع هم بشن مبتدا مبتدا شود.

در معماری CISC تلفوح کار کی در سطح سخت اتماری پرورد با کامتر است و ممکن است CPU داشته باشند و لذت ب فهم به صورت سخت اتماری محاسبه کنند و اینجا دستورات Complex انجام می شود در حالیکه در RISC رینزدستورات انجام می شوند.

سکه زمانی که نفقة های لذت ب را هم بینت اتماری پیاده سازی کردیم و مقداری از محاسبات را در سطح سخت اتماری پیاده سازی کردیم و نتایج این باید می شود قدرت لذت درده با کامتر رود و در نتیجه throughput دوی کم جایگزینی رود.

با خاطر همین مالز RISC و CISC بین RISC و CISC عبور کردیم و در اینها متوجه سریزی ب طراحی بستگی دارد. اکنون سیستم کی که سما داریم RISC کارخانه ستد ولی GPU فهم داریم که Vectorی کاری کند و محاسبات پایه آن بینی نسیت و محاسبات برداری است.

GPU: Graphics processing unit

از سال ۱۹۸۰ تا تدویی کن ۱۹۸۵ چنین علاقه مند بودیم که روی موازی سازی سرفایر پرینزی اینم و اینم سه بیلت آن این است که در آن زمان CPU پرینزیت نهادیم و توان محاسباتی باشیم بود و نتایج این با استفاده از موازی سازی می ترانسیم throughput را اتراسی دهیم.



از نگاه درهای به بعد که RISC قدرت لفربت روی پردازنده‌کی RISC سرمایه‌بنداری سُد و دوباره بیت شبکه مطریح شد و از سه‌جایی به بعد به موازی سازی رسیدم در روی موازی سازی سرمایه‌بنداری کردند. حوزه‌کی رفیق کامپیوترازی هنلی حوزه داشت و جاگی مختلف روی آن سرمایه‌بنداری کردند و حوزه ترافیک خلیجی trend است زیرا ارتباط می‌باشد کامپیوترازی را پرورش کند.

• Trends in Hi-Tech Development (۲۰۰۳)

راجعبه مهاری RISC، VLSI و ... و سلسله LAN صحت چنگید و مسیت مهاری راستان می‌صدویه درین حین سال در چه حوزه‌کی کامپیوترازی کار شده و در جای بیشتر سرمایه‌بنداری سُد و دوباره افت دُمحارک پیشینت داشتیم. اینه عنودارکلی است و تراها پردازش موازی را در تطریخ سُد و محبت آن مقاصیدی ای است.

• status of computing power (circa ۲۰۱۵)

در اینجا راجعبه بسیستم کی مختلف صحت چنگ و تا ۴۰ را بیان کرده و ما اعماق سردرکی ۶۹ و ۶۱۰ داریم دیگر GFlops رسیدم در حلوب قبل گفتیم که بتواتر محاسبات، ادرحد GFlops و ۱۰ PFlops بآهای سُد و بـ اندازه ۱۰^{۱۵} Flops محاسبه نیاز داشتیم. بعاید آن نیاز داشتیم ۱۰^{۱۶} PFlops رسیدیم.

Floating point operations per second : FLOPs

تعداد محاسبات میزبانداری در واحد زمان انجام می‌سید و سه کاراکتر است ای برای ارزیابی سیستم کار معروف.

Instructions per second : IPS

معیاری است ای حد تعداد دستورات ایکلی در واحد زمان می‌تراند انجام دهد راستان می‌صد برای مثال CPU ۳۸۶^۴ می‌معترض است معنی تعداد دستورات ایکلی که در عمر این انجام می‌سد ۳۸۶^۴ می‌باشد.

است.

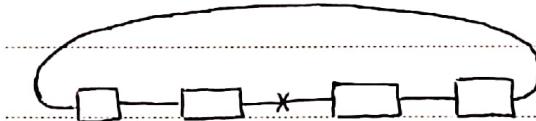
نیا براین ما دنبال اینه حسستم بتوانیم سسیتم را ارتقاء دهیم و اینجا عناسی از قدرت CPU را نشان می دهد و می تواند board کسی را اینه سلسلی سده اند رمی ترایم برجی (tower) از CPU که اینسته باسیم معنی دیگر CPU فقط روی سعی صیغه منسیزه رمی تواند بسکل میشی با برج باسند معنی دور تادور آن CPU قرار دارد و می تواند با یعنی Communicate کند و می توانند ما ترانسیم از آن بلذیرم و قدرت PFlops را نشان می دهد برای رسیدن به آن باید اینه اطمانت را داشته باشیم در TFlops هم نشان می دهد که وظیری کسی board چه بوده و در پس Connection آن به میشون torus (جنبی) بوده است.

وقتی می خواهیم پردازنه که را کنار یعنی بذاریم میتوان راه راحت اینه است که آن را linear گذاشت یعنی بذاریم.



آخر پردازنه که را بسکل اتریس کنار یعنی بذاریم میشون اینه دارد اینه است که اتریس هر دلیلی از سیم crash کند ارتباط قطع می شود و دیگر هنر توانید (کوئی نیم که به نسخه parallel-central) اینه است که کارسی را انجام دهد زیرا صر کدام از اینه پردازنه کو وظایف خودش را دارند و بدترین حالت اینه است که از وسط قطع می شود و اثر از وسط سسیتم crash کند هنچین بد است زیرا معمولاً آن کار حتی خراب انجام می شود. برای مثال اگر پردازنه تخریب می شود ممکن است ۹۵٪ موقعه دیگر کار کند و ۵٪ خراب کار کند.

پس بدترین حالت وقتی است که از وسط crash کند به معنی خاطر مونو من بنام bisection width می شوند و جنسی داریم هر چن دو جنسی معنی حداقل چند باین (link) را حذف کنیم تا سسیتم به دو سمت تقسیم شود چون لزدماً همینه تقدیم مساوی می شود اگر پردازنه روی یک خط داشته باشیم می توانیم هر دو سمت را ۳ پردازنه در تظر بلذیرم ولی اگر ۵ پردازنه داشته باشیم باید ۲ و ۳ پردازنه در تظر بلذیرم.



برای حل میشون ابتدا و انتها خطا را بمحض کردند و اگر به هر دلیلی crash کند باست دیگر مسیر جدیدی دارد که آن تنزل متبوع degradation graceful می شوند معنی اگر جای خراب شدیں جایگزینی داشته باشند و ممکن است خطا تحمل دیگر fault tolerance است.

برای افزایش سرعت سعی tube (اسوانه) را در تپر بلبرید و دورتا در آن CPU بذارید. بعد دوناره در همان فاصله در دورگی دیگر قاعده CPU قرار دادید، اسوار دورکه tube ذرا به دایره CPU قرار دادیم. هم میتوانیم مخفی داشته باشیم است اما برای TFlops توان بیان کرد و سل آن ۳-بعدی است. برای آنکه جواب معین به $TFlops$ برسیم سل بار tower باشد که board ۴ هر کدام ۴ همسایه در آن برم دارند و می توانند موارد آن را در اینترنت نشان دهند.

پس تنها راه افزایش سرعت این است که تعداد پردازنده را زیاد کنند.

● Types of parallelism: A Taxonomy

	single data stream	multiple data stream		shared variables	message passing
single instr stream	SISD uniprocessor	SIMD Array or vector processor	Johnson's expansion	GMSP shared-Memory multiprocessor	GMMP rarely used
multiple instr stream	MISD rarely used	SIMD multiprocs or multicompilers	Global memory	DMSV distributed shared memory	DMMP distributed Memory multicompilers
			Distributed memory		

Flynn's Taxonomy

دون نیومن (von Neumann) که داسمن بروت آمریکایی است که در قرن ۲۰ میتواند بوده و هنرمان همینه گیوس (Gauss) رایمندان عالم حسابگر است. نیومن در قرن کمی نزدیکی انجام داده و صنایع هنری گرایت نیومن آن را بخواست و در صنایع ناجابجا یی در شاخه ریاضی کار کی تردد که منز جرأت نیز کشید آن را بخواست.

در پردازه بحسب حسنه ای بوده و در سال اول کامپیوترا که مدل ذهنی و بازیابی مدل SSD را معرفی کرد و روی سیستم پردازنده است.

ی خواهیم از مدل دون نیومن عبور کنیم و به مدل نیلین برسیم: نیلین ملیون مدل پردازنده ماچ تواند SSD را بسیاری در بزرگنمایی عمل و تعداد جرایی از چالوندگی مورد نیاز داریم.

مدل کی پردازش:

SISD

برای مثال دقتی که موئیم ADD و چالوندگی آن بود و مخفی است در دستورالعمل دستور جرای داده داریم.

P4PCO

APPENDIX

$$x, y \rightarrow y = x + y$$

2, t

M, N

کے دستور و حیند جریان دادہ دارد۔ ۲۰۹ را ب تعدادن، ۲۱۰ را ب تعدادم و N، M را ب تعریف می دھیم و ۲۱۱ دوئم جمع کھیند۔ کھلٹہ بعد ضرکسی حاصل ۱۱۷ دست آورده، سچ سکھ دستورالعمل دری حیندین جریان دادہ ای است۔

: MISD

دندونت اسپیغاده جی سینوڈ

:MIMD

معنی حیند محل روی حیند جریان داده ای به کارخ برعم. برای مثال بیصر مزد دو عددی دفعی و بیشتری می توییم جمع و دیگری فنرب کند. سپس می توییم "سروچ" کنید. بعد از آننه باشد و محاسبه داسته باشیم. MIMO در مورد آن صحبت می شیم درجه پردازنده استفاده می شود. از آننه حالت دهل دون بیشمن) عبور شیم به دهل حیند پردازنده ای می رسم. در دهل حیند پردازنده ای MIMO آزادی از پرداز را دارم اما محاسبات را مستقل انجام می دهنده یا می تراست سبله ای از پردازنده که داسته باشند به دهل (MIMO، Multi processor یا multicommputer خود MIMO می سینه به اینله حافظه local یا distributed باشد من توانم بع زیر تردد تبدیل شود.

GMSV

حاقله عوچ ره هد به آن دسترسی دارند و نبا برانه برای آن سه shared variables می بازند که دفتر
تو سراغ آن رفتی من سراغ آن بروم و قفل سود و لاسس سه بر حسبی عمل می کند که
این رهی رفت دیگری بروم پس نبا برانه shared memory - multiprocessor می سود و یعنی
سما چند پردازنده دارید و سه board یا تابیخ از پردازنده که دیگر سه حاقله عوچ دارید این مددی ترا اسد
به آن دسترسی رهیده کنند.

می توانیم به شیل multi computer داشته باشیم. معنی پیسری کامپیوتر داریم به کسی مختلف هستند و ارتباط آن کسیست است. دایسیم بهم متعلق هستند. نابرازنده دقتی باهم ارتباط دارند. با ارسانه Ack ارسال کنند، برای در ارتباط بودن بحیورند که Ack ارسان کنند. دو دفعه از message passing استفاده می کنند معنی همان Ack فرستادن. معنی اگر ارتباط من برمیگردد است.

معنی سما هم حافظه کسی مستقل دارید و هم حافظه استرائی دارید. ماتده اینکه هر سیستم کسی حافظه توسعه دارد که می تواند حتی حافظه توسعه شده بیرون داشته باشد و هر سیستم آن در بروانه بینی است. داز اینجا تا اینجا مان تون) و هر کسی از قسمت خود من استفاده می کند. استفاده از shared variable می تواند این است که بتواند در ناحیه خود من بورد کرکن. معنی کسی دس بزرگ است. می تواند آن دسترسی پیدا کند در global memory (وی توکن هر کسی که نظرخواه خود من داشته باشد و از طرف خود من بردارد.

جلسه پنجم:

"عنیم Flops تعداد دستورالعمل کی محیز سُناور در واحد زمان است. سرور G4 محاسبات را در حد GFlops انجام می دهد و مرئی سوپر کامپیوت که شامل ۱۱۵۲ پردازنده است می تواند محاسبات را در حد TFlops انجام دهد.

: Massively parallel processors MPP

MPP حالی است که تعداد زیادی پردازنده روی کسی بورد داشته باشیم. کامپیوت بورد می تواند دو بعدی باشد که در آن صورت تعداد کم پردازنده در خود من جایی دس وی ترا نمایم. برج داشته باشیم که می تواند تعداد زیادی دور تا دور آن پردازنده داشته باشیم.

Roadblocks to parallel processing

موانع در بین پردازش موازی

قانون گراسچ (Grosch's law):

می توانیم مسئله بزرگ در بین پردازندگ دارید را کن همیشه است. یعنی اگر بخواهیم پردازندگ ای را بسازید همیشه ای که باید برای آن توان در تطریلید دو برابر قدری است که دارید بزرگ نسبت توان به همیشه نسبت بدی است

$$\text{power} = \text{cost}^2$$

تاثیر نهادن می توانیم حوزه بسیار کم است که بزرگ نسبتاً زیادی برای تدریج power یا توان ممکن است در تطریلید.

حدس مینسکی (Minsky's conjecture):

به دلیل اینه ارتبالات درون CPU طوری است که صیغه وقت speedup من توان لازم داشتم بسترسود نباشد همیشه محدود به $\log n$ است و میسند اینه عیل در تداخلات حافظه است که باید بیشتر را کنترل کند میسند حافظه و دسترسی به داده که مایه همیشود اینه محدودیت را داشته باشند و اینه همچنان درست است.

رسد IC (Tyranny of IC technology):

ما چون نیازی داریم که سراغ پردازش موازی برویم و پردازندگ دارندگ قوی سریع نسبتاً را باید دارند. به طور متوسط هر ۷ سال یکبار سریع تر کن که ما برابر میسند و طبق قانون مور هر ۱۸ ماه یکبار سریع پردازندگ ۲ برابر میسند. نباشد تخمین زده که متوسط هر ۷ سال سریع پردازندگ ما برابر میسند.

Faster ICs make parallel machines faster too; what about x^{1000} ?

درست است که توانستیم IC با سریع تر باشد سریع و که چنین اوقات نیاز نداشتم در حد ۱۰۰۰، ۱۰۰۰ برابر است. برای همان سال هر رای آب کی اقیانوس جنوبی را می خواستیم محاسبه کنیم ابعاد محاسبه Flops 10^{15} بود و نباشد اینه حرف درست نیست.

Tyranny of vector supercomputer

ما سوپر کامپیوتراژی داریم به محاسبات‌شان را در مدل CISC انجام می‌دهند و ما سین کی برداری نهستند به تواضع هم با سرعت باتراپی کی را انجام دهند و هم نیازی ندارد که الگوریتم را خنثی تغییر دهند

: Familiar

ماشین مدل ماشینی کی روئیم روی کس پردازند است.

Not all computations involve vectors; parallel vector machines

محاسبات ما لزوماً فقط برداری نیست و خنثی اوقات نیازی به محاسبات سطح باشنداری و خنثی اوقات محاسبات ما در حد بسته را باست است و آن مابقی غریب شود که خنثی اوقات را بمانان باشنداری بگیریم

پالس نرم افزاری (Software inertia)

اگر شما نیکه نرم افزاری روی کس پردازند است باید کنید و بجز این کی را دریں بول چند پردازند و بجز باید حفظ کی زیادی بدهید زیرا اساساً باید حافظه آن را از اول تغییر دهید و نیاز به بازنگری و بازنگری دارد و عقیل نسبتاً زیادی کارم دارد

New programs, even uniprocessors benefit from parallelism spec

آن هر فرد درستی است و طبیعی است که برنامه کمیان از کم ساختاری به ساختار دلخواه و عقیل نسبت زیادی دارد و کی من تو اینم آن نزد برنامه کمیان را می‌خواهد کی کس پردازند ای را به نوعی روی سیستم کی چند پردازند ای اجرای کنیم بنابراین برنامه کمیان همچنان تابلیت اجرا شدن روی سیستم کی چند پردازند ای را دارد

قانون آمدال (Amdahl's law):

بلطفه بعایندگی حد و سقف speed up دارد و از آن بیشتر نمی‌شود

unparallelizable code severely limits the speedup

قانون آمدال هم درست است و من تراویم کاری نیم

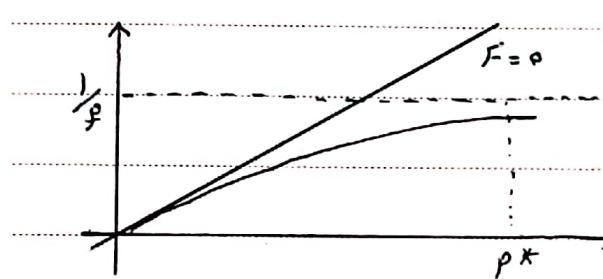
تابع مقدار اس

$$S(x) = \frac{x}{fx + (1-f)}$$

نرول سریع

$$\lim_{x \rightarrow \infty} S(x) = \frac{1}{f}$$

اگر $f = 0 \rightarrow S(u) \leq u \quad S(p) \leq \min\left\{\frac{1}{f}, p\right\}$

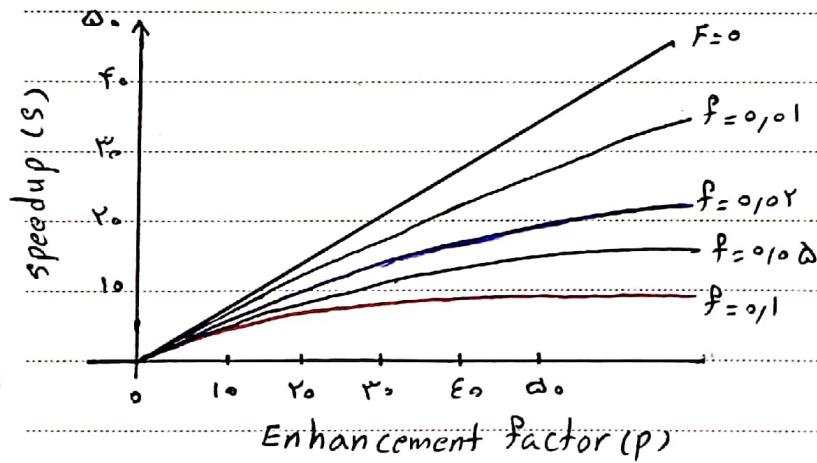


$S(p)$ بین $\frac{1}{f}$ و p محدود است.

عمل (۱)

جهتی از $\frac{1}{f}$ کمتر است

اگر $F = 0 \rightarrow S(x) = 0 \rightarrow$ حالت ابیه‌آل



f = fraction unaffected

p = speedup of the rest

عمل (۲-۵)

اگر $f = 1$ باشد معنی در از برآمد تابیت موادی ندارد بنابراین $S(p)$ از نیم عددی عترم سود

$$S_p \leq \frac{1}{1-f} = 10$$

اگر $f = 0.05$ باشد $S(p)$ می‌ترکیل خواهد

هر جزو کسر f کوچکتر باشد و بیشتری سود دیگر را می‌خواهد و نتیم همیشه در زنای پیدازش موادی کم داریم و بینه است داشتن را بر اساس تابون آمدان گفته‌یم

PAPCO

Effectiveness of parallel processing

$$\left. \begin{array}{l} t(1) = w(1) \\ \text{کار زمان} \end{array} \right\}$$

شلن (۳-۵)

: $w(p)$

زمان کار برای انجام کار از دیدگون سیستم است و جمیع همه کارها است.

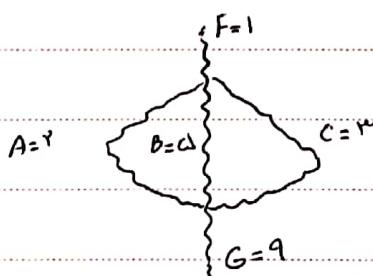
: $T(p)$

زمان کار از نهاد تا خاتمه بیرونی است.

$$T(1) = w(1)$$

$$T(p) \leq w(p)$$

در شلن (۳-۵) از نهاد تا خاتمه بیرونی اینکه کار از باها تا پایین است.

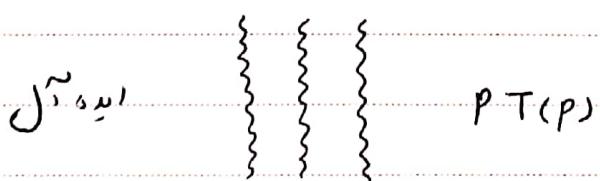


$$t(3) < w(3)$$

شلن (۴-۵)

در شلن (۴-۵) از سه پردازنده استفاده می‌کنیم.

و $w(p)$ از دیدگاه درون سیستم مجموع کل کارها است



شلن (۵-۶)

ایده‌آل این است که وقتی از سه سیستم استفاده می‌کنید میزان سریال بودن برنامه باشد

اُنْتَرْ‌تَرْ‌بَاسِدْ رَانِدْ‌هَانْ حَلَّيْ تَاهَا بَاسِدْ تَاهِي (p) وَ بَ (p) تَرَدِيْنْ بَاسِدْ دَرَحَالِيْهِ مَيْ دَاهِمْ (p) وَ هَمِسِيْهِ ازْ (p) تَرَدِيْنْ مُهَمَّتْ است.

مَيْ خَوَادِيْمِ درَاهِنْ مُورَدِ صَعْبَتْ لَكِنْ لَمْ درَبِرَازِنْ مُوازِيْ چَلَوْنَهِيْ تَوايْنَمْ الْتَّوَرِيْنَ رَاهِزَيِيْ كِنْمِ. بَغَابِرَاهِنْ اُنْرِيْتَهَادِ
بَهْ، بَهْ زَنْدَهِ كَرَا ازْ تَلَكْ بَيْسِتَرْ كِنْمِ مَيْ خَوَاصِمِ بَيْنِيْمِ چَلَوْنَهِيْ جَسَلَهِيْ تَاهِرَازِنْ مُوازِيْ كِنْمِ دَاهِمْ رَاهِزَيِيْ كِنْمِ

وَنَقْيَ سَبْ بَهْ زَنْدَهِ دَاهِمْ كَلَارِيْ كَهْ سَيْسِتَمْ (أَبِيامِ مَيْ سُورَدْ سَهَا، جَلَوْنَيْ سَيْسِتَمْ نَسْسَتَهِيْ آنْ رَاحِسِيْ كِنْمِ
وَسَهْ اَحْسَاسِيْ ازْ زَفَانْ اَجْرِ دَاهِدِ زَرِاهِ آنْ رَادَاعَهِيْ بَيْنِيْدِ وَمَسِيرِيْ كَهْ اَهْرَافِ سُورَدْ بَهْ صَلَورَتْ زَيْرِ است.

$$T(1) = W(1)$$

اَوْيِ اَهْرَافِ سُورَدْ بَعْدِ كَارِدِ دَاهِنْ اَجْبَاهِ مَيْ سُورَدْ دَاهِهِهِيْ تَرَسِيْبِ بَاهِنْ فَرِ آيْدِ.
اُنْرِبِرَازِنْهِ كَلَاهِ بَهْ صَلَورَتْ اَخْضَارِيْ دَاهِنْ اَخْتَيَارِ بَهْ زَنْدَهِ سَهَا تَاهِسِدْ سَهَا وَقَتْيِ بَيْسِتَ سَيْسِتَمْ نَسْسَتَهِيْ آيِدِ
دَرَحَالِتْ سَبْ بَهْ زَنْدَهِهِيْ حَسَيْ ازْ زَنْهِ بَهْ زَنْدَهِ دَاهِدِ زَرِاهِهِيْ صَلَورَتْ سَرِيَاهِيْ اَجْرِافِ سُورَدْ دَاهِنْ
فَرِ آيِدِ.

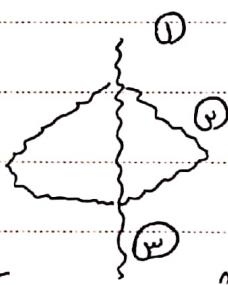
مَنْ اَصْطَلَاحَهِيْ بَهْ بَهْ زَفَانِ سَهَا بَهْ بَهْ زَفَانِ نَاهِرِ بَهْ زَفَانِ بَهْ زَفَانِ بَهْ زَفَانِ اَحْسَاسِ حَرَنِنِدِ بَاهِارِيْ كَهْ سَيْسِتَمْ
اَزْ تَطَهُرِ زَهَانِيْ اَبِيامِ مَيْ دَسِهِيْ است.

كَارِآنْ چَنِزِيْ است. كَهْ طَابِ اَبِيامِ مَيْ سُورَدْ وَ آيِهِ سَهَا بَيْنِيْ foreground background است بَعْنِي
سَهَا جَلَوْرَاهِيْ بَيْنِيْدِ وَ آنْ سَيْسِتَمْ درِهِنْ زَمِنِهِ كَارِكِيْ مَتَنَادَهِيْ اَبِيامِ مَيْ دَهْدَوِيْ سَهَا ازْ زَفَانْ اَهْرَافِيْ
كَارِدَاهِ دَرَحَالِتْ سَبْ بَهْ زَنْدَهِ background foreground كَيْهِ است. غَرْزَفَانِيْ سَهَا دَاهِنْ جَلَوْنَيْ
سَيْسِتَمِيْ بَيْنِيْدِ درِ دَرَوْنِ هَمِهَانْ زَفَانْ اَجْرِافِ سُورَدْ.

بَهْ سَيْسِتَمْ:

رَقَتْيِ دَاهِهِيْ سَهِ بَهْ زَنْدَهِ دَاهِدِ حَدِ اَحْسَاسِ دَاهِدِها!

شَنْ (۶-۷)



كَارِ درِ قَسَمَتْ ① سَرِيَاهِ است وَبَقِدِ درِ قَسَمَتْ ② بَيْنِ سَهِ تَعْرِيقَتْسِمِ سَهِهِ وَسَهِسِنِ درِ قَسَمَتْ ③ بَهِمِ

PAPCO

بَهِهِسِنِهِ

پرسش:

مثلاً چه زمان برای اجرای این کار احساس می‌سند؟
از شروع نیمت ۱ تا انتهای نیمت ۲ را به صورت مستقیم احساس می‌نمی‌شوند از سه پردازنده استفاده می‌کنند. خطوطی که موازات خط وسط انعام می‌شوند را ناظر بررسی می‌زنند و فقط خط وسط را می‌بینند.

پرسش:

کاری که انعام می‌شود چهار است؟ در حالت طبیعی $W_{(3)}$ بیشتر است یا $T_{(3)}$ آندر $background$?
انعام می‌شود بیشتر است یا آنکه ممکن می‌بینید؟
آنکه در $background$ انعام می‌شود بیشتر است.
در حالت که سیمه پردازنده داریم $t_{(1)} = W_{(1)}$.
در حالت معداد پردازنده کمتر از یکی است $t_{(p)} < W_{(p)}$.

پرسش:

تعادت W و T در چیست؟!

W و T هردو از حین زمان است و W زمان اجرای کار است و از حین $work$ و $Joule$ بسته و مابینی سیم زمان نداریم.
گفتم زمان اجرای برنامه وقتی در حالت چند پردازنده می‌روید معملاً از حالت استفاده می‌شوند زیرا ممکن است سیستم نسبت به مذکون میسری پردازنده کمتر از سیمه پردازنده باشد.

در حالت تک پردازنده این کار به صورت زیر انعام می‌شود.

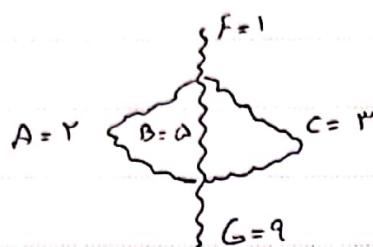
۱
۲
۳
۴
۵
۶

$$اجرا 6 + اجرا 5 + اجرا 4 + اجرا 3 + اجرا 2 + اجرا 1 = F$$

$$1 + 2 + 3 + 4 + 5 + 6 = T$$

$$T(1) = 20$$

$$(V - Q) \cdot t$$



در حالت چند پردازندگی:

اين قسمت کس تقابلیت مواري سازی دارد سما حس هآن نداريد و مسیر طوکانی تر را بینيد و همچنان است حجم کار B بیشتر از A و C باشد و سما مسیر B را بینيد و به عنوان ناهمه بروني همان زمان $15 = 5 + 9 + 1$ واحد زمانی را احساس مي کند و اصطلاحاً سما معنی مسیر بجزئی را بینيد.

$$T(3) = 15$$

T زمان است به سما حس بیند. سیستم سنتیت ایدئی بود سریعتر شد و حیث با حال است و تقدیر پردازندگی اضافه شدم و زمان سریعتر شد اما مسئول من این است که زمان کار انجام شده جقدر است $\boxed{?}$

(م) زمان کار انجام شده توسط هنر پردازندگی و سیستم است.

با سه پردازندگی خواهد کار انجام داد جقدر کار انجام داده است $\boxed{?}$! متر از ۲۰ واحد کار در سیستم انجام شده است $\boxed{?}$! از تصریح زمانی کاری سیستم انجام داده از شاه دون سیستم ۲۰ واحد با بیشتر یا متر است $\boxed{?}$! سیستم جقدر زمان تلف کرده تا این کار انجام شود $\boxed{?}$!

$$1 + 2 + \boxed{?} + 3 + \boxed{*} + \boxed{\#} + 9$$

*: یكچه با بدیلوبید تو برو اینجا و یكچه زمان هم برای آن همازنم دارم و من نفر داشتم جقدر است.

#: در معمت ④ (۵-۶) جواب که به دست آمده و همچنان است یعنی کاری زودتر انجام شده و کاری دیرتر تمام شود و پردازندگی صبر کند و بسیار دقت تلف کند و باید جواب که را بگیرد و به مرحله بعدی بدهد. من ترا می بگم من زودتر جوابم را دادم و برو کار بعدی را انجام بده و تا نزدیکه معرفه شاید پاسین نفر رود. پس این هم یکی زمانی می خواهد.

پردازش موازی

تذکرہ

آنچہ اینه موارد را سمت متوجه می شود چلتی اینه است که کار محال سرده اید و تا حال کار نموده اید. اثر نمود آن را زده بودید ہے اینه مولفه کسی حسی داشتید و اثر کار نموده باسیدی فرمیه

نکته:

(W) حالت چند پردازنه محل است از حالتی که سعی پردازنه داریم ببینست سوود.

S(p)

ما مفہوم برنام speedup (سریع)، داشتم. معنی ائم من اینکه داشتم روز رنگ سنم با برادر دو صلویم در مخفف روز رنگ سنم دی ٹو ٹوئیم ۲ برابر سریعتر سوود است. در واقع نسبت ہے پر
را speedup کی ٹوئیم

$$\text{Speedup} = \frac{T(1)}{T(p)}$$

E(p)

معنی خواهیم براہم در میان سریعی کہ داشتم به طور میانلین سوهم پر پردازنه ای چقدر صرف سوود.
و یا هر پردازنه ای بطور سرشکن سوود در اینه سریع چقدر مشارکت داشتے و بخاطر همینہ به صورت زیر
محاسبہ می سوود.

$$E(p) = \frac{S(p)}{p} = \frac{\frac{t_1}{p}}{p} = \frac{t_1}{pt_p}$$

R(p)

اتردنی معنی وقتی موازی سازی سردد ناخواسته میزنه ای را به سیستم تحمیل می سیند.

بری میں ائم سعی زمانه داشتے باسید و بخواهید دو بازی در آن انجام دھیم جید اتفاق من افتاد ہے! آن زمان
و آن مادہ می کسید، بازی اول در آن انجام می سوود و بعد بازی دوم در آن انجام می سوود. حالا خرفن
کسید! می خواهید بازی فوتیال موازی انجام دھیم۔ با بد زمانه سرددی و آزادی را آن مادہ کسید و بعد
با بد بازی انجام سوود و دو فوتیال اسٹرل متفاوت هم می خواهید چون بازی کہ همزمان انجام می سوود و هر زمانہ
امراضی می باشد overhead در سیستم تحمیل سردد در زمانی دو فوتیال می باشم ٹھاٹ سوود
تا در میان بازی نتایج را لہڑا دش کست بنابرائے سما وقتی از تعداد بیشتری پردازنه استفادہ می سیند

نحو استه مفرونه کن به سیستم تجهیز کن
به نسبت $\frac{W(p)}{W(1)}$ اقتدار دلخواهی خود را می بیند

$$\text{Redundancy} = \frac{W(p)}{W(1)}$$

که دری این با میراث زندگانی انجام می دهد $W(p)$ است
که دری که مایه پردازندگانی انجام می دهد با زمانی که سما از بیرون حس می شوند میلسان است
کدام بیشتر است؟

$W(p)$ بیشتر است چون مفرونه کن اتفاقاً تردید را در زیرا می بوده تقسیم کن، تو برو آن طرف و بعد آن
درست جمع کن دای آفر شن $(A-5)$

$U(p)$

من خواهیم بدانم چند درصد از کل میراث زندگانی استفاده می شوند یا چقدر میزانه توانسته موادی سودجو
به نسبت زیر ایند و دری می شوند.

$$\text{Utilization} = \frac{W(p)}{PT(p)}$$

$Q(p)$

در فنی از برترین مسلسلاتان این است ابتدا میگفت را دینق تعریف کنیم دمکو لا در حوزه کی
متعدد تعریف QOS (Quality of service) را داشت سیستم و این سما بنوایید در cloud کیفیت
سرورس را تعریف کنید ناکثرگی مقداری دارد.

اینجا در میراث سما میگفت میراث زندگانی این طوری تعریف می شوند $S(p)$ $=$ $Speed up$

نسبت بسته بسته دارد و با $E(p)$ نسبت بسته بسته دارد $R(p)$ Redundancy نسبت علیس دارد

$$Q(p) \propto S(p)$$

$$Q(p) \propto E(p)$$

$$Q(p) \propto \frac{1}{R(p)}$$

PAPCO



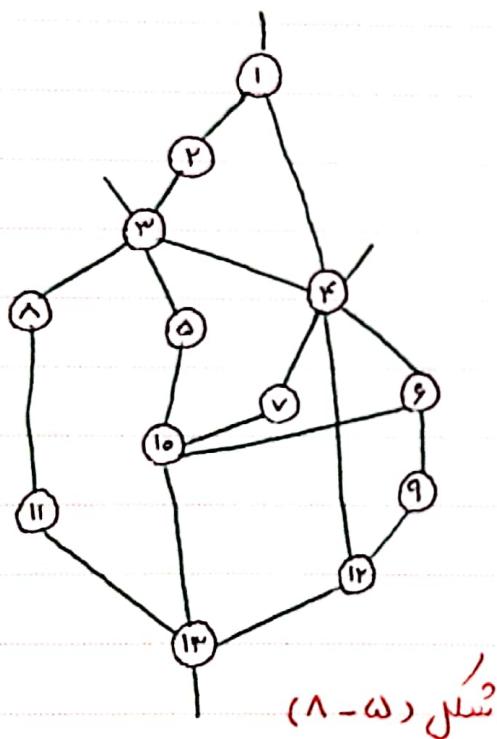
$$\text{Quality} = \frac{T'(1)}{P T'(p) W(p)}$$

نمایمابن QoS را این صورت تعریف می‌نماییم که رابطه مستقیم دارد، بضرف زبر و در آن که رابطه عکس دارد تقسیم می‌شود.

$$Q(p) = \frac{S(p) E(p)}{R(p)}$$

$$Q(p) = \frac{\frac{t_1}{t_p} \times \frac{t_1}{p t_p}}{\frac{W(p)}{t_1}}$$

$$Q(p) = \frac{t_1^r}{p t_p^r W(p)}$$



: Task graph

معنی مکسری کاره باید انجام شود و کاره به هم نزاع وابستگی دارد.
برای مثال در مشکل (۵-۸) کار (۱) و (۲) و (۳) و (۴) و (۵) وابستگی دارند و این ترتیب وابستگی است

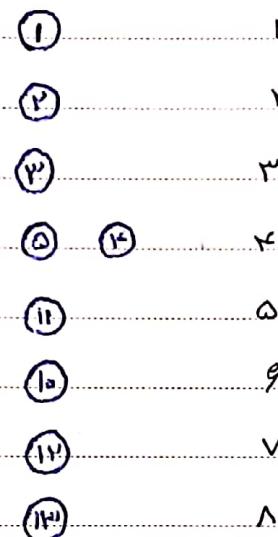
بی خواهیم مشکل داشت، انجام دهیم. مرتضی کنید میزانه ارساط دز سعی پردازند و پر صفر است
و برای مدیریت کردن آن زمان سپری نماییم. اگر بخواهیم ماسع پردازند آنها ۱۳ کار را انجام دهیم

حدّر زمان کازم است؟!

$$w(1) = 1w$$

$$T(1) = 1^w$$

رہنمی سے میں سرد

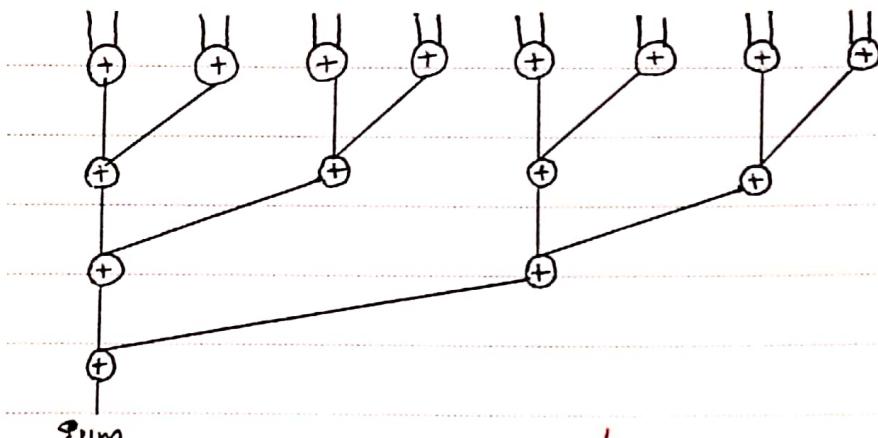


اولین کار با بد ایام سود نباشد و احمد برای کار ادل کارازم است. بعد از آن می توانیم کار ^(۱) را انجام دهیم و نیک واحد زمان کارازم دارد در زمان ^(۲) کار ^(۳) من تواند ایام سود این را نزدیک برد لازمه هم داشته باشیم در اینجا یکی از آن کوکار و کند و بقیه بیکار حسنه مبعد از اجرای ^(۴) کار کی ^(۵) د ^(۶) و ^(۷) داشته باشد همچنان اجر اسوند و بعد از آن در ^(۸) کار کی ^(۹) د ^(۱۰) و ^(۱۱) من تواند اجر اسوند کار ^(۱۰) چون ^(۱۱) نیاز دارد در اینه تمام من تواند ایام سود در ^(۱۲) کار ^(۱۳) کار کی ^(۱۴) د ^(۱۵) و ^(۱۶) من تواند ایام سود در ^(۱۷) کار ^(۱۸) کار ^(۱۹) ایام می سود فقط کار ^(۲۰) ابراهیم سود و در ^(۲۱) کار ^(۲۲) ایام می سود
برای این مثال حد اسرت به سه پردازنده برای کل کار نیاز داریم پس ^(۲۳) ^(۲۴) با ^(۲۵) آفرینش ندارد و نباشد ترانسیم در ^(۲۶) ۸ واحد زمانی کار را ایام دهیم و

$$S(p) = \frac{T_1}{T(\infty)} = \frac{t_1}{t_\infty} = \frac{14}{\lambda}$$

• Reduction or Fan-in computation

۸ عدد پردازندۀ داریم که می خواهیم با استفاده از آن که ۱۶ عدد را جمع سینم اینله مهاری انتقال پردازندۀ چلوه است مغلّه داریم عمل را انجام می دهیم



(۹ - م)

:Zero-time Communication! تسلیط

هرچنانیاز داشته باشیم مرض نیز هم با عقیم ارتباط دارند وی تواند کار کند. نتایج این لز ۸ پردازندۀ استفاده
می‌شوند. عدد دو عدد را به شکه پردازندۀ می‌دهیم وی "توئیم" جمع کنید. دریک واحد زیان همه اعداد را جمع کردند
پس در واحد اجمع کردند. بعد ای "توئیم" پردازندۀ دوم حاصل خود را به پردازندۀ اول بدهد و پردازندۀ پنجم
حاصل خود را به پردازندۀ سوم و ... پردازندۀ هفتم حاصل خود را به پردازندۀ هفتم بدهد و در نظر مرحله
ادل جمع می‌کشد. بعد ای "توئیم" تواند جمع کردی مقدار را به اینه یکی بده و دوباره ای "توئیم" جمع کنید" وقتی
که عمل جمع انجام شد دوباره ای "توئیم" سمت راست مقدار خود را به سمت چیزی بدهد و دوباره ای "توئیم"
"جمع کنید" و در مرحله بعد ای "دوئیم" پردازندۀ سمت راست حاصل را به پردازندۀ سمت چیزی بده وی "توئیم"
"جمع کن".

سینا برانے ۴ = \log بار عمل جنم انجام می سوو.

سه سه راه آنده فرقن کنیم زمان ارسال داده از نیک پردازنده به پردازنده دیگر معنی inter Connection Cost صفر است.

دوزنیه ارتباطی میان پردازندۀ کراوه در تظریه فرم و معزنه (رسان را در تظریه نظریه فرم نباشد) معزنه ارتباط بین پردازندۀ کراوه در تظریه فرم است.

$$S(\Lambda) = \frac{t_1}{t_\Lambda} = \frac{1\omega}{f} = v, v\omega$$

$$E(\lambda) = \frac{S(\lambda)}{\lambda} = \frac{V\Delta}{\lambda} = \gamma V$$

مه طور متوسطه سر بردازنه ۷۴٪ در سیر بوده است.

$$R(\lambda) = \frac{W(\lambda)}{W(1)} = \frac{1\Delta}{1\Delta} = 1$$

$R(\lambda) = 1$ است زیرا کار اضافه تری انجام نمایم و فرض می‌کنیم هزینه ارسیا بود (از زده) است.

$$Q(\lambda) = \frac{T^r(1)}{PT^r(p)W(p)} = 0.39$$

پرسش:

اگر پسندیدن یک پردازنده داشته باشیم و بخواهد اینه ۱۶ عدد را جمع کند حقدر زمان بود؟!
۵ عمل جمع نیاز دارد و اگر ۸ عدد داشته باشیم به ۷ عمل جمع نیاز داریم.

محاسبات با unit-time communication :

فرض کنید اینکه پردازنده‌ای مقادیر مربوط به خود را جمع می‌کند و بپردازنده کناری مردود هزینه ارسایه می‌کند و اینکه اینکو خواهیم هدید را حساب کنیم
۱ واحد دارد. اگر ۸ کیفیت را داشتیم ۸ عدد را حساب کنیم

$$W(1) = t(1) = 1\Delta$$

هزینه جمع حقدر سود؟ می‌بینید زمانی را حس می‌سیند و مقدار ۸ حقدر است؟!

۱ واحد جمع سود

۱ واحد ارسال سود

۱ واحد جمع سود

۱ واحد ارسال سود

۱ واحد جمع سود

۱ واحد ارسال سود

۱ واحد جمع سود

در نتیجه ۷ واحد زمان نیاز دارد. آن چیزی است که مثلاً هزینه ارسان بپردازنده دستور ارسان می‌شود از نسایه ناظر سیریز ۷ واحد کار می‌بیند.

$$t(\lambda) = 7$$

پس مقدار ۷ در محاسبات می‌بینید (از اینجا به دست آمده است).

$$S(\lambda) = \frac{t_1}{t_\lambda} = \frac{10}{\lambda} = 2,14$$

طبیع است که speedup منسوب به حالت قبل پایین آمده زیرا زمان ارسال را در حالت قبل دو دو تا
کسرفتیم و حنلی این آن نهاد کردم در حالیکه زمان ارسال هست

کل کار افهام شده حین در مرتبه مقدار $w(\lambda)$ حین داشت؟!

۱۵ کل جمع دلیل ارسال داریم نابرازنه

$$w(\lambda) = 22 \quad \text{و اندک رابح شده}$$

$w(\lambda) = 22$ است زیرا هزینه ارسال را هم جمع زدیم.

$$Q(\lambda) = 0,39$$

طبیع است که quality پایین آمده زیرا هزینه ارسال را هم در تغییر نرفتیم.

جلسه سیم:

"فضل دوم"

• A Taste of parallel Algorithms

algorithms را الگوریتم یا الگوریتمی فن بیند و الگوریتمی داشت است .
این جلسه می خواهیم راجع به تعدادی از الگوریتم کی موازی صفت نیم اما الگوریتم کی موازی بپتفرم
و اینسته هستند معنی باید بررسی نیم که این فناوری خواهیم الگوریتم موازی بنویسیم روی چه مهاری و روی چه
پلتفرم قرار است اما سود سخن نباشند ما مهاری کی مختلف پردازنده ای را اول معرفی نیم
و لیکن موئیم به چه ترتیبی بی ترتیم پردازنده ک را در کنار هم قرار دیم و میتوانیم انواع انتقال پردازنده ای را مطالعه
کنیم .

البته مواردی نه اینجا بی لذت یکیم دستال ساده انتقال پردازنده ای است و هرند انتقال پردازنده ای می تواند
اشنال پیچیده تری داشته باشد اما اینجا نه در واقع بکو مزه ای از الگوریتم کی موازی را می بینیم .

انواع مهاری کی ساده انتقال پردازنده ای را مطالعه کنیم و آن که را بعنوان سه بپتفرم آماده
کنیم برای آنها بترا نیم مکملی الگوریتم ک را آن که بساده سازی کنیم

تعدادی ایجاد شده داریم و بدین که ۵ building-block parallel computation می توانند و به ۵ محاسبه پایه اسپارک می کنند. در اینجا در ایجاد شده دستورات کل مولازی پایه می توانیم ۵ کار فریم را انجام دهیم. اگر برای این ۵ کار فریم را انجام دهیم سه مرحله ای تراویم هر ایجاد شده دشتری را پایه کنیم.

برای مثال در بحث Complexity با در محاسبه سه پایه می توان فقط از تواند ۳ دستور را در ماسیون پرسید. اینها ایجاد شده ای انجام دهند و می توانیم آن پایه می توانی این را دارد که محاسبه ای را به عرض زبان برنامه نویسی با این ۳ دستور اتمام انجام دهد. سه دستور اتمال می باشد:

(۱) increment

(۲) decrement

(۳) دستور استفان سرطان (conditional derivation).

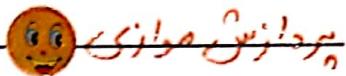
ماشین RAM : Random-Access-Machine

مدل اولیه معماری ماشین کی پرسید. معرفی دون بیان می تواند است این نظر نا متناهی از دو طرف وجود دارد و نیز واحد سنتر دستور هد مولازی و نیز سترن هم دارد و هد عرضه دارد. می خواست می توانست دری نظریه همی داشت حریت کند و نیز هشتادی از اثبات که دارد این آن accumulator دانباره، آنچه نتیجه عملیات حسابی در آن ذخیره شرکت دارد. این

بنابراین معماری ما معنی همان ماشین PRAM (parallel Random-Access Machine) بر اساس همین دستور اتمال می باشد. اینجا ۷ تعدادی دستور می محاسبه پایه داریم که اگر اینها را می توانیم دری معماري پایه کنیم هر ایجاد شده می توانیم ۵ building-block محاسبه مولازی پایه می توانیم را بعده آن صحبت کردیم. به طور ممکن می اینجا توپولوژی که با اندازه معماري کی ای می خواهیم را بعده آن که صحبت اینها به صورت زیر است:

① Algorithms for Linear Array

در توپولوژی آرایه خطی پرسید. دری لکه خط راست می توانیم ۵ building-block در ارتباط قرار داشت.

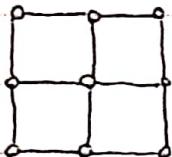


Algorithms for Binary Tree

تربیلوری درخت دودوی ساختار درخت دودوی دارد که معمولاً در آن ساختار رهه ترده می‌باشد و کسند و کی معمولاً داده، روی ترده کی برش مراری سینه و دستیقه ترده کی دانلی یا سبی است.

Algorithms for 2D-Mesh

برای مثال مسأله مسأله ۲- بعدی که مربع است در دویس آن پردازند مراری سینه.



مسأله ۲- بعدی ۳x۳

مسأله ۳- بعدی ۳x۳x3 :

کی ملعمی است نه ۳ کایر دارد دایباها و هر طرف انتهایه اینم که مسأله ۳x3x3 بینم.

Algorithms with shared variables

در آن تربیلوری که راون کیل را در تحریم کوییم که هر کوہ ای بتواند با هر کوہ دیگر فحیبت کند

تربیلوری:

علق است در ریاضیات اندازه میان آن فهم نسبت و قیافه برای آن هم است. سلاسل زمین باشند توب homotopy است معنی قیافه مساوی دارند و باشند و دادن این کی توانند از همی به دیگری برسند و اندازه آن را فهم نسبت که حقدر دهستند.

برای مثال چنبره (torus) مانند باشند هم از دارد زیرا باشند دادن چن ترا اند به کسره برسند. نایابان و فتی راجع به تربیلوری صحبت کردم می‌بویم تربیلوری انتقال زیرا اندازه و فاصله فهم نسبت و فقط شن انتقال و نیزه چنین فهم است. برای مثال اگر سه سه پردازند داشته باشند که روی یک خط راست مرار دارند نه این طرف دانشلاه و دیگری در کلاس و سوسن پردازند آن طرف دانشلاه باشند سیم هم منفی سده باشند باشند پردازند ای که اینجا کنار همی باشند ای باشند سیم دیگر را انتروپی ندار هم دهستند هدیج خوش بذادند و معنی دو ساختار همواری دهستند.

در فعل دم، ۶ چن دارم - هر دام به مومنیات خاص خود من می‌پردازد

1.1 Some simple computation

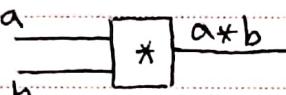
محاسبات ساده و پایه ای هم توانید استدایسم را در آنها بعنی بررسی خواهیم شد.

• The five building-block computation

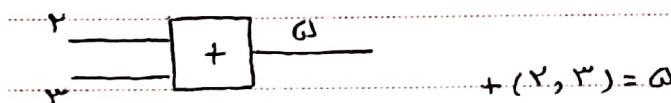
در ادامه می‌سینم
 : reduction \vdash fan-in \vdash Semigroup Computation (1)

تعریف عمار درنائی :

* سکه عمل در تائی روی محمد و است سرگاه $G \times G \longrightarrow G$: * سکه تابع باشد.



زیرا سفر عصری بدان بهم نقطع که عصر را در خود جای باشی دهد
برای مثال جمع که عمل دو تائی است و این در عمل جمع ۲ و ۳ را بهم فقط که عصر ده را بازدید
و این طور دنست که یکبار ۶ دیگر ۷ بدهد



: prefix مُناسٌ

در این نمایش اول عملکرد (operator) و بعد عملوند (operands) در جریان آیند.

تعریف سیم تردد:

(+) سی ستمبر ده است هر ماه:

۱۱) وعده عمل * مسیمه باشد (* سه عمل دو تائی روی چه باشد)

۱۸ عمل * سعی عمل شرست بزرگ (associated with)

P4PCO $\forall a, b, c \in G : a * (b * c) = (a * b) * c$

پردازش مولازی
نکته صریح:

ساس مولازی سازی برای همه معروف سُرست پذیری است و اگر عمل شُرست پذیر باشد حوب است

مثال:

برای جمع $3+2+5+9$ می تراجم $۲\cdot ۳\cdot ۵\cdot ۹$ را به تعدادی بدهم و بلوغم آن که را بهم سینه دهم با نامنه می بویید حاصل ۱۴ است یعنی حرف تراجم کار را بن دو تقریباً کفم داده کار که آنها جواب که را به دست آوردم می تراجم حاصل نهایی را سریع بدهم دست آوردم زیرا جمع شرکت پذیر است دو محاسبه زیر با هم خواهی ندازند

$$3 + (2 + (5 + 9)) = (3 + 2) + (5 + 9)$$

نایابانه عمل $(3+2)\cdot(5+9)$ را به تقریب $(5+9)\cdot(2+3)$ را به تعدادی من دیم و بعد از حساب کردند جواب که را به دیگری می دهیم ما جواب نهایی را به دست آورد.
اما در تغییق نیز تران اینه کار را نکرد و این عبارت زیر را داشته باشیم:

۸ - ۲ - ۵ - ۹

نفر تراجم بدریم $(8-2)-(5-9)$ را به تقریب $(5-9)-(2-8)$ را تقدیر به دست آورد زیرا تفسیق سُرست پذیر است
رامه عبارت فقط سه جواب دارد فقط به صورت نوشتہ سده باشد می سه سرده
 $(5-9)-(2-8) \neq (8-2)-(5-9) \neq (8-5)-(2-9)$
حاصل کی عبارت کی باها با هم متفاوت هستند و نایابانه نیز تراجم روی عمل تغییق این کار را انجام دهیم چون سُرست پذیر است

نکته:

نایابانه کی از محاسبات هم محاسبات اعمال سُرست پذیر است زیرا قابلیت Pan-in reduction را دارد و می توانیم مولفه را بن پردازند که توزیع گنیم و این کی از کاربرد کاراهمیت کی سُرست پذیر است.

پرسش:

چرا یعنی پرده حوب است؟

زیرا می تراجم تله لده گنیم و در سایر کی مختلف محاسبه اینم رجواب آن که را gathering (جلسه، دروغی)

کسیده از gathering جواب آن که تراویم جواب مسئله برسیم

توعرفیd monoid زمینه تلواره):

بنیهای داریم $(G, *)$ ، $\exists e \in G$ مانند هرگاه

$$\exists c \in G \quad \forall a \in G \quad c * a = a * c = a$$

معنی نیم رده عضویتی دارد تلواره نامیده می شود.

کم قدم جلوتر بردم بفردهی رسیم کی مادرانه درس پیشنهادی داشتند و کی در روزهای پیشنهادی پیشنهاد نیاز داریم زیرا در آنجا توابع Multi Linear وجود دارد با در تکراریت ماتریس توانی کلید دفعه همان پیشنهاد کار داریم یا در تکراریت AES مابدای متناهی کی در اینجا پایه میدانیم پیشنهاد است.

parallel prefix computation (۲)

ابتدا در سورده محبت حفظ

prefix sum

می خواهیم عبارت زیر را جمع سینه:

$$a + b + c + d + e$$

prefix sum معنی:

$$S_0 = a$$

$$S_1 = a + b$$

$$S_2 = a + b + c$$

$$S_3 = a + b + c + d$$

$$S_4 = a + b + c + d + e$$

حلقه اوقات ما به جمع جزوی هم نیاز نداریم.

معنی می خواهیم همچنان وقتی که کامپیوتر را انجام دادیم تمام جزوی جزوی را داشته باشیم و به آن prefix sum می نویسیم.

PAPCO

بُردازىن مەلزى

prefix multiplication

بری مہالی خواہم حاصل فریب ذیر را به دست آوریم:

a.b.c.d

$$t_0 = \alpha$$

$$t_1 = a \cdot b$$

$$t_v = a \cdot b \cdot c$$

$$t_w = a \cdot b \cdot c \cdot d$$

نحو

prefix ہی توانہ معرف کرنے والی ساخت ہے۔

مسنون

الگوریتم سوال اینه است که محاسبات باکارا جلوه‌سی توان موازی کرد چرا در حالت باکارا محاسبات parallel prefix می‌باشد اول $s_0 = a$ و بعد $s_i = a + b$ را محاسبه کردیم. ما درینجا اینه عقستم که محاسبات را موازی (نیام دهم) معنی parallel prefix sum بودیم. در حالت کلی بدینال محاسبات parallel prefix X.O.R و parallel prefix multiplication دیگر محاسبات دیگری هستند (موارزی)، عقستم parallel prefix computation

تایا ایمان در عمل پر معاذی ساده سازی سوند

Packet Routing (र)

معنی سُورج خواهد بود که سمت اول را از یک پردازنده ای ب پردازنده دیگر ارسال کنند
نمای برخانه ارسال که سمت دوم را از یک پردازنده ب پردازنده دیگر است. معنی ارسال رسیده از یک source-processor به destination-processor است.

Broadcast (۱۵)

معنی سه ستد را برای هد ارسال می‌سند. Broadcast
برای سال سبکه کی تلویزیونی سبکه کی هستند اما broadcast می‌ست زیرا برنامه را کسی جای تولید می‌سند و در اختیار همه تراجم دارد و آن کی که درست دارند آن را می‌سیند. با در بازار این دادی زند، حسن، همه آن را می‌شنوند کی حسینی است. آن کار دارید جواب بی دارد. ممکن است حیند حسن پروردند و همان سمت حیند نظر پروردند. یعنی در broadcast ارسال برای همه است.

: multicast

که تغییام را به سه کروه مسحی از آدم که می‌باشد امراز عویت سره اند.

سبکه کی wi-fi هم broadcast می‌ست ولی همه تراشند از آن استفاده نکند و می‌ترانند. سبکه wi-fi به صورت multicast دیگری هم است ولی سایر از آن می‌ترانند استفاده نکند که احراز عویت سوند برای مثال دانشجویان از تراشند از wi-fi دانشجو استفاده نکند ولی در فرودگاه wi-fi آن این برای همه باز باشد در آن حالت broadcast می‌شده است.

Sorting (۱۶)

خلی اوقات درست دارم سیستم sort می‌سند یعنی در حوزه پردازه کی موازی حلچه اوقات درست داریم داده که روی پردازند که بسیل معنی sort می‌شود. یعنی پردازند نام، نام، نام کوچلترین عضفر را دانسته باشد و پردازند اول، کوچلترین عضفر، پردازند دوم، دومن کوچلترین عضفر و دانسته باشد. این روش Sorting می‌نویز. در واقع در این روش تابع توانیم مجموعه ای از کلید ک را مرتب کنیم.

Arrange a set of keys

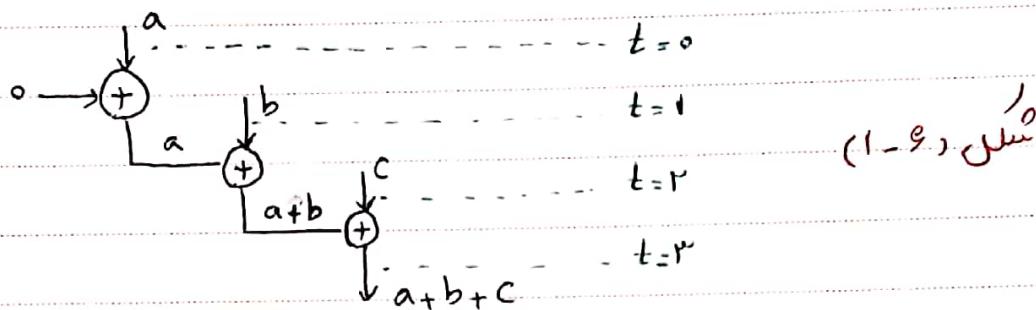
معنی داده کی تراشند بحسب می‌کلید دانسته باشد.

ما این دیگر معلم پایه را معرفی نمی‌کردیم. لیکن براهم الوریتم موازی را مطراهم سیم این دیگر معلم نیست بلکه آن هستند و به همین خاطر بآن کی building-block 5 می‌نویزند. در ساختمان سازی از بلک کی

ساختهای استفاده مرسید دارند و عمل در را فرم هان بلوک کی سازه کی اصل در نوشت آنوریم کی موازی دعستند.

: Semigroup computation on a uniprocessor

هر چند مرضی خواهیم گذاشت $a+b+c$ semigroup باشد پردازندۀ انجام دهیم. ععنو خذی ادعا می شود: ععنو خذی در عمل جمع است و در هر دو ععنو خذی است.



در ابتداء a و $a+b$ پردازندۀ می دهیم حاصل آن a می شود. سپس طرزی پردازندۀ دوباره عمل جمع انجام می شود و خروجی $a+b+c$ می شود و این بجز این می دهم خروجی $a+b+c$ می شود. این عملیات در ۳ ناز انجام می شود زیرا ازه سریع تر کردیم و در کسی ناز می ععنو خذی را دادیم.

بعضی خاطری توئیم در $t = n$ داده داشت با این زمان کارم برای محاسبه n واحد است.

$t = n$

در این نهال سه ععنو خذی a, b, c باشند پردازندۀ به ۳ واحد زمان برای جمع $a+b+c$ نیاز دارد.

تذکرہ

علامت \otimes در اینجا به معنای $XNOR$ صفت دارد در مترافق استایه نلند و به معنای عمل دوتائی (عمل باینری، binary operation) است.

بررسی: داشتگی

چرا با ععنو خذی جمع می شود؟
همین طوری دی خواسته محاسبه را بلوی دی تراستید از آن استفاده نلند و در دو ناز انجام دهیم و در ابتداء a و b را به پردازندۀ بدهید. ولی در واقعیت سه ععنو خذی علامت را از درونی می خوانید

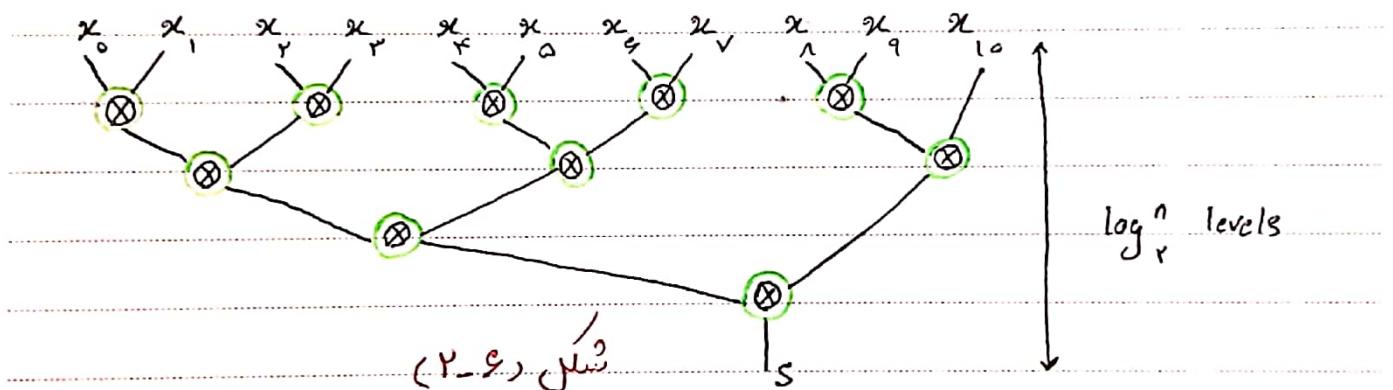
پس اول a را خواند و بعد ط را می خواند و همین خاطر عرق ندارد و همچنان $a+b = b+a$ را جمعی سند آن طرف ط را دارد یعنی فقط سه عمل بیست و نهم می دهد.

ذلک:

در عملیات سُرت پذیر خود پرانتز نداری هم نیست ولی ترتیب هم است و هم تراویح \star جای متغیر ک را عوین کنید و عملیات لزوماً جای با پذیر (abelian) نیست در عملیات جای با پذیر $a+b = b+a$, $a \times b = b \times a$... است.

parallel semigroup computation

semigroup computation on a uniprocessor



آخر بخواهیم عمل با سُرت پذیر باشد برای مثال بخواهیم $x_{10} + \dots + x_1 + x_0$ را با هم جمع کنیم من دانیم عمل جمع سُرت پذیر است یعنی عربه پرانتز نداری در آن هم است

من خواهیم حاصل $x_0 + \dots + x_1 + x_2 + \dots + x_{10}$ را بدهست آورم برای این کار x_0, \dots, x_{10} را به یکدیگر پردازند، پس پس از همه پردازند و به همسن ترتیب x_0, \dots, x_{10} را به یکدیگر پردازند و در مرحله اول پس مغلای بیکار می شوند. در دفعه i به برعهه استراتیست خورده است زیرا در محاسبه جایی بازی شرده است و داده همها به برعهه استراتیست خورده است و داده اضافه تر با این پردازندگی کاری ندارد به برعهه استراتیست خورده است.

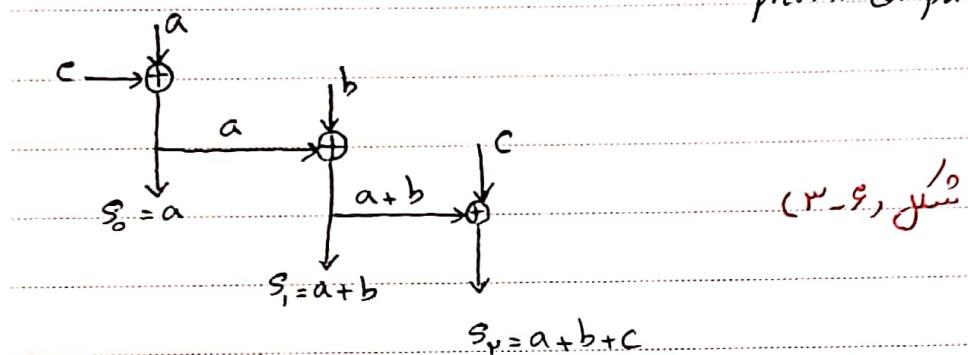
در دور بعد نیکی از پردازندگی داده ای را λ می سینه کرد و به دیگری می دهد و پردازندگی دو تا دو تا یعنی هم پردازند در مرحله دوم داده ای λ به برعهه استراتیست خورده را برای جمع می کسرد. از دو پردازندگی اول دوم

سی پردازنده داده پردازنده سوم رجی هم که پردازنده استفاده می شود و که پردازنده پنجم دوباره در نظر نمی شود زیرا داده جبری پنج را دارد. در دور بعدی دوباره یک پردازنده نتیجه ای نمایید و دست آورده را به دیگری فرستاده ای آخه.

عنوان این عملیات ب اندازه ارتفاع درخت معنی پوچ است. در ارتفاع درخت مانند است. تابرانه اینه کار با n پردازنده در n نوع انجام می شود به شرط آنکه انتقال پردازنده ای محدود است نه استه باشیم.

parallel prefix computation

prefix computation on a uniprocessor



در ابتدا ععنو هایی داشتیم که معنی جمع اول را دهد و سپس b را محاسبه کنند وی در مقایسه با محاسبه کی نیم تروده است پردازنده ای در اینه رویی مقادیر میانی نیز به خروجی روند و ذهنی می شوند.

مسئلہ اینه رویی اینه است. از سی پردازنده استفاده می شود. لیکن با یک پردازنده جلو بروم زمان دوباره برآورده n است. در اتفاقی تو اینه اینه کار را با یک پردازنده انجام دهیم و بعد آن شان می دهیم با زمان امتر از n هم می توان اینه کار را در مسکاری دیگر انجام داد.

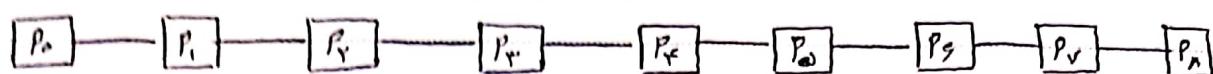
Some simple Architecture

ی خواهیم راجع ب برخراز معماری که صحبت نیم دادیم معماری که ی خواهیم راجع به آن صحبت نیم انتقال خطی است.

Linear array

دلخواه تولوی که ی خواهیم معرفی نیم Linear array است. آرایه کی خطی در اتفاقی سی تعداد

پردازندۀ هستند / به صورت اتوبرسی در کنار دعم تراری سرند.



Max node degree: $d = 2$

Network diameter: $D = p - 1$

Bisection width: $B = 1$

فصل ۶-۴

معنی p ب پ دسترسی دارد و p ب پ دایی آفر برای این نوع انتقال ملیسری از مفاهیم را بیان می‌نماید.

Max node degree: حد اکثر درجه گره

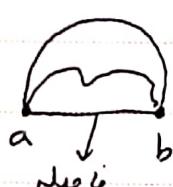
بیشترین درجه انتقال که پردازندۀ را نشان می‌دهد.

برای مثال در فصل ۶-۴) بیشترین رال که پردازندۀ ۲ است زیرا که پردازندۀ حد اکثر درجه با در پردازندۀ ۱ رابهای داشته باشد و $2 = 1$ است.

Network diameter: قطر شبکه

فاصله بین دو نقطه:

طول کوتاهترین مسیر بین دو نقطه a و b را فاصله بین a و b می‌نویسد

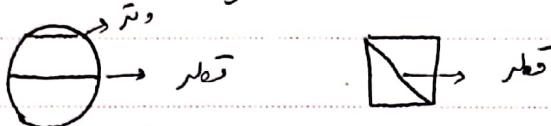


فاصله همیشه طول کوتاهترین مسیر بین دو نقطه است.
همچنان است بین دو نقطه مسیر کمی مختلف وجود داشته باشد اما طول کوتاهترین مسیر فاصله بین آنها است. پاره خط بین آنها فاصله است. پاره خط طول کوتاهترین مسیر باره همچنان بین دو نقطه است.

پردازش صوانی

٦٧

قطر برابر احجام همینه (متصل) تعریف می‌شود و برابر با طول نقطه‌ای بیشترین فاصله است.



قطعه در سه حسل میتواند تعریفی میشود معنیه جایی است که اجزای آن با هم ارتباط دارند و از اجزا بهم مستقل نباشند همین‌ها نمی‌توان راجع به قطعه‌آن که صحبت کرد. قطعه را باید روی اقسام همین‌ها تعریف کرد چون باید بن آن راه وجود داشته باشد.

نیازمند قدر در سکون ده-۴) از هم تا هم و برابر با ۸ است.

$$D = 9 - 1 = 8$$

• حاصلہ بزمِ دونقلہ درج رف

طول بن در مقامه با همیزین در مقامه درگران برادر با تعداد بیان { دعوه } است

اگر n درست است، آنگاه $\sum_{k=1}^n k^m = \frac{1}{m+1} n^{m+1} + O(n^m)$ است.

عرض بخششی (BW): Bisection width

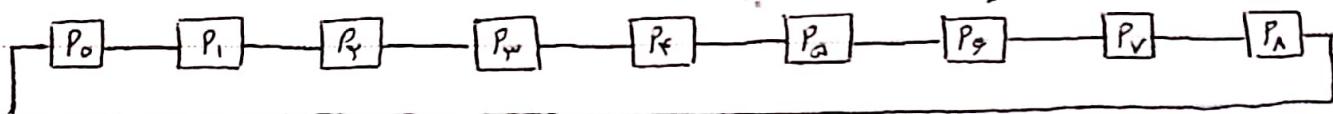
جذبیان حذف کنیم تا بولوگی برابر باشد و بولوگی مساوی از همان شرایط تبدیل شود. زیرا مساوی بترین حالت ممکن است

۵) اگر بِردازند، مُدْرَسَه دُو-۴) حذف نیم جدید (عکاشه حرف است) با می توانیم بگوییم این انتقال حالتی بود است و سلسله از کار لافتاده است- ۶)

خیز و لک اثر از دسته قطعه سرد دو تکه تقریباً مساوی می‌سود و اغلب این طوری است که بسته از نفی خود را زنده که در سیر کار حضور است مرار باشد از شیوه پلتفزم یا مهاری خوب برای اغماں پر (ازنده) استفاده کنم باید طوری ماسد که بسته بردازنده که در سیر باشند.

برای مثال بذیرنیه حالت در زلزله این است که خانه از وسیله خراب سود دستگش (۶-۴) مقدار $W = 1$ است.

اگر بین $P_0, P_1, P_2, P_3, P_4, P_5, P_6, P_7, P_8$ را حذف کنیم به دو توبولوژی تقریباً مساوی تقسیم می‌شود. ممکن است 5×5 حلقه تقسیم نشود و برای امثال 4×6 یا 3×7 تقسیم شوند ولی باید در قسمت تقریباً مساوی داشته باشیم.



Max node degree: $d = 2$

Network diameter: $D = \lfloor P_7 \rfloor$

شکل ۶-۴

Bisection width: $B = 2$

۳ مهاری Ring

اگر P_0 را به P_8 متصل کنیم ساختار ring بدست خواهد آمد (شکل ۶-۵). اگر بزرگتر از P_8 متصل نشونیم حینه اتفاق نخوب می‌افتد.

(۱) Network diameter یا قطر شبکه کم می‌شود.

دو نقطه با بُسیترین فاصله از P_0 تا P_8 یا P_8 از P_0 عبوری نند و تطری را ندارند.

$$(P_0, P_8) = 4$$

$$(P_0, P_8) = 4$$

$$(P_7, P_8) = 4$$

$$P_0, P_1, P_2, P_3, P_4 = 4$$

$$P_0, P_1, P_2, P_3, P_4 = 4$$

$$P_7, P_8, P_9, P_{10}, P_{11} = 4$$

$$P_0, P_1, P_2, P_3, P_4, P_5, P_6, P_7, P_8 = 4$$

$$P_0, P_1, P_2, P_3, P_4, P_5, P_6, P_7, P_8 = 4$$

$$P_7, P_8, P_9, P_{10}, P_{11} = 4$$

اگر P_0 پردازنده داشته باشیم در مهاری ring فاصله $[P_0, P_8]$ می‌شود.

بررسی:

حلقه این ساختار را برتر می‌بینیم!

بهتر شد چون فاصله هسته سده routing زمان هسته سده دوباره این سه برابری دسترسی ارسال اسیم زمان در بدترین حالت $2P_8$ کاملاً باید در حالی که در روش و مهاری اتوپوس زمان $1-P_8$ بود.

۲) در مهاری ring جایبر با ۲ است.

در حالت مهاری ring باید ۲ بایل حذف اسیم \rightarrow شکل ۶-۷ می‌شود. لعنی علاوه بر حذف بایل (P_4, P_5)

P₄P₅C₀

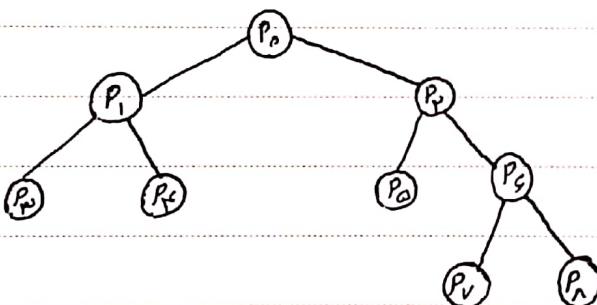
بابی بابل (۸، ۹، ۱۰) حفظ سود.

بررسی:

آنچه BW در مهاری ring بیشتر سود همتر باشد است.

بیشتر سود همچون ما نظر خواهیم شد دو ندی سود دهنده خواهیم اینه اتفاق بیفت و سلسله قطعه سود. با اینه بیفت ایجاد fault tolerance system با failure ایجاد معنی سیستم کی تحلیل پذیر در برابر خطا هی که بوند و بر اینه اساس مهاری شکل دو-۵) بهتر از مهاری اتوبوسی شکل دو-۶) است زیرا در سرددلیلی اینه بابل بین ۴ و ۵ حفظ سود در مهاری اتوبوسی ارتباط بین دو ندی قطعه هی پذیر در حالیکه در مهاری ring بعد از قطعه بابل ۴ و ۵ هنوز ارتباط برقرار است و می تواند ارتباط خودش را ادامه دهد. مهاری ring سبب ایجاد مهاری اتوبوسی سبب ایجاد مقاوم تر است و دنیه تی تنزل مطبوع با مهاری ring gracedful degradation دارد. در مهاری ring اینه بابل ۴ و ۵ قطعه سود سیستم باحالت بدتر تنزل پیدا نمی کند اما همچنان برای مهاری خوب محسوب می شود.

۲) مهاری درخت دودی مترازن (Balanced Binary Tree Architecture)



max node degree: $d=3$

Network diameter: $D = \lceil \log_2 n \rceil - 1$

Bisection width: $B=1$

شکل (۶-۶). درخت دودی مترازن ناگام

اگر ان ارتباط پردازنه ای با برآین ترتیب است n تعدادی پردازنه داریم و مادر انتقامگان ترجیح هم داریم این balance می باشیم.

توازن در balance :

معنی معdar $H_B = 1$ می باشد.

(height-balanced) معنی قدر مطلق حد این اختلاف ارتفاع زیر درخت چیز دنیه دنست است سه چهاره برابر با ۱ می باشد.

depth(v) : د عق نوره

مجموع سعه نوره فاصله آن نوره تا ریشه است یا طول مسیر نوره تا ریشه است.

برای مثال وقتی راجع به مجموع صفت هر سین و هی و نیم محل آن مد است محل را از کف بیان نظر نموده از سطح (بابا) شاه می کند.

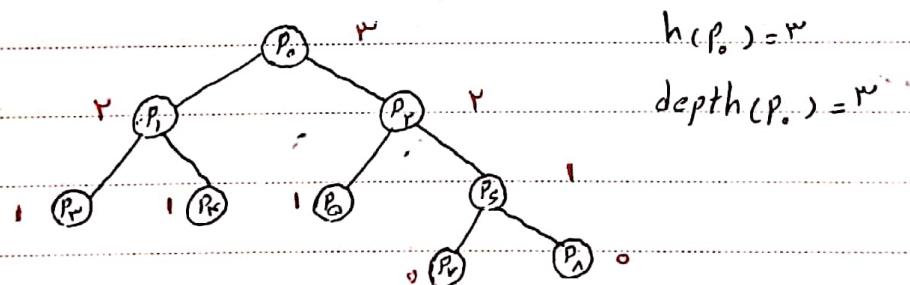
height(v) : ارتفاع نوره

ارتفاع نوره، طول مطلوبی ترین مسیر از آن نوره تا سکه پرس است.

برای مثال از پنجه شاهی سینه باشند فاصله از پنجه شاهی ارتفاع است و ارتفاع از پنجه تا جایی است که زمین بخوبی و متعلاست سینه درست شوند فاصله از زمین را درج کرد.

sum(v) - ارتفاع ریشه = سطح نوره : Level(v)

$$L(p_r) = h(p_r) - \text{depth}(p_r)$$



$$L(p_0) = h(p_0) - \text{depth}(p_0) = 3 - 0 = 3$$

$$L(p_1) = h(p_1) - \text{depth}(p_1) = 2 - 1 = 1$$

$$L(p_2) = h(p_2) - \text{depth}(p_2) = 2 - 1 = 1$$

$$L(p_3) = h(p_3) - \text{depth}(p_3) = 1 - 2 = -1$$

روشی height-class ترین سطح را در وسط ران از حد بابا تراست و level ریشه با ارتفاع آن برابر باشد.

PAPCO _____

بردگذشتن متوالی

درخت دودوی متوالی $M_B(K)$:

که درخت دودوی $M_B(K)$ است اگر قدر مطلق تفاضل ارتفاع هر زیر درخت چیزی دزیر درخت راست درجه حریم K باشد.

درخت متوالی:

درخت متوالی درخت $M_B(1)$ است.

در شکل (۶-۶) ارتفاع زیر درخت سمت راست β برابر با ۳ و ارتفاع زیر درخت سمت چیز آن ۲ است بنابراین $|1-2|=1$ است.

$$P_0 = |1-3| = 1$$

$$P_1 = |1-1| = 0$$

$$P_2 = |1-2| = 1$$

و چنین درخت متوالی

در درخت متوالی تا سطح $-1-K$ معنی سطح ا درخت کامل باشد است و تمام گره کی آن در سطح 0 و اتفاقاً منطبق است.

h : ارتفاع درخت

$$2^0 + 2^1 + \dots + 2^{h-1} < n \leq 2^0 + 2^1 + 2^2 + \dots + 2^{h-1} + 2^h$$

تعداد گره که در سطح رسید:

2^{h-1} : سطح ا درخت کامل

$$2^h - 1 < n \leq 2^{h+1} - 1$$

وقتی ارتفاع درخت n است حتماً گره بیشتر از درختی دارد اما ارتفاع آن $-1-h$ و پراست بنابراین

n نبرده شده از حاصل سمت چیز است

درخت n گره ندارد و کی تواند داشته باشد بنابراین n کوچکتر و مساوی حاصل سمت راست است

نیز عبارت در باقی:

$$a^n - b^n = (a - b)(a^{n-1}b^0 + a^{n-2}b^1 + a^{n-3}b^2 + \dots + a^1b^{n-2} + b^{n-1})$$

$$r^M - 1 = (r-1)(r^{M-1} + r^{M-2} + r^{M-3} + \dots + r + 1)$$

$$1 + r + \dots + r^{M-1} = r^{M-1}$$

$$r^h - 1 < n \leq r^{h+1} - 1 \xrightarrow{\text{درینج}} r^h < n+1 \leq r^{h+1} \xrightarrow{\text{لگ}} h < \log_r^{n+1} \leq h+1$$

$$h+1 = \lceil \log_r^{n+1} \rceil \rightarrow h = \lceil \log_r^n \rceil - 1$$

فرمول ما $r^{h+1} - 1 < n \leq r^{h+1} - 1$ است و n چیزی است که از $r^h - 1$ بزرگتر است پس از $r^h - 1$ بزرگتر است و n از $r^h - 1$ بزرگتر است لذا n واحد بیش از $r^h - 1$ است.

n از $r^{h+1} - 1$ تا r^{h+1} است زیرا از $r^h - 1$ تا $r^{h+1} - 1$ بزرگتر و مساوی است و از $r^{h+1} - 1$ تا $r^{h+2} - 1$ کوچکتر است.

$$r^{h-1} - 1 < n \leq r^{h+1} - 1 \rightarrow r^{h-1} - 1 < n \leq r^{h+1} - 1 < r^{h+1} \rightarrow r^h \leq n < r^{h+1}$$

$$r^h \leq n < r^{h+1} \xrightarrow{\text{لگ}} h \leq \log_r^n < h+1 \quad h = \lfloor \log_r^n \rfloor$$

من شنیدم که در کتاب علمی برای تئوری کامپیوشنز CLRS صفحه ۱۷۰ داشت که :

$$\lfloor \log_r^n \rfloor = \lceil \log_r^{n+1} \rceil - 1$$

نماینده ارتفاع درخت مترادف همیشه برابر با

$$h = \lceil \log_r^{n+1} \rceil - 1$$

$$h = \lfloor \log_r^n \rfloor$$

لیکن CLRS : Cormen & Leiserson & Rivest & Stein

پردازش صراحتی

پرسش:

کامپیوتر که از همین اعداد $a^n - b^n$ استفاده می‌ست. کم عدد در منابع مادریم و می‌خواهیم به منابع دویم رسید. حیند رقم نیاز داریم؟! بخواهیم به منابع دویم رسید. حیند رقم نیاز داریم؟!

پرسش:

در ساختار درختی میند است؟!

حداکثر درجه گره معنی در ساختار درختی کم درجه حد اکثر را جنبد گره دلیر در انتها است.

در شکل د.۶-۶) حد اکثر درجه گره برابر با ۳ است.

پرسش:

کم باشد خوب است. بایزیاد باشد؟!

زیاد باشد بد است زیرا گلوباه (bottleneck) ایجاد می‌کند و سوره مرتب از جوابات مختلف پیام می‌برد.

تذکر:

آنچه دیگری؟ اگر زیاد مایم باشد خوب نیستند باید کم چندرابل تبرک باشد. سیستم بتواند به خود بکار خودش اراده دهد.

در شکل د.۶-۶) در نقطه باسیسترن فاصله درخت دودوی پژوانی network diameter آن از

۲ تا ۴ مرسد.

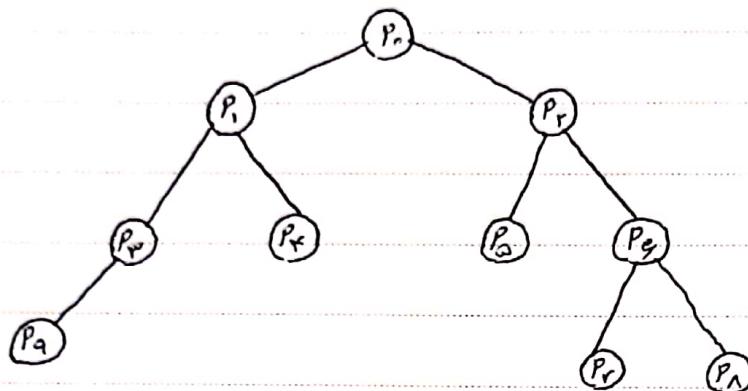
$$1 - \left\lfloor \log_2 n \right\rfloor = \left\lceil \log_2 n \right\rceil + 1$$

ارتباع زیر وقت را می‌دانیم ارتباع زیر وقت می‌باشد.

بنابراین قطر در شکل د.۶-۶) برابر با $1 - \left\lfloor \log_2 n \right\rfloor$ است.

(۱-۲) می‌توانند باشد و نیز می‌توانند نباشد. برای مثال در شکل د.۶-۷) مقدار ۱- در قطر درخت وجود

نکارد.



$$\text{Network diameter: } D = \lceil \log_2 n \rceil$$

شکل (۱۸-۹)

درخت سُلْ (۱۸-۷) هنوز مترابز است و دو نقطه با بیستون فاصله از P_9 تا P_7 یا P_8 باشد. ارتفاع هر دو زیردرخت برابر با $\lceil \log_2 n \rceil$ است.

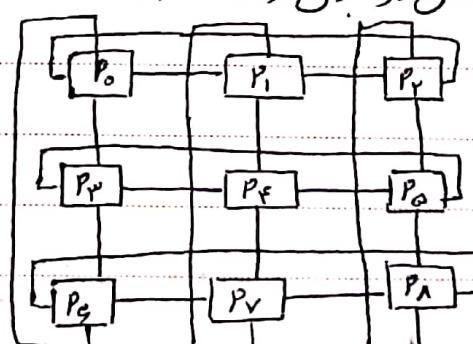
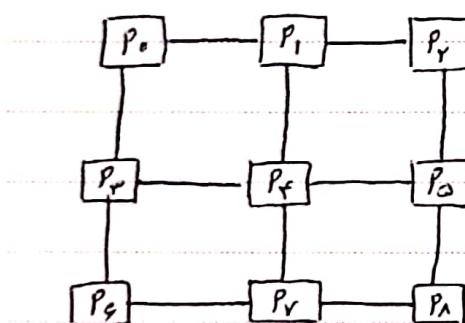
$$D = \lceil \log_2 n \rceil + \lceil \log_2 n \rceil = 2 \lceil \log_2 n \rceil$$

آخرین سُلْ نزندی داشت که فقط یادی از ریشه عبارتی سُلْ قطر $\lceil \log_2 n \rceil$ می‌شود.

فاصله P_7 تا P_8 برابر با ۲ است.

در سُلْ (۱۸-۹) عرض دوختنی $BW = 1$ است و لایر بال (۱۰، ۱۱) را حذف / سُلْ سُلْ تقریباً به ۲ بخت مسادی تقسیم می‌شود.

• معماری سُلْ دو بعدی (2D) Mesh



$$\text{Network diameter: } D = \sqrt{p} - 1$$

$$D = \sqrt{p}$$

$$\text{Max node degree: } d = 5$$

$$d = 5$$

$$\text{Bisection width: } B \cong \sqrt{p}$$

$$B \cong 2\sqrt{p}$$

P4PCO

شکل (۱۸-۹)

پردازش مجازی

که مس^ن $x+y$ به تعداد n پردازند در سطح و n پردازند در سطون دارد و n طوری $x+y$ پردازند دارد

پرسش:

بین تمام مس^ن کی ۲-بعدی با $x+y$ پردازند در سطح و n پردازند در سطون کدام مس^ن کمترین قطر را دارد؟
امنه که مسئله ریاضی و سیار هم در کامپیوتر است. اینجا مس^ن با $x+y$ سازم پس $x+y$ است. سوال اینه است که درین تمام مس^ن کی $x+y$ کدام مس^ن است که کمترین قطر را دارد؟
فرض کنید $x+y$ پردازند داریم و $x+y$ توانیم $x+y$ زیادی سازم کدام مس^ن قطر کمتری دارد؟
برای مثال مس^ن توانیم $x+y$ سازم و فرض کنید $x+y$ توانی از ۲ است. حالا کدام مس^ن کمترین قطر را دارد؟

پرسش $x+y$ باشد قطر برابر است با

$$D = x + y - 1 = x + y - 2$$

$$x + y = p \quad \text{نسبت است}$$

مسئله جیرستان:

اگر فربن ثابت باشد جمع زمان \min است نه بود و با هم برابر با \sqrt{p} باشد.

$$x + y = p \quad \min(x + y) = \sqrt{p} + \sqrt{p} = 2\sqrt{p}$$

$$\rightarrow D = 2\sqrt{p} - 2$$

اثبات اینجا در اینه حالت \min رخی دهد:

$$(x + y)^2 = (x - y)^2 + 4xy \geq 4xy$$

$$(x + y)^2 \geq 4xy \rightarrow x + y \geq 2\sqrt{xy} \rightarrow x + y \geq 2\sqrt{p} \rightarrow \min(x + y) = 2\sqrt{p}$$

و $x + y$ ممیزه از \sqrt{p} بودست است س^ن کمترین آن \sqrt{p} مرئد و همین حالت اینه است که $x = y$ باشد و \min زمانی رخی دهد که $x = y$ باشد.

پرسش:

بین مس^ن کدام از همه بین است؟

مس^ن کمترین قطر را دارد زیرا ناچیز در آن کمتر است و نابرابر برای اینه تا خیز کمتر باشد $x = y$ باشد

قطدر برای ما فرم است زیرا صریح و تطری بسیست باشد تأخیر (latency)، بیستر جزو.

جلسه هفتم:

ما در جلسه نوزده راجع به توپولوژی محبت کردیم و سه توپولوژی زیر را برای سریع:

(۱) Linear Array

(۲) Binary Tree

(۳) 2-D mesh

ویان مردم نه چگونه کار می کند در مورد قدرت آن، ارتباط پرازنده ای، حد انت درجه دهنده و دهنده دو گشتی

محبت کردیم

پرسش:

دهنده دو گشتی چیست؟!

معنی توپولوژی را به نوبه ای تقسیم نمایم که تقریباً به در قسمت مساوی تقسیم شوند و نه درین

"دقیقاً" زیر گفتن است دقیقاً همچنین اینان را نه است باشیم.

"عنیم" building block computation ۵ درینه و حسابه پایه ای می باشد که سازنده سرعتیم موازی استفاده می کنند.

① Semigroup Computation

کم مجموعه مابه عمل را کمین نمایم که این عمل سبیت و سریست بزیر باشد.

"عنیم" مابه عمل کی در موازی سازی نیاز داریم که ترجیحاً سریست بزیر باشد یا اصطلاحاً حسابه ما

کم Semigroup computation مابه زیر ای خواهیم خاصیت سریست بزیری داشته باشد.

کم reduction خام دیگر Semigroup Computation ایست.

نیازمند عملی مابه قابلیت اینه را دارد که پرانتز لذداری آن را جایجاً نمایم عمل نمایم که در عرضی fan-in reduction ایست.

پرسش:

چه عملیات اینه دیری را دارد؟!

$\oplus, \cup, AND, OR, *, +$

پرسچ

آن XOR سرت پذیری دارد

دلخواه

x	y	z	$x \oplus y$	$(x \oplus y) \oplus z$	$y \oplus z$	$x \oplus (y \oplus z)$
0	0	0	0	0	0	0
0	0	1	0	1	1	1
0	1	0	1	1	1	1
0	1	1	1	0	0	0
1	0	0	1	1	0	1
1	0	1	1	0	1	0
1	1	0	0	0	1	1
1	1	1	0	0	0	0

نیازمند مقادیر دو عبارت $(x \oplus y) \oplus z = x \oplus (y \oplus z)$ باشند و XOR دارای خاصیت سرت پذیری است و نیازمند توانی از آن به عنوان Semigroup computation استفاده کنیم.

نکته:

$$(x \oplus x) = 0 \quad x \oplus 0 = x \quad x \oplus 1 = \bar{x}$$

XOR ماتریس جمع با باقیمانده ۱ است.

XOR can be viewed as addition modulo 2.

$$0 \oplus 1 = (0+1) \bmod 2 = 1 \bmod 2 = 1$$

$$1 \oplus 0 = (1+0) \bmod 2 = 2 \bmod 2 = 0$$

XOR در اینست، عضور صنایع رمزگشایی جریان بسیار قوی است. الگوریتم DES و AES از ویژگی سرت پذیری XOR استفاده می‌کند.

در رمزگشایی جریان (stream cipher)، کلید رموز مولد کلید داشتیم. آن کلید مولود مولود XOR است. این را رجواهیم ارسال شیم و کلید k باشد باید $a \oplus k$ را روی کانال ارسال شیم.

$$a \xrightarrow{a \oplus k} b$$

$$b = a \oplus k$$

روی کانال ارسال می‌شود. نیازمند a رفته و ارسال می‌شود. حالا حفظی می‌تران آن را

از رمز خارج کرد و دوباره به a رسیده با b سرینه کلیدی K را درد و طراز روی کانال دریافت می‌شود
طراز با K XOR می‌شود.

$$b \oplus K = (a \oplus K) \oplus K = a \oplus (K \oplus K) = a \oplus 0 = a$$

عنوان خاصیت سُرست پذیری XOR است این روش اسیست کار می‌شود برای اینه بتوانیم اثبات
که ایام داشم از خاصیت سُرست پذیری XOR استفاده می‌نمایم داشن اساس روش اسیست
برای این است.

: parallel prefix computation (۱)

در نظر مرحله پردازندۀ مقادیر حودس را با محاسبه روزی همه مقادیر قبلی خود را نمایند
برای مثال اگر جمع اعداد $n = 2^3 = 8$ را جمع کنند پردازندۀ اول مقادیر اول اند و پردازندۀ دوم مقادیر دو
روزی باشند مقادیر $= 2^3 = 8$ را پذیردند. در نتیجه مجموع مقادیر داشته باشند.

ب معنای خواندن scan computation خام parallel prefix computation
است

: Routing (۲)

ارسال نکه سبّه (پیغام) از پردازندۀ مبدأ (source) به پردازندۀ مقصد (destination) است.

: broadcast (۳)

نکه سبّه از پردازندۀ به همه پردازندۀ ارسال می‌شود

: Sorting (۴)

داده‌گان به نوع روش پردازندۀ تراکم سرینه پردازندۀ نام نه اینکه بطوری که اینکه عدفر را داشته باشد.

نوع توزیعی داشته باشند سه مورد از آن را بیان کردیم.

(۱) مهاری Linear Array



۱) معماری درخت دویایی Binary Tree

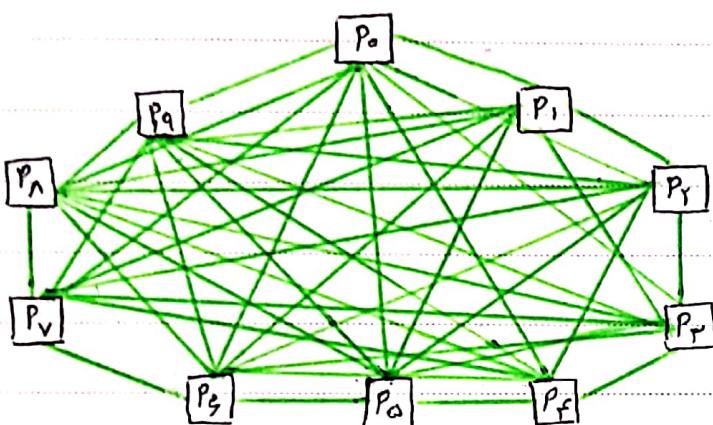
۲) معماری ۲-D-Mesh

۳) معماری shared-variable نوکران کامل با

• Shared-Memory Architecture

• معماری نوکران کامل

اگرچه این معماری خواصیم در مورد توزیعی نوکران کامل صحت نیم. در نوکران کامل سعی تعدادی بیشتر داریم - سرورهای تمام گروهی دنیه متفق است.



Max Node degree: $d = p-1$

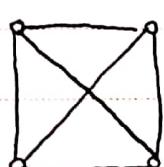
Network diameter: $D=1$

Bisection width: $B = \lfloor \frac{P_r}{2} \rfloor \lceil \frac{P_r}{2} \rceil$

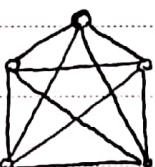
• Max node degree

نوکران کامل با m رأس حد اکسر درجه سروره برابر است با

$$d = p-1$$



نمای اکسل با ۴ رأس



نوکران کامل با ۵ رأس

max node degree : ۳

max node degree : ۴

مشکله :

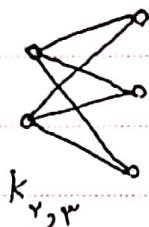
ب معماری نوکران کامل، معماری shared-variable هم می تواند.

Bisection width

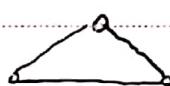
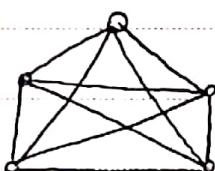
نوکران با بر توزیعی ب دو قسمت تقریباً مساوی تقسیم شود. اگر م رأس داشته باشیم پس در سه طرف د

P4PCO

پر دیگر درست دنیا مرار دارد.
گراف دو جنسی کی حل $K_{2,3}$ به صورت زیر است.



آنکه گراف عیان دارد که صریح طرف به تمام رأس کی سمت دیگر عیان دارد.



از آن به تعداد عیان کی $K_{2,3}$ عیان حذف کی ششم

اگر از گراف کامل با ۵ رأس به اندازه عیان کی گراف $K_{2,3}$ عیان حذف کنیم گراف به دو قسمت تقسیم مساوی تقسیم می شود. نباشد عیان کی بین دو قسمت ۳-تایی و ۲-تایی رئوس دسته دارند. حذف کی ششم:

عاید به اندازه گراف دو جنبه عیان حذف نمودم. برای اینکه گراف دو جنبه می شود چون هر رأس دارای سه طرف [پر] و طرف دیگر آن رأس دارد، پس آثار تمام عیان کی بین این دو محدوده قسمت را حذف کردum.

بررسی:

که می خواهد دلیل حداست تعداد گره کی عاید صریو حقدراست؟

$$N_0 = 1$$

$$N_1 = 0$$

تمام گره کی که در فاصله ۱ و همتر از از ۲ مرار دارد.

$$N_2 = 1$$

تمام گره کی که در فاصله ۲ و همتر از ۲ از مار مرار دارد.

$$N_3 = 2$$

تمام گره کی که در فاصله ۳ و همتر از ۳ از مار مرار دارد.

N_n تمام گره کی است که در فاصله n از ۰ گره مار مرار دارد.

: $N(d)$

$$N(d) = N(d-1) + 2d$$

تعداد مردم روه کی حسابی روه خاص در فاصله d با همتر

نکته:

انه مردم خلیه رهم است. و در پردازش موازی از آن جنی استفاده می شود.

اگر در میان روه کی بـ فاصله d از رأس عویضه این سـم معنی انتشار اندازه ریوس کـه مـن $2x2$ رـأس جـدید اضافـه کـردیم. رـیوس بـ اضافـه d از عـو در مـسیر رـیوس بـ اضافـه d از مـلاعـم و بـ جـرد دارـد مـیـسـن وـقـتی $(d)N$ رـا حـاسبـه مـیـسـم کـه بـ وـقـتی $(1-d)N$ بـ عـلـاوـه تـقدـاد رـیوس سـرـدـی کـه مـن $2x2$ است. در اینـه مرـحلـه 8 رـأس معنـی $8 \times 2 = 16$ رـأس اضافـه رـوه است.

وقـتی بـ جـراـحـم کـه وـاحـد دـیـگـر حـلـوـبـرـوم دـورـه کـی در فـاـصـلـه 3 اـز رـأس مـلـوـرـاـس مـهـرـهـکـی اـضـافـهـی بـتـوـد؟ در هـر مرـحلـه جـاـگـی رـاـهـکـم دـارـم بـ وـسـیـش مـن دـهـم بـجاـراـکـم دـاشـتـم؟! جـواـرـبـوـسـهـای سـه دـمـرـحلـهـ قبل بـشـود در اـینـه مرـحلـه بـ تـرـهـکـی اـضـافـهـی بـشـود. اـنتـارـهـ اـندـازـهـ رـوهـ کـی بـیـروـنـی کـه مـن $3 \times 3 = 12$ لـعـرـهـ اـضـافـهـ خـرـسـنـد

ثابت:

$$N(d) = N(d-1) + 2d$$

$$N(d) - N(d-1) = 2d \xrightarrow{\text{از طریق که می بینیم}} \sum_{d=1}^N (N(d) - N(d-1)) = 2 \sum_{d=1}^N d$$

پـیـشـنـالـه اـز اـنـاـ N است.

فرـدـلـتـسـوـبـی $\rightarrow \sum_{d=1}^N (N(d) - N(d-1)) = N(n) - N(0) = f \times \frac{n(n+1)}{2}$

$$N(n) = 2n(n+1) + 1 \rightarrow N(n) = 2n^2 + 2n + 1$$

$$N(0) = 2(0)^2 + 2(0) + 1 = 1$$

$$N(1) = 2(1)^2 + 2(1) + 1 = 5$$

$$N(2) = 2(2)^2 + 2(2) + 1 = 11$$

$$N(3) = 2(3)^2 + 2(3) + 1 = 25$$

مَاعِدَةٌ تَلْسُوِيٌّ يَا ادْنَامٌ:

$$\sum_{i=1}^n (a_i - a_{i-1}) = a_N - a_0$$

$$\sum_{i=m}^n f(i) - f(i+1) = f(m) - f(n+1)$$

$$\sum_{i=m}^n f(i+1) - f(i) = f(n+1) - f(m)$$

السادس

$$\sum_{i=m}^n f(c_i) - f(c_{i+1}) = f(m) - f(m+1)$$

$$f(m+1) - f(m+2)$$

$$f(n-1) = f(n)$$

$$f(n) - f(n+1)$$

بِر سس :

کاربرد ترکیبی نورافن با مل در حاست؟

فرهنگ کسینه می خواهیم سایر بدهی ای داشت. مسلکه بخوبیست. اول خودمان حسنه است بعد برای همسایه کی کناری ارسال می شوند و آن کی برای همسایه کی خود ارسال می شود. این توابع لوگویی در routing هم برای ما معنید است و اینجا هم معملاً را به همه ارسال می شوند ادل به همسایه کی مجاور خود من فرستیم و همسایه کی مجاوری تراست به همسایه کی مجاور خود و به همین ترتیب ارسال می شود.

بیانی دوست، اینجا در وطن پائیں

سُلَيْمَانِ بْنِ دَنْعَرِ وَسَادِيٍّ كَوْنِيْنِ بَابُنْ

زنان ایخا، چو سیر سوزه کو سند

 ائمہ مردم، دراین‌جا مابین وزن مابین!



مسئلہ با ۱۲۶ پردازندہ داریم۔ ابعاد آن را جزو در حین در تظریب بگیریم تا قطر آن Min سودجو

$$P = x + y = 126$$

$$\text{قطر } D = x + y - 2$$

من خواهیم قطر بعنی $D = x + y - 2$ حداقل سود بعنی

$$\text{Min}(x + y) - 2$$

۲- مقدار نیابت (ست پس باشد مقدار $(x+y)$ $\text{Min}(x+y)$ را بدست آوریم۔

$$(x+y)^2 = (x-y)^2 + 4xy$$

اگر بتولیم x را با y برابر بگیریم داریم:

$$\text{Min}(x+y)^2 = \text{Min}(y^2 + 4xy)$$

و نابرابر

$$y^2 + 4xy = (x+y)^2$$

دی تراویم x و y را Min را بدست آوریم۔

همکن ایست متوازنیم لہ را با y برابر بگیریم۔ برای مثال ۱۲۶ پردازندہ داریم و من تراویم x را با y برابر سینم نباشیم باید مقدار $(x+y)$ را در مرمول زیر حداقل کنیم

$$\text{Min}(x+y)^2 = \text{Min}((x-y)^2 + 4xy)$$

برای اینکه Min تظریر را به دست آوریم باید $(x-y)$ را کنیم و ک وقتی مفتوح شود باید مقدار $(x-y)$ را حداقل سینم برای مثال ۱۲۶ و... دوسترنے حالت محلن را باشد برای آن در تعریف نهاده

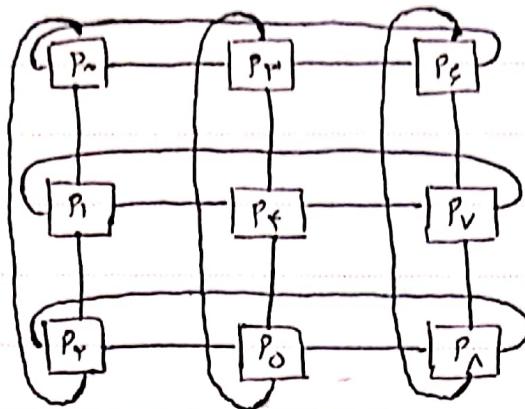
$$\begin{array}{r} 126 \\ 63 \\ 21 \\ 7 \\ 1 \end{array} \left| \begin{array}{r} 2 \\ 3 \\ 3 \\ 1 \\ 1 \end{array} \right. \begin{array}{r} 126 = 2 \times 3^2 \times 7 \\ 63 \\ 21 \\ 7 \\ 1 \end{array}$$

$$\rightarrow x=9 \quad y=14$$

باید حاصلگزین در عدد را تقریب سینم ابتدا آن حداقل باشد و Min در حالت ایست $x=9$
و $y=14$ باشد و دوسترنے ناچالد را در این حالت دارند.

در ادامه دیگری کی مسئله بعدی چنبره را بررسی می‌سینم.

لای ترایم شل چنبره (torus) دسته با سیم باری ترایم نداشته با سیم چنبره دوچه دسته هم مورد.



max node degree: $d = 5$

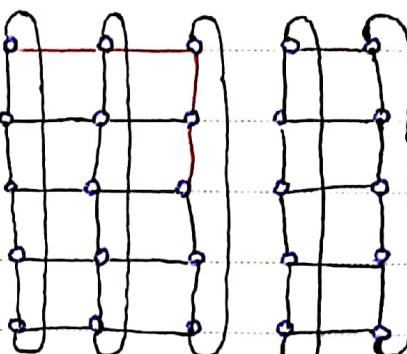
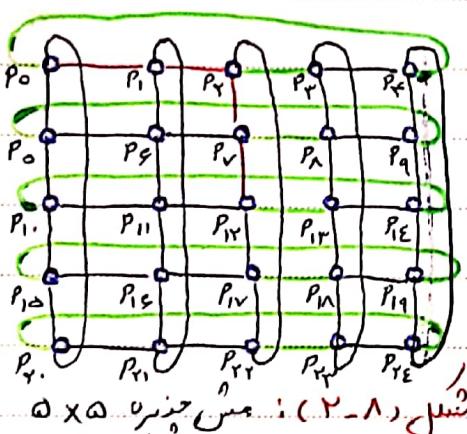
Network diameter: $D = \sqrt{P}$

Bisection width: $B \approx 2\sqrt{P}$

شل (1-۱)

Max node degree

حد اسرد درجه ۵ هر ۸ برابر با ۱۴ است زیرا سفره باعده هر راه دیگر ارتقا ندارد.



بعد از زدن یکی بروزت

Network diameter

در لای ترایم چنبره چون حلقه وجود دارد بیشترین فاصله بین دو راه از چه مرست تا وسایه بسته جلو دیگر تا $\frac{P}{2}$ و از آنجا مرست بسته بین تا $\frac{P}{2}$ کم در شل (۲-۱) است فاصله از مرست تا $\frac{P}{2}$ بخطاطر یکی حلقه ۲ است.

بنابراین به $\left[\frac{\sqrt{P}}{2} \right]$ مرست بسته و سه د $\left[\frac{\sqrt{P}}{2} \right]$ مرست بسته بین برای حد اسرد فاصله دو راه نیاز است.

$$D = \left\lfloor \frac{\sqrt{P}}{2} \right\rfloor + \left\lfloor \frac{\sqrt{P}}{2} \right\rfloor = \sqrt{P}$$

بردازی مجازی

Bisection width

برای اینلیه شُل هر دو قسمت تقریباً مساوی تَعْسِيم سُرُد، بایدِ یال کی چنبره افق نه در قسمت را بهم دصل کرده حذف سُوند. معنی بایدِ براندازه تعداد لکه‌های کی یک مُشْ لَک بعدی یال چنبره د (۳۷) حذف سُرُد.

آخر مسند دو بعدی م بپردازند داشته باشد مسند سیم بعدی آن که لا پردازند دارد.
همچنانی برای حذف ارتباطات و سایر بین درستیت باید باین کی نه باقی انتقال دو هارت می‌شوند
به اندازه که دفعه‌ست را حذف ننمی‌نمایم. تا برای نه حذف که ۲۵ برای جداسازی در فتحت نیاز داریم.

$$\sqrt{P} + \sqrt{P} = 2\sqrt{P}$$

ماں کی رسالہ یاں کی چنبرہ

Bisection width عرض حدودی است و ۲۷ متر سود جن سُمْ باشد یا لحذف کنندگی من رأس حذف هر سهم - باشد چهار یا کمتر بدهد دو قسمت مسادی تقسیم سود می‌باشد.

$$t\sqrt{p} + \sqrt{p} \approx \omega\sqrt{p} = \Theta(\sqrt{p})$$

اُن برگاهیم از دسته کا حذف سُنّم در اساس رأس در تعلیم باز اعرار اس ع میل حذف می شود و کاچ میل حذف می شود دیگر از کا حذف هن سُردو معنی از کلا است و کا هم برای حذف میل کی چنبره است.

مکان معتبری از آنکه دارای حرف سُوند رکی برای این نوشتہ مکانی است که بدانند هر یالی این وسله حذف سُوند باشد. انتقام‌گیران مکانی حذف سُوند رکی برای این نوشتہ مکانی است که بدانند هر یالی این وسله حذف سُوند باشد.

جعفر

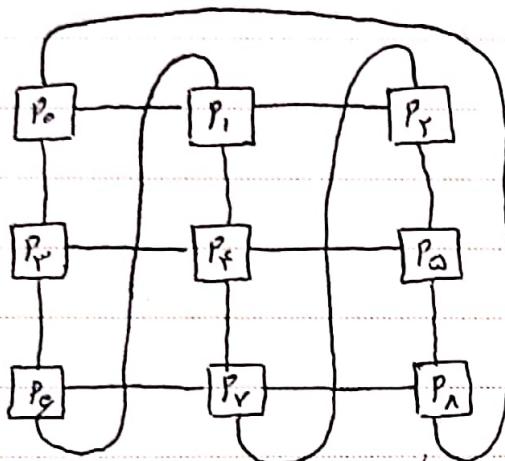
در حینه 3×3 قطر شده متن خرموں برابر با $= 3 = \sqrt{9}$ خسته وک درسی برابر با ۲ است چرا؟
 [۲] معنی $1 = \frac{1}{2}$] حلولی رویم و بحسب اندازه پایین خواهیم برابر با ۲ بود. این که مزء مدیر
 است دلیل اینا و پاس در Order ایشی ندارد و اینه که حدودی هستند.

میرزا

در مسون ۷۸۷ قطره سلیمان حقد را صفت؟!

لی یوئیم تعریفیاً ۷ است زیرا $\sqrt{49} = 7$ می‌شود. ولی اگر فقط بتویم $6 = [\frac{7}{2}] \times [\frac{7}{2}]$ من مسند و اینه سه واحد اثیری در تقریب ندارد و ما در مرور دس کی بزرگ 1000×1000 یا 2000×2000 پردازند. صحت حرسیم دیگه باکه دیگه ناتاییری ندارد و زمان تعریفی را حساب هر ۱۰۰۰.

انفعال می‌تراند به شکل snake-like باشد و بانه (سال) می‌برند در تاب (M. quinn)



شکل (۴-۸)

من بعد از هزار سال تمام حقیقی روزی مرده ام به خانه باز خواهد بود
تو از این سپوره زنان تقوی کوچید نرس
عن عذارم سبب کی ساخت بازیزی

از قول دوکای لرزانی باد بررسی

هر کجا که جا شم، باز کعن برستانه از استیاه مرد لی نزدم

لی آیم میش کی عصب مانند تو رای نویسم

پتوی چهارخانه خدم را، تا زیر حیانه ات باکای کسیم

و بعد... که طوری پرده را گناری زخم

که باد از سهارش مردمان بی بورش

تفهمد که بی کم دارد.

سید علی هادی

P_APCO



• Architecture / Algorithm combinations

۷. چهارمین جایزه دادگری از سوی سازمان

Linear Array (1)

Binary Tree (r)

2D mesh (r)

(shared variable & complete graph or fully mesh grid)

در سیکل بگراین کافی mesh fully دویم دلی اینجا هنوز shared variable میتویم، با آنچه در سیکل دویم متغیر است.

۱۰ پنجم عملیات پایه زیر را در فرآیند می:

Semigroup Computation (1)

parallel prefix computation (P)

packet Routing

Broadcast (x)

Sorting CS

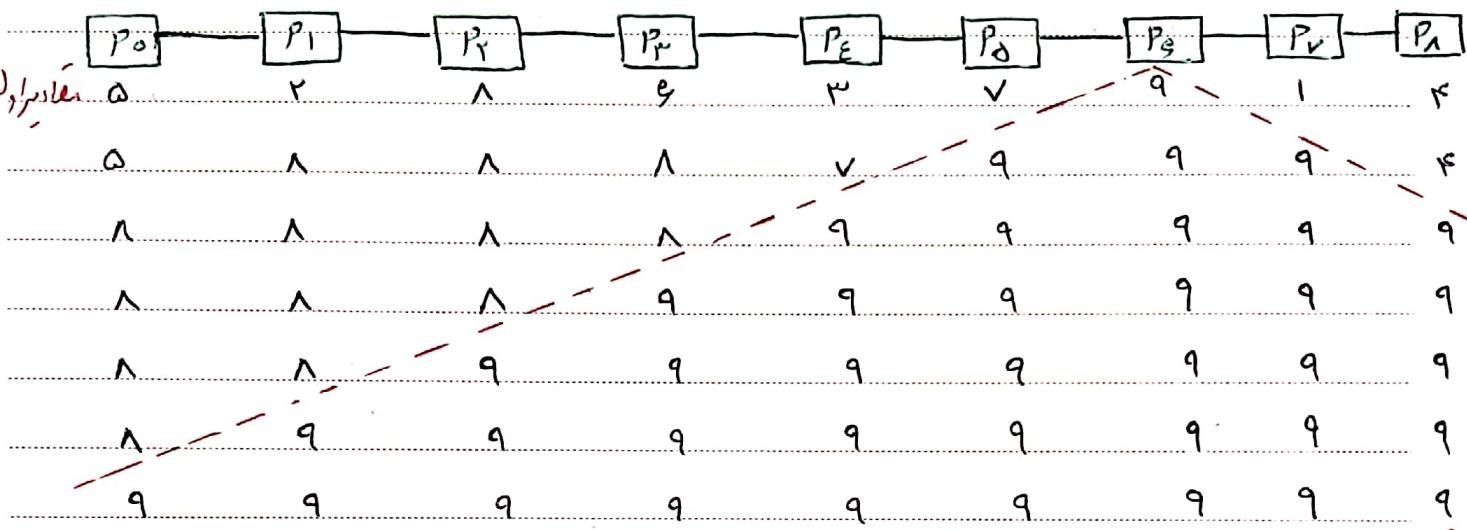
زمانی هر دوی *binary tree* و *linear array* برای محاسبات سیری هم سینم صفرینه آن از نظر زمانی به طور میانگین بسیتر از حالته است که از *2D mesh* و *graph* کامل استفاده کنیم.

• عمل نیم مرده، عملی است که سرست بذیری دارد و برای ما اهمیت آن در سرست بذیری است سرست بذیر بدن معنی سرطون است که این نیم بذیر بذیری کنیم و عملیات را انجام دهیم.

نهی از عملیات Max خاصیت سُرست بُزیری دارد. Max پُرشن است. اگر Max سه عدد را

جیلبریدی ترایند Max عدد اول را بلکبرید و سپس Max حاصل و دو سوم را بدست آوردید با ترایند Max عدد دوم و سوم را بلکبرید و سپس Max عدد اول را بابتیغه Max عدد دوم و سوم را بدست آوردید و حاصل این دروس با هم مترقب عزیزند در واقع عمل کی نیست + OR and & * + XOR خاصیت شرطی پذیری دارند ولی (- و) این خاصیت را ندارند.

Algorithms for a Linear Array



for general semigroup computation:

Max منسابی

① phase 1: partial result is propagated from left to right

② phase 2: Result obtained by processor p_1 is broadcast leftward

عمل (1-9)

محض خواصم عدد Max، را باید یعنی درونی صد بردازند. آن را داشته باشیم. این درست که اینجا در آن کده نه ترسیبا زیر است:

آرایه من، آرایه ای از بردازندگی است. هر بردازندگی سمع حافظه داخلی دارد. به این رجیستر دستگاه پیوکم در حافظه داخلی بردازندگی سیستم ایجاد و جود دارد. حافظه بردازندگی هم تواده cash هم باشد. سین فرض می کنیم که این ایست. که هر بردازندگی خودش بجزئی سمع حافظه دارد و اکنون روی آن سمع عدد حقیق قرار دارد. می خواهیم عدد Max را باید یعنی درونی صد بردازندگی broadcast کنیم. هر بردازندگی حد اکثر در همسایه درست و می را دارد. بردازندگی هم فقط سمع همسایه، و بردازندگی P_n فقط سمع همسایه P_{n-1} را دارد. بردازندگی هم سمع مقدار داده و ببردازندگی P_1 دسترسی

پردازش مولازی

دارد. هاگاه بین β و γ مقدار Max را انتخاب می‌کند و در پردازندۀ تراویر Max دارد. همچنانه در β و γ دو پردازندۀ محابا را دارد. بین دو عدد کناری در عدد خود من مقدار Max برابر با ۸ است که دری β تراویر سرید. مقدار β برابر با ۸ و مقدار γ آن ۲ و سمت راست آن ۶ است. بنابراین رول خود جایلزین می‌کند. سمت γ به β مقدار ۸ و سمت راست مقدار ۳ دارد و خود من ۶ است و بنابراین ۸ را انتخاب می‌کند. سمت γ به β مقدار ۳ و سمت راست آن ۷ و مقدار خود من ۳ است. بنابراین ۷ را جایلزین می‌کند. سمت γ به β مقدار ۳ و سمت راست آن ۹ و خود من ۳ است. بنابراین ۹ را جایلزین می‌کند.

سست حب ۶ مقدار ۷ و سست راست آن ار نو دش برادر با ۹ است. نیاز به ۹، جایلزین
کند. آنرا تا آخر بردیم معنی ۸ مقدار خودش ۴ و مقدار سست راست آن ۱ است. نیاز به
۱، جایلزین کن. ع

و در دور اول مقادیر پردازش که به مقادیر بیست و نه $\text{Update}_{\text{مرسند}}$ در دور دهم مقدار ۰ برابر باشد و مقدار سمت راست آن ۱ است. پس بنی خود من و سمت راست مقدار Max برابر با ۸ است. ۸ را جایگزین مقدار ۰ کنید. مقدار ۰ برابر با ۸ و سمت راست آن ۸ و سمت چپ آن ۵ است. پس ۸ را جایگزین $\text{Update}_{\text{مرسند}}$ کنید. همین ترسی جلویی رو داشت. راست ۴ مقدار ۸ و سمت ۸ روی ۴ جایگزین $\text{Update}_{\text{مرسند}}$ کنید. همین ترسی جلویی رو داشت. راست ۴ مقدار ۹ و سمت ۹ و خود من مقدار ۷ را دارد. پس ۹ را جایگزین مقدار ۹ کنید. این مقدار ۹ معنی عدد Max خود من چیز آن ۹ و خود من مقدار ۷ را دارد. پس ۹ را جایگزین $\text{Update}_{\text{مرسند}}$ کنید تا تمام پردازش که مقدار ۹ دریافت کشد.

بررسی: این کی رخداد سر جنید بار باید انجام شود تا همه بیرون از نده مقدار ۹ بلیزندگی خون کشیده بیرون از نده دارید جزء بار باید این کار انجام شود؟

سیزدهمین حالت زمانی است که مقدار Max دسته باشد، پس جای جای برای انتشار نیاز دارد. سیزدهمین زمانی که کارزم داریم (زیرتیپ) هم است و برابر با $1 - p$ است. زیرا اگر Max روی اولین دو آخرین عدیفر باشد Max که سر جای خود من است و خود من را به نباید $update$ کند و مقادیر $1 - p$

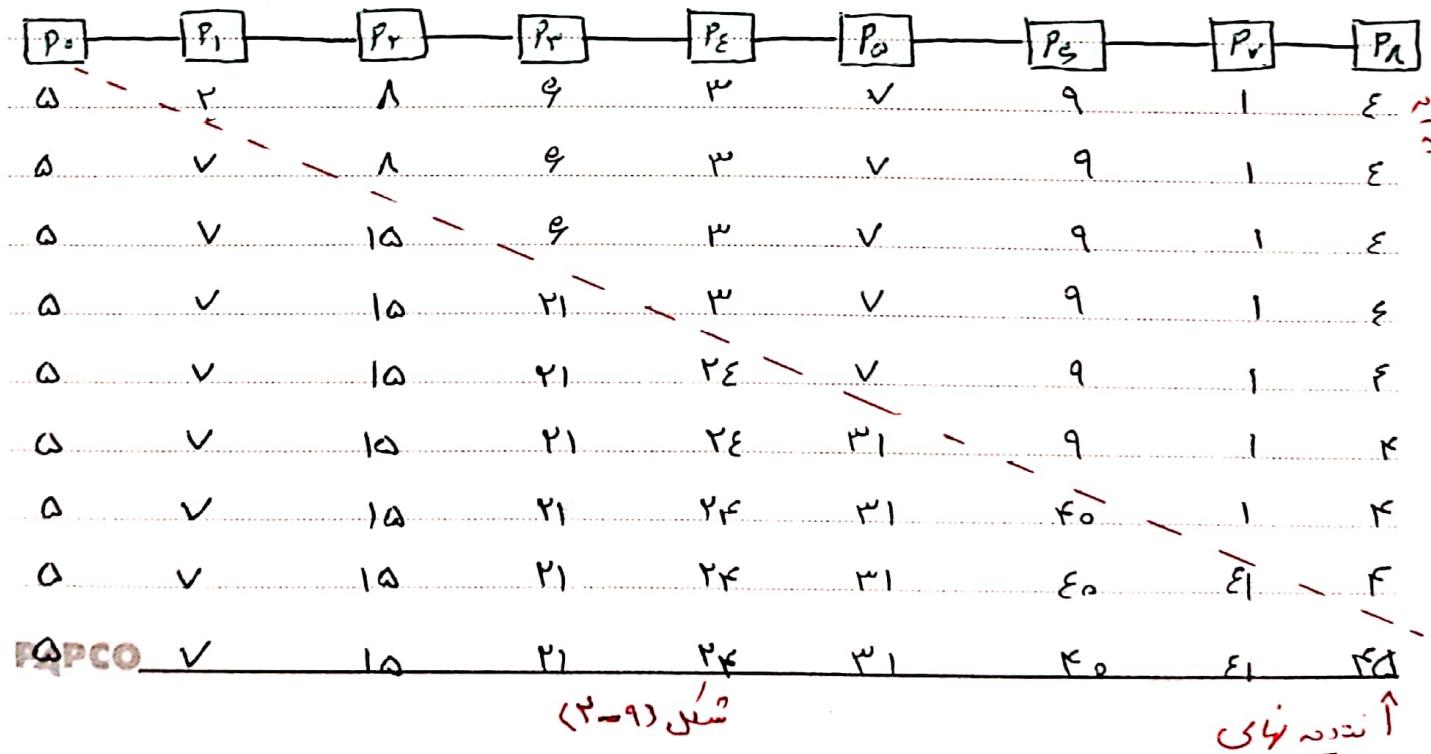
پردازنده باشد update می‌شوند. اگر مقدار Max روی پردازنده آخر ماست در در اول مقدار روی پردازنده قبلی آن Set منسوب و در دور بعد مقدار دو پردازنده قبل تر از پردازنده آخر Set منسوب و به عین ترتیب و نیا برآیند کلّی به $1-p$ بار بیاز دارد له از حرتبه m است. $1-p$ با p برای ما هرچه مدارد. چی تو اینم بلویم $1-p$ تعداد یال کست. این ساختار درخت و path ، graph ، linear graph ، path graph هست و تعداد یال کی path بیکتر از تعداد ریکوس آن است.

بجهه انجام اینه ایشونتم با دیگر مردانه زنده

اگر میں پردازندہ داستیم وی خواستیم اینہ کار را بجام دیں میں معنی مقدار Max را بچھوڑ دیں، بچھوڑ مقدار را نیاز داریم؟!
ب-1-م با مرتعانیم نیاز داریم جوں مقدار اولی را دارد و وقتی مقدار دوسری را بچھوڑ دیں مقدار اول متعانیم
ہی کند و Max را یعنیں ہی کنند سیں مقدار سوم ہی آئیں رہے این مقدار متعانیم فی سود و Max یعنیں
فی سود و با-1-م متعانیم فی ترازوں مقدار Max را پیدا کنند.

نایاب زین در این مرور دیگر علیکم باشند linear Array

• Linear Array prefix sum computation



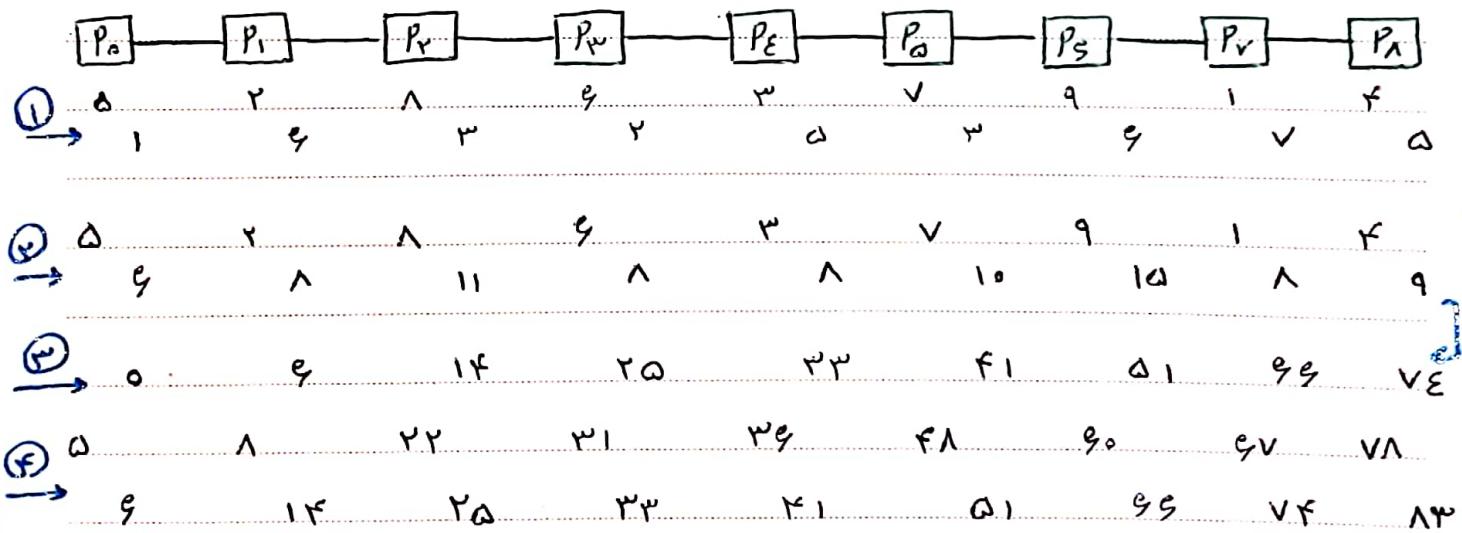
با همین prefix sum ح تواند prefix AND یا prefix OR باشد. با علی

باشد فقط آن عمل باشد سُرت بذیر باشد.

ب خواهیم جمع انجام داشم، ابتدا پردازند فعال سُرن دیجیتی ماری انجام مزده و دفعه بعد پردازند فعال می شود. مقدار خود را با پردازند تبلیغ می کند و مقدار آن ۷ می شود. در هر دور یقیناً پردازند خراب چستند و کاری نداشته در دور بعد پردازند فعال می شود و مقدار ۱ را با ۷ جمع می کند و حاصل ۱۴ می شود. این ۱۴ به جهت معنای است ۱۴ جمع هر اعداد تبلیغ معنی $5+2+8$ است در دور بعد پردازند فعال می شود و مقدار آن ۶ است ۶ را با ۱۴ جمع می کند و حاصل ۲۰ می شود. در بعد پردازند ۸ فعال می شود. ۳ را با ۲۰ جمع می کند و حاصل ۲۳ می شود. در نهایت جمع هر اعداد ۴۵ است.

۴ جمع مقادیر پردازند تا ۹ را سان مزده در این الگوریتم ۱-۹ است.

۱ انجام این الگوریتم با پیش پردازند
۲ سرانه الگوریتم را با پیش پردازند انجام داشم سیچن فرق نظر نداشت زیرا میکنی اعداد را من مرفت و با ۱-۹ مبار جمع می تراست prefix sum را محاسبه کند و در نهایت آرایه ذخیره کند.



Diminished prefixes ②

initial values ①

Final results ④

local prefixes ③

P₄P₅C₀

سُرن (۳-۹)

این مثال همان مسئله قبل است که آن با همان روش است.
در این مثال ۹ پردازنده داریم اثر بجزا عیم جمع prefix computation از عدد ۱۸ را حساب کنیم. تعداد اوراد از تعداد پردازنده کمتر است و طبق اصل کانکوئر در بزرگ از پردازنده احتمالاً بیشتر از نیم عدد تراویح سید. طبق اصل کانکوئر حداقل سه پردازنده نcess است که بیشتر از سه عددی نیست. ولی ما ب خاطر اینکه کارهای را ابتدا نجات دهیم بهتر است میتوانیم به هر پردازنده ۲ عددی دهیم.

initial values

اثر ۸ داده و ۳ پردازنده داشته باشیم:

برای مثال اثر ۷ داده و ۳ پردازنده داشته باشیم هر پردازنده ای حقدراست؟!
هر پردازنده ای ۲ مقدار راست. ($6 = 2^3$) و حداقل سه پردازنده نcess است که سه مقدار دارد.

۱	۰	۰
۰	۰	۰

$$\lceil \frac{7}{3} \rceil = \lceil \frac{7}{2} \rceil = 3$$

$$\begin{array}{r} 7 \\ \times 2 \\ \hline 14 \end{array}$$

$$\lceil \frac{7}{3} \rceil = \lceil \frac{7}{2} \rceil = 2$$

جا مقیانه بودیم حین پردازنده داریم سه واحد بیشتر است.

اثر ۸ داده داشتیم و مخواستیم بین ۳ پردازنده تقسیم کنیم به هر پردازنده ای ۲ تای رسید و دو پردازنده داریم که سه مقدار بودند.
به طور اینکه توانیم بتوانیم ۸ پردازنده داریم که هر پردازنده $\lceil \frac{8}{3} \rceil$ عضفردار و با مقیانه هر چهارمی توانیم از $\lceil \frac{8}{3} \rceil$ پردازنده سه متعددی بیشتر داریم. حین تابع با اندازه با مقیانه

تعداد عناصر داخل هر پردازنده $\lceil \frac{8}{3} \rceil$ یا $\lceil \frac{8}{3} \rceil$ است.

اثر ۸ عضفردار است باشیم و بجزا عیم بین ۸ پردازنده تقسیم کنیم به اندازه با مقیانه، سقف $\lceil \frac{8}{3} \rceil$ عضفرداریم و از آنجا ب بعد پردازنده ۴ با اندازه $\lceil \frac{8}{3} \rceil$ عضفردارند چون مجموع اینه دو باید برابر با ۸ باشد.

$$rem(\frac{8}{3}) (\lceil \frac{8}{3} \rceil) + (p - rem(\frac{8}{3}))$$

اثر ۷ داده و سه پردازنه داشته باشیم:

$$\text{rem}(\sqrt[3]{\frac{v}{p}}) \lceil \sqrt[3]{\frac{v}{p}} \rceil + (3 - \text{rem}(\sqrt[3]{\frac{v}{p}})) \lfloor \sqrt[3]{\frac{v}{p}} \rfloor = 1 \times 3 + (3 - 1) 2 = 3 + 4 = 7$$

سه پردازنه سه مقدار و دو پردازنه دو مقدار دارند

تذکرہ

سعف و لف در Order برای ما هم نیست

ب طبق مدل اثر ۸ عطفه داشته باشیم سه هر پردازنه ای تقریباً $\frac{1}{3}$ عطفه است یعنی $\lceil \frac{v}{p} \rceil$ یا $\lfloor \frac{v}{p} \rfloor$ است دوام نیست زیرا ما Order ای ب آن سه هر کسیم سین در آن سه ای $\lceil \frac{v}{p} \rceil$ عطفه داریم به هر پردازنه ای ۲ عطفه هم رسد.

local prefixes

یک خواصیم سعی بازی انجام دیم بازی اولیه اینه است که هر دام از پردازنه {ب ترتیب خودشان} دارند. انجام دهنده معنی ع忿ر دام مقدار دو عدد موجود در خود را حساب کنند و شه دارند.

پردازنه هم مقدار $6 = 1 + 5$ ، پردازنه هم مقدار $8 = 2 + 6$ را بدست حراورند ای آخر. عدد پردازنه که همچنان جمع دو مقدار خود را انجام می دهند و در اینجا سعی داده همان کاره است اما در دیگر دفعه که هر پردازنه هم $\frac{1}{3}$ عطفه دارند، $(1 - \frac{1}{3})$ جمع روی هر دام آن که انجام می سرد و چون parallel است ناظر پردازنه اینه زمان را به مثل $(1 - \frac{1}{3})$ که بینه بینی میان ای دو روی هر پردازنه ۳۳ عطفه باشند بدوجمع نیاز است.

Diminished prefixes

مفهوم diminished prefix computation کی اسٹریم باشند، تقلیل یافته نهون کسیده سعیاً حرفه ای جمع اعداد زیر را به صورت prefix حساب کنند حاصل آن در prefix_0 ای تجمع می شود.

۲	۳	۲
---	---	---

← prefix sum

۲	۰	۹
---	---	---

۲	۳	۴
۰	۲	۰

→ diminished prefix sum

عنصر خنثی عمل جمع \oplus است. در خانه ۱ اول عنصر خنثی عمل را مرا حداچیده داریم. ابتدا $2 + 3 = 5$ را حساب کرده و در خانه ۲ دوم را نزدیک جمع کرده و در خانه ۳ سوم قرار می‌دهد. در خانه اول عنصر خنثی مرا در دارد و در خانه آخر \oplus مقدار خانه پنجمی به آخر sum باشد. مقدار دارد. دفعه مقدار ده در حالت دوم در خانه ۳ سوم و در حالت اول در خانه ۲ دوم است).

۵	۹	۲۱
۱	۵	۴۵

→ diminished prefix multiplication

۱	۰	۱
۰	۱	۱

→ diminished prefix OR

تذکرہ

عنصر خنثی OR برابر با $0 \oplus F$ است و $0 \cdot 1 = 0$. با صریح OR یعنی خود عنصر را می‌دهد عنصر خنثی XOR برابر با 0 است.

مذکوره در هر مرحله بعد از مرحله اول حاصل جمع دو مقدار آن پردازنده است (برای مثال پردازنده $0 + 1 = 1$ بود و در انتها مراحل داری مقدار دو دفعه را دارد $1 \oplus 1 = 0$ حاصل است). حاصلی این داریم جمع اعداد تا آن نقطه است. جمع اعداد تا قبل 0 را برابر با 0 نماینداریم. حالا 0 را با 1 جمع کنیم $0 + 1 = 1$ بود. بسته $1 + 2 = 3$ باشد با 3 جمع شود و حاصل $3 + 4 = 7$ می‌شود. برای مثال 14 بودیم جمع اعداد تا قبل از 7 را برابر با 13 است ($14 = 1 + 2 + 9 = 13 + 5$). زیرا diminished است و diminished با خود منفای ندارد و با قبل از آن کار دارد. معنی قبل از 7 و 6 معنی قبل از 7 را در تظر فرموده است.

امن مرحله $1 - p$ بار عمل جمع داریم و p هم سمت وی می‌باشد آن را p^{th} result می‌نامیم

Final result

دری p -هزار 0 را با 0 دو جمعی سینم روی p مقدار 4 را هزار 0 با 2 دو جمعی سینم زیرا 0 جمع



اول است دری خواهیم prefix sum را حساب نمی‌نماییم همان ۱۲ و ۸ جمع سود. روی پنجم مقدار ۱۴ هم با ۸ و معملاً ۱۱ جمعی سود و همان ۱۱ و ۱۰ جمع فرسود در همین فاصله ۲۵ با ۶ و ۸ جمعی سود. در این مرحله $\frac{۷}{۹}$ جمع شناسی داریم. چون روی پردازندۀ $\frac{۷}{۹}$ عدد داریم و عدد مرحله دوم باید باشد $\frac{۷}{۹}$ عدد روی پردازندۀ جمع سود. زمانی اگری این الگوریتم برابر است با:

$$(1 - \frac{۷}{۹}) + \frac{۷}{۹} p + (p - 1) = \frac{۲p}{۹} + 1 - \frac{۷}{۹}$$

\downarrow
مرحله سوم مرحله دوم مرحله اول

آنچه الگوریتم خوب است زیرا Order، اگر سی داد و از n^2 مقدار دیده به مقدار پردازندۀ کم کرد. این الگوریتم prefix Computation د برای زمانی است که مقدار داده λ (ز پردازندۀ کم بیشتر است) و مساحتی که در آن کار آمد است.

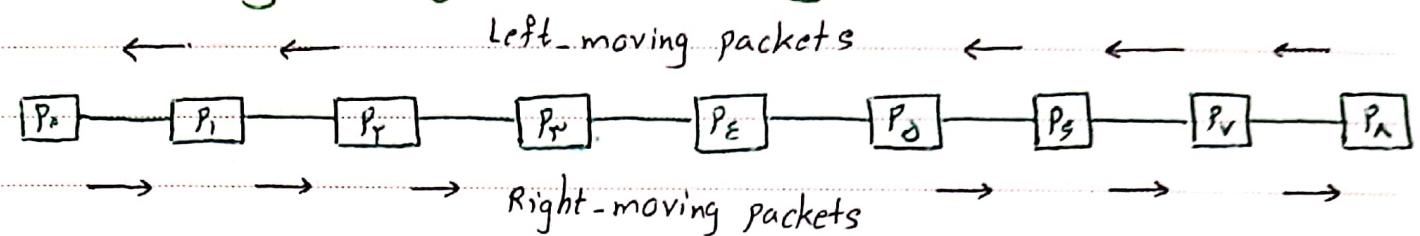
پردازندۀ که باید از λ سیف حافظه دارد، بنا بر این مسئله محدودیت حافظه مذکور و فرضیه این سیم اصلی کنار پردازندۀ سی حافظه دارد و بنا بر این سی توانیم آزادی ای از داده λ روی آن ذخیره کنیم و ما از تغیر متوجه نماییم و محدودیت مقدار داده برای آن قائل نسیمیم. در $(1 - \frac{۷}{۹})$ هر پردازندۀ ای خودش prefix sum را حساب خواهد کرد.

در این مثال هر پردازندۀ دو مقدار دارد و این مقدار داشت. هر پردازندۀ باید ۹ واحد زمان برای محاسبه prefix sum بتواند باشد. در چون مولازی انجام می‌شود از تغییر ناظر بیرون ۹ واحد احساس نمی‌نماییم که از زمان برد است.

مرحله دوم به $(1 - \frac{۷}{۹})$ زمان بیان شده دارد. در این مرحله خوارد داریم و $\frac{۷}{۹}$ را با ۶ جمع کردیم $= ۶ + ۹ = ۱۵$ و ای آخر سیما زمان $1 - \frac{۷}{۹}$ را احساس نمی‌نماییم چون این عملیات باید داشته باشد انجام شود.

مرحله سوم به $(\frac{۷}{۹})$ زمان بیان شده دارد. در هر پردازندۀ $\frac{۷}{۹}$ عضفر تراورد دارد پس در مرحله آخر مقدار ۶ روی چه باره باشیم که $\frac{۷}{۹}$ عضفر روی ۶ جمع سود. الگوریتم باید تا آخر برود تا prefix sum به دست آید. در مرحله آخر prefix sum به دست آید و نتیجه نهایی در مرحله سوم رخ داده است.

• Linear Array Routing and Broadcasting



- To route from processor i to processor j :

compute $j-i$ to determine distance & direction

- To broadcast from processor i :

Send a left-moving & a right-moving broadcast message

پیغام دستیم که در مورد شبکه های خواصی در برآورده است. شبکه های خواصی parallel prefix, semigroup و akzen می خواهیم در برآورده است.

routing

در routing می خواهیم سبکه ای را از پردازنده مبدأ (Source) به پردازنده مقصد (destination) در میان میانه ای که تابعی از مسیر را بین کنند. اگر پردازنده هم یک واحد سبکه ای را برای

ارسال کند باید رابطه را مرتب به سمت راست آرسال کنند. راه حل این است که مدارهای پردازنده (index) معرفه را به دست آوریم و مثلاً مدار i پردازنده مبدأ داشته باشد. $i = 0$ را از

را باید به میانش کشید. i برسیم و حین مقدار آن میل است باید به سمت راست حرکت کنیم. پس وقتی حاصل میل است سمت سمت به سمت راست حرکت کنیم. i می خواهد رابطه خود را به j آرسان کند و پیچ حرکت به سمت راست دارد.

$j = i + \text{مقدار}(\text{حرکت})$ می باشد. $\text{مقدار}(\text{حرکت}) = \text{مقدار}(\text{حرکت}) - 1$ می باشد. $i = 0$ می باشد. $j = 0 + \text{مقدار}(\text{حرکت}) - 1$ می باشد.

منابع این از $j = i + \text{مقدار}(\text{حرکت})$ می باشد. i که نون i پردازنده j یک واحد سبکه را به j ارسال کند معرفه دارد و مبدأ i داشته باشد. $i = 0$ تا به سمت جیب ارسال کند.

و رابطه میل است و میتواند میل در تلفظ لغات فرانسه می شود.

در routing حد این زمان مورد نیاز $i = j$ است و حالی است که پردازنده اول یک واحد سبکه را به پردازنده آخرد (بالعمل) ارسال کنید و منظمه با بیستین نامه دعستند. در این زمان مورد نیاز



۱. است دلایل است که پردازندۀ بزرگ دسته را به پردازندۀ کناری خود ارسال کند.

تلخه:

در حالت ring کاسیات در mod بسته هر آید.

۲. عمل بعدی broadcast است. این پردازندۀ وسط ناپسند، پردازندۀ داده را به دو همسایه مجاور خود می دهد و آن که هم به تبعیه منتقل گردد و به زمان نیاز دارد و بیترین حالت زمانی است که پردازندۀ نوشه بزرگ دسته broadcast کند و به زمان نیاز دارد. شاید این در broadcast کردن پردازندۀ right-moving و left-moving منتهی نباشد و پردازندۀ نام بسته را به سمت چپ در راست ارسال منتهی و تبعیه نار خودشان را انجام می دهد.

• Linear Array sorting (Externally supplied keys)

۵ ۲ ۸ ۶ ۳ ۷ ۹ ۱ ۴

۵ ۲ ۸ ۶ ۳ ۷ ۹ ۱ ۴

۵ ۲ ۸ ۶ ۳ ۷ ۹ ۱

۵ ۲ ۸ ۶ ۳ ۷ ۱

۵ ۲ ۸ ۶ ۱ ۳ ۷ ۹

۵ ۲ ۸ ۱ ۳ ۷ ۹

۵ ۲ ۱ ۳ ۷ ۹

۵ ۱ ۲ ۳ ۷ ۹

۱ ۵ ۲ ۳ ۷ ۹

۱ ۲ ۰ ۳ ۷ ۹

۱ ۲ ۳ ۵ ۷ ۹

۱ ۲ ۳ ۵ ۷ ۹

۱ ۲ ۳ ۵ ۷ ۹

۱ ۲ ۳ ۵ ۷ ۹

۱ ۲ ۳ ۴ ۵ ۶ ۷ ۸ ۹
۱ ۲ ۳ ۴ ۵ ۶ ۷ ۸ ۹
۱ ۲ ۳ ۴ ۵ ۶ ۷ ۸ ۹

سی خواهیم در مورد مرتب سازی صحبت است
مرتب سازی سی خواهیم در مورد آن صحبت کنیم *in place* معنی پردازندگی از قبل مقدار ندارند و سی
داده ای به صورت *Stream*-وارد مدار مانع سود و روی پردازندگی قرار گیرد و ترا را است مرتب سازی
آن جای سود

اول ۴ وارد سود و روی پردازندگی قرار گیرد. بعد از آن دو زدن از ۲ بسته است چون مقدار آن
همتر است و این جای ۲ قرار گیرد و ۴ را به بیرون پردازند. ۳ به بیرون پردازند یعنی در گلخانه
نه این جای آن نسبت به روی اینانال قرار گرفته است و ۲ هموز بمناسبت بلند نرسیده است. دور بعده
۹ وارد می شود و با مقابله می شود. دو زدن از همتر است و سر جای خودش را باز را روی اینانال
پردازند. زمانی که ۹ روی کنالی روی ۢ پردازند. ۳ روی پردازند. بعدی چنین نسبت به حال حرف است
و داده ۴ بخوبی ستد و جریان دارند. دور بعده ۷ وارد می شود و با مقابله می شود و آن را به بیرون
پردازند و ۴ با ۹ مقابله می شود. همزمان با ۱ با ۷ مقابله می شود ۳ دفعه با ۹ مقابله
چنین پردازند. این *parallel* است. زمانی که ۷ به پردازند این رید ۹ فهرم به پردازند ای که ۳ روی آن
است می رسد. پس ۴ و ۹ مقابله می شوند و ۷ و ۱ دفعه مقابله می شوند. ۹ به بیرون پردازند می شود و ۷
هم به بیرون پردازند می شود در روی اینانال قرار گیرد. دور بعد ۳ وارد می شود و با ۱ مقابله می شود و
همزمان ۷ با ۴ مقابله می شود. ۳ و ۷ به بیرون پردازند می شوند و ۹ روی پردازند سوم
نسبت ۹ روی آن قرار گیرد.

دور بعد ۶ وارد می شود و با ۱ مقابله می شود و همزمان ۳ و ۴ مقابله می شوند و ۶ و ۴ دفعه
۹ به بیرون پردازند. این همین آنقدر ادله ای باشد تا چه عذرخواهی روی پردازند که جای خودشان
که این هم حرف است. انجام سود پردازند از عذرخواهی روی پردازند که قرار گیرد و در حرف بعد عذرخواهی سر جای
خودش قرار گیرد.

در مرحله دفعه، ۵ با ۲ ر همچنان ۳، ۴) و (۲، ۳) و (۶، ۷) و (۸، ۹) مقابله می شوند و ۵، ۶، ۷، ۸، ۹ دفعه
بیرون پردازند. هر بار یک عذرخواهی روید تا سعی عذرخواهی در پردازند پردازند و ۵ که عذرخواهی داشته

خانه ای نشینید.
در ۹ لام اول، هدۀ عنصر وارد سُدد و متداول دری پردازندۀ و تعدادی روی کانال تراردارند لزوماً حای آن که درست نیست.

پرسش:

در کدام مرحله می توانیم بلویم این عضفر درست سرچای خودسان فرآورده است؟
مرحله دهم. زیرا همه عنصر با مقاسی سده اند.

دی در این مرحله می توانیم بلویم مقدار ۲ درجای درست تراردارد چون محلن است بهای ۵ مقدار ۱ را در سود و آخرين عضفر ۵ را باشد با ۲ مقاسی سود و سرچای ۲ ترار پلیرد و کی در ۹ لام بعدی همه سرچای درست خود فرآوری شود.

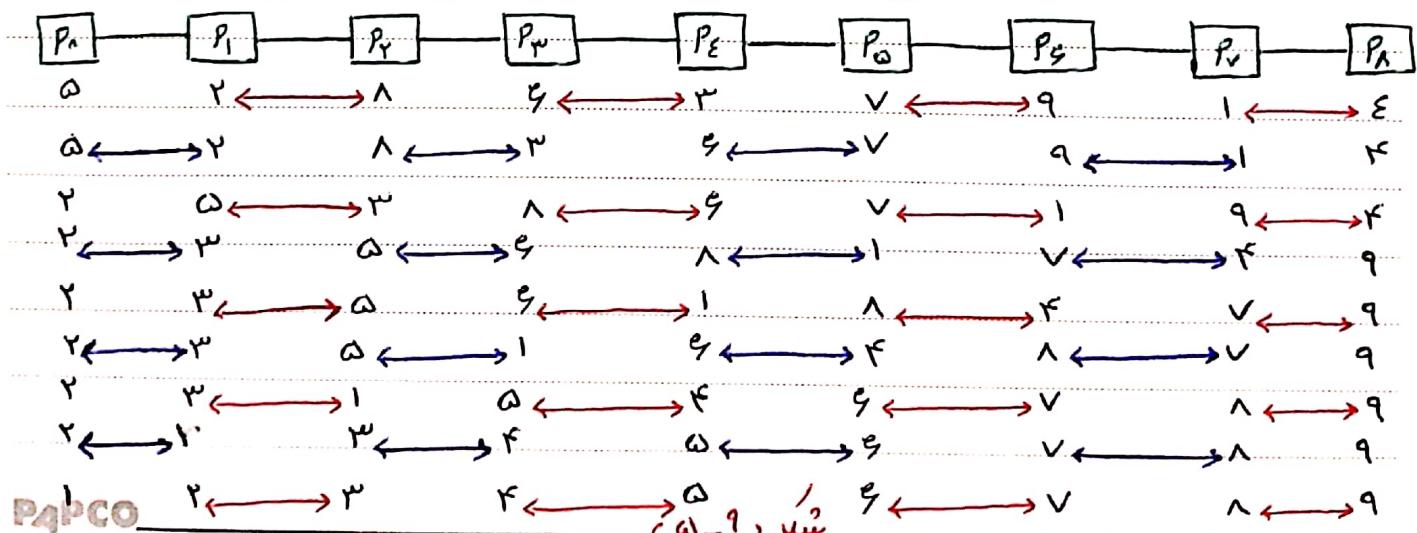
در ۱۰ام باز هم مهیّن هستیم که دو عضفر اول و دوم درست سرچای خودسان تراردارند و زعای مطهیّن و سوم
که میان او ۲ درست است که هر اعداد از دو ۲ عبور کرد و باشند.

در خانه اول، اولین کوچکترین عضفر و در خانه دوم، درمنه کوچکترین عضفر و سومین کوچکترین عضفر در مرحله بعد مسحعن می شود.

بعد از ۱۰ام همه عضفر که سرچای خودسان نیستند و لزوماً حای آن که درست نیست، و از اینجا به بعد فقط جلدتری روی دوستی داشته باشد که روی کل کانال که میوری شود هر داده که سرچای خودسان هستن.

آنکه **کوچکترین** Externally است زیرا داده که دری پردازندۀ نبودند.

Linear Array sorting (internally sorted keys)



زمانی ممکن است داده که دری صدای پردازنده باشد ماته linear array در ادامه راجه به آن صحبت خواهیم نمود.

در آنرا خطی داده که می‌تواند از قبل دری پردازنده باشد و ما هر فنا فقط فیلتر خواهیم آن که را صفت خواهیم داشت.

و این حلقی به ماتیشناری دهنم روی odd-even است.

پردازنده کی سفاره خرد را در تلفظ فرمیم. ابتدا پردازنده کی سفاره خرد بخوبی، پس از آن را در تلفظی سیرم و این که بپردازنده کی بعدی دسترسی دارند. در این مرحله پردازنده کی فردین خودشان و پردازنده بعدی مقدار آن را حساب کرده و دری پردازنده خود کی نزدیکی بخوبی بین دو مقادیر Min و Max می‌گذرد.

بعنوان مقدار اولتر دری پردازنده سمت چپ تراویح می‌گذرد. این مراتب odd است. در فرآیند even، پردازنده کی زوج با پردازنده کی خرد بعدی آن که در تلفظ فرم شوند، پس از مفاسمه می‌گذرد و Max روی پس از تراویح می‌گذرد. Min سمت چپ تراویح می‌گذرد و دری بقیه پردازنده که هم همین عملیات لجام می‌گذارد. در پردازنده، پس از مقدار موجود دری پس از کوچکتر است که عمل exchange دجای خالی شوند. ندارد زیرا مقدار خود پردازنده پس از کوچکتر است.

آنقدر عملیات odd-even لجام می‌گذارد تا مقادیر دری پردازنده که مرتب شوند.

پرسش:

به تطریق چه زمانی مقادیر دری پردازنده که فرست، می‌شوند؟ با جزو لجام مفهومی مفهومی که مقادیر مرتب شده اند؟

بدترین حالت این است که کوچکترین عدد دری پس از باشد و سواری داشته باشی می‌گذارد. تا به پس از نباشد. با این طبقه odd-even برای مرتب سازی نیاز داریم. چون مرتب odd کی مقدار را طایر جایی کنند و پس از مرتب even کی مقدار را عقبتازی برد. نباشد. با این طبقه odd-even اینام دهیم. تا مرتب شود.

پرسش:

ما مفهومی به نام مرتب سازی باشیم پردازنده داشتیم. باشیم پردازنده زمانی مرتب سازی چقدر است. برای بازگویی است چون عدد دنقدر پردازنده داریم. باشیم پردازنده که مرتب است با:

$$T(n) = n \log n$$



اگذون ما م پیراگزنه ایتلا را انجام داریم و زمان برابر سد با:

$$T(p) = p$$

$$S(p) = \frac{T(1)}{T(p)} = \frac{p \log \frac{p}{2}}{p} = \log \frac{p}{2}$$

Conjecture (جواب) ما می‌تویم این کس $S(p)$ چنین خوب است زیرا مهاری انتقال درون پیراگزنه طوایی است که ما از این $R(p) S$ بیشتر نمی‌ترانیم دسته باسیم و $S(p) \leq R(p)$ است

مقدار کار انجام شده با م پیراگزنه برابر است با:

$$W(p) = \frac{p}{2} \times p = \frac{p^2}{2}$$

هر بار پر حابه جای داریم و هر بار این کار انجام می‌شود.

p است زیرا odd یعنی پیراگزنه است.

$$R(p) = \frac{W(p)}{W(1)} = \frac{\frac{p^2}{2}}{p \log p} = \frac{p}{2 \log p}$$

کذکبر:

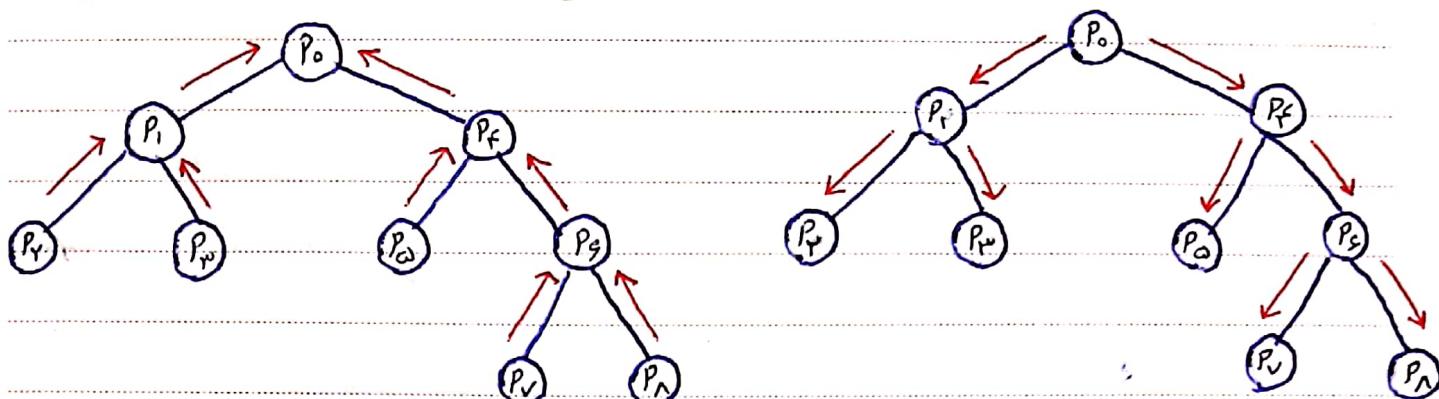
در مهاری ring فقط آن با آرایه خطی مرقح گردیده می‌تران آن را با همین هر قشن حل کرد و اثرباره انتها برسد دری زند. نفرن کمینه می‌خواهیم در شیل (۹) سبته را از $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ ارسال کنیم $\theta = 7 - 1$ می‌شود. می‌تران از p تعداد ۶ بیان به عقب برسست θ با p رسید با مقدار $3 + 3 \mod 9 = 6$ را به دست آورد و از مسیر $P_1 P_2 P_3 P_4 P_5 P_6$ دسته را ارسال کرد. ۳ همتراز ۸ است پس سه حرست به سمت راست انجام می‌شود. با سه نام توانستیم سبته را از $\mathbb{Z}/p\mathbb{Z}$ با p ارسال کنیم. در مهاری حلقة routing من تواند سریع تر باشد.

در حلقة broadcast دفعه سریع تر است و همینه پر می‌شود زیرا هر تواند همراهان به دو طرف ارسال کند و پر حلقو برد به جواب می‌رسد.

تا امانت تمام الگوریتم را دری آرایه خطا بیان کردیم اگذون می‌خواهیم آن را دری بیان binary tree کنیم

- رنگرینگ (Ring sorting) با سه حلقہ غر کند و دیگر کاری

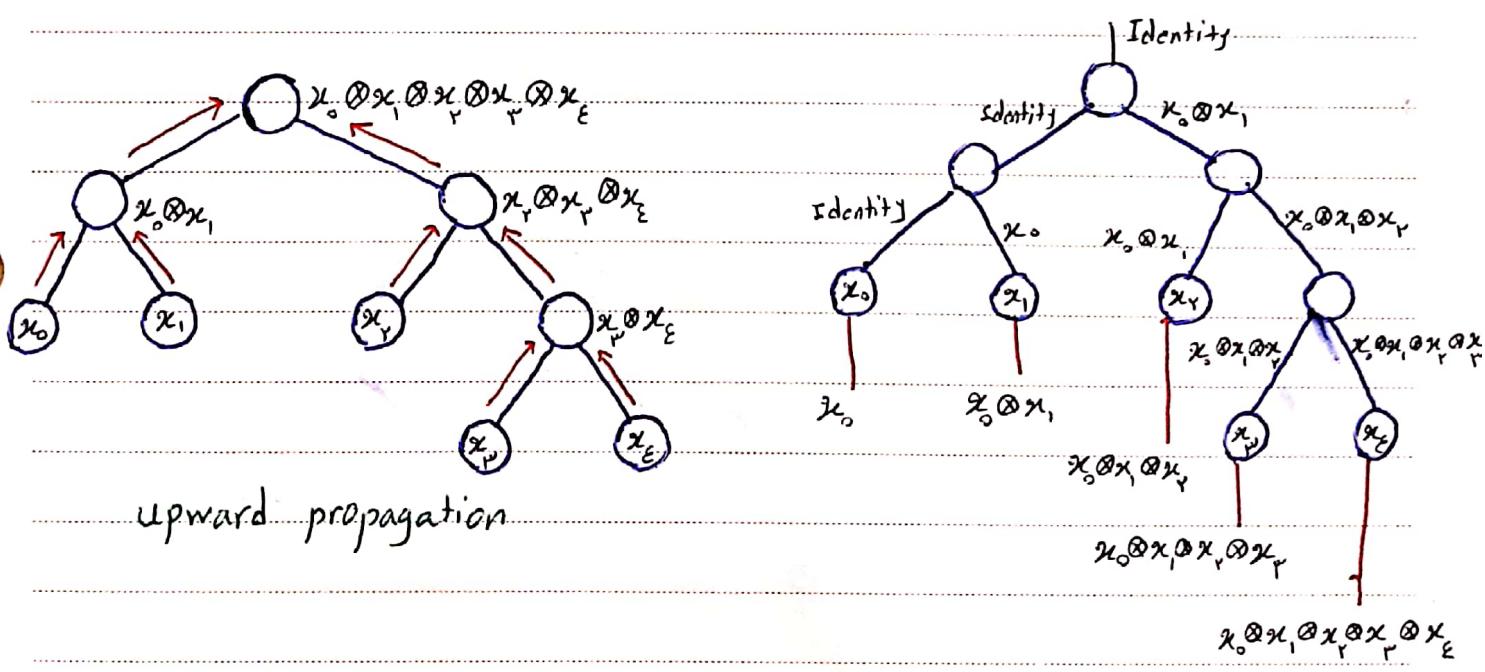
• Algorithms for a binary tree



Semigroup computation & broadcasting on a binary tree

(6-9) $\sqrt{12}$

در مرور در **binary tree** قبلاً صحبت کردیم در مای داینم لد ارتفاع آن از حدود $\lceil \log_2 n \rceil$ است. در این درستم کی هم در **binary tree** کی توانیم داده که در بیک ذخیره می سویم و بردازندگی میانی نفع علیات را دارند و عملیات را انجام می دهند.



upward propagation

Downward propagation

(V-9) μ_e

P4PCO-



اولین عملی \rightarrow دریم Semigroup Computation بود وی خواهیم روی درخت با سیری انجام دادیم. روی پردازندگی پر ترا را دریم. پردازندگی با هاتر ذهنی محاسبه را دارند. بعد پردازندگی دو فرزند آن شامل با سُد حتراند عملیات را انجام دهد تا یعنی اگر دو فرزند مقدار داشته باشند حتراند عملیات انجام دهند.

در ابتدا دو پردازندگی p_1 و p_2 مقدار دارند و دو فرزند پردازندگی p_1 و p_2 کامل محسنه و میلده دارند لیکن مقدار نتیجه آنها ذهنی حرسود پس اکنون این فیلد فای است و پردازندگی p_3 فرزند مقدار خود پس را کامل کند زیرا مقدار فرزند آن معنیه p_3 کامل است. پس در مرحله اول مقدار خوبی کی p_3 پرخواهی شوند. اکنون مقدار دو فرزند پردازندگی p_3 کامل است و در دور بعد فیلد پردازندگی p_3 کاملی شود. ولی در این مرحله p_3 فای است. درین مرحله کامل شود چون مقدار خوبی p_3 را دارد.

در درسوم فنی مقدار پردازندگی p_3 بست حن آید. سرتیبه اینه الگوریتم p وها (ح: مقدار پردازندگی) است ر برابر با اندازه ارتفاع درخت زمانی بر. upword propagation Semigroup Computation را حساب کردیم. اینه فرآیند به سمت بالا ونتیم در رسمیه identity در رسیده است. در واقع سی انسفار به سمت بالا داریم.

مرحله بعد سی downward propagation به سمت پایین داریم. در واقع سی انسفار به سمت پایین داریم. اینه برای وقتی است که خواهیم Semigroup Computation را حساب کنیم identity عضو خدنی است و عضو خدنی جمع است. از بالا شروع کند و identity را در بالا ترین حرسود را نیز حسب می برد. در p_1 مقدار $x \otimes x$ ذهنی حرسود است identity در آن حسابه شود. آن را من سیر و حاصل ($x \otimes x \otimes x \otimes x \otimes x$) را به p_2 دیگر می ارسال کند.

درباره از سمت چه مقدار identity خارج حرسود دیگر رفته و در پی صرف سده دیگر ارسال شود.

p_2 رفته در پی صرف سده و بعده p_3 می رود. p_3 رفته در پی صرف سده و بعده p_4 ارسال خواهد شد.

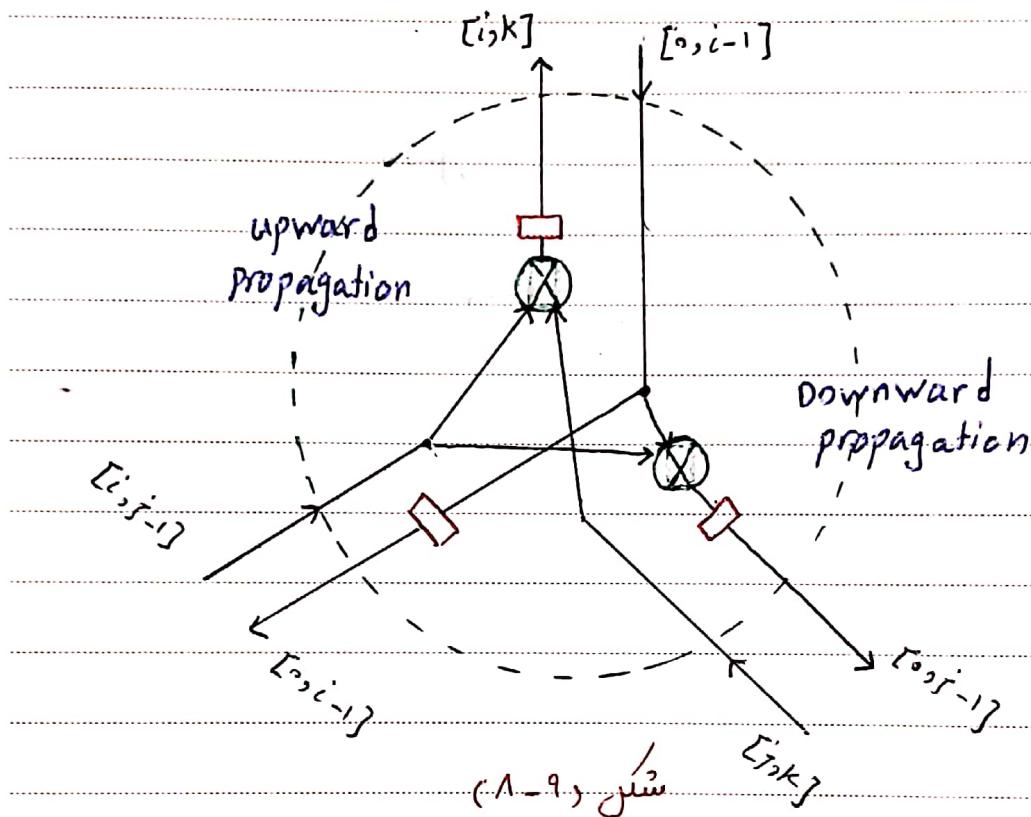
در این مرحله diminished prefix identity معنی عضو خدنی داره باشد.

مرحله اول: بعد از ترتیب پر و کوتاه شدن از $x_1 \otimes x_2 \otimes x_3 \otimes x_4 \otimes x_5 \otimes x_6 \otimes x_7 \otimes x_8$ داشتیم

از هر کار در مرتبه m $\text{log}_2 m$ انجام می شود

در این دستوریم شو $m = 8$ باشد و $\text{log}_2 8 = 3$ است. باز مرتبه m است.

Node function in binary tree parallel prefix



اندیسار در شکل دستگاه سیمی بیان شده است.

یکی در زیر کوه بنشست و خاست

چه اقراط بکوه جا زر چه کاست

من آن مدمع دهمیت کوه من

چه رفتم جان را به آندوه من



usefulness of parallel prefix computation

جلسه بیان در مورد parallel prefix computation, semigroup computation وی درست دو دلیلی است:

مسئله اول:

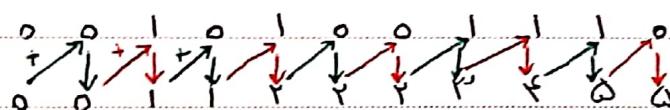
Ranks of 1s in a list of 0s/1s:

Data: 0 0 1 0 1 0 0 1 1 1 0

prefix sums: 0 0 1 1 2 2 2 3 4 5 0

Ranks of 1s: 1 2 3 4 5

حلیسری داده درینم به دربرگ کی درست هزار و نهاده خواهیم بررسی سیم به کاربرد prefix computation می باشد. لیکه از کاربردی آن این است که خواهیم بررسی سیم به تعداد بیت ۱ در داده داشتم و خواهیم ۱ rank را بررسی سیم میخواهیم و تعداد اینکه رسمت داریم وی خواهیم بررسی سیم که اینه rank را حظیوری به دست آوریم. کافی است سیم prefix sum میخواهیم:



1 2 3 4 5

مانندین این rank را بخواهیم کیفر است سیاره آخرین پردازنه را بررسی کنیم که در اینه میان سیاره آخرین پردازنه ۵ است در اینه رسمت ۵ عدد ۱ داریم.

پرسش:

پیدا کردن rank بجا کاربرد دارد؟ در سیله برای میان در انتقال داده برای ارسال سه عدد ۱ محل این است بجا ای ارسال سه بیت ۱ سه بیت ۱ ارسال سهود. این سه بیت ۱ داسمه با سیم میخواهیم داده وردی ۱ بوده. میان برای میان پایه به بونم بررسی کنیم که چند عدد ۱ در مقصده به دست آوردم و اینه رای تراویم با اینورتیم باها به دست بایدیم

• مرتبه این مسئلہ:

اگر از اینه الگوریتم در ساختار چندپردازنهای درست و دوی استفاده نیم مرتبه آن $n \log n$ است. اینه الگوریتم حاصله prefix sum است که داده که دوی بیس که تراویرشانه پس مرتبه آن $n \log n$ است.

این الگوریتم که کاربرد prefix sum computation را دوی است.

• مسئلہ درم:

priority arbitration circuit:

Data: 0 0 1 0 0 1 1 0 مرحله اول

Dim'd prefix ORs: 0 0 0 1 1 1 1 1 مرحله دوم

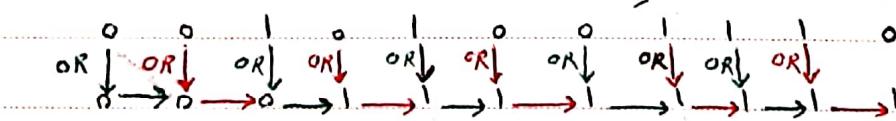
complement: 1 1 1 0 0 0 0 0 مرحله سوم

AND with data: 0 0 1 0 0 0 0 0 مرحله چهارم

زنگنه دوی ای خواصی بررسی نیم با اهمیت زیستن بیت اما رجا مراردارد. یعنی رسوتاً درم دیگر دنبال اینه دوی هست که با اهمیت کجاست. مقدار اکنون در مدار اولویت جیستی دارد. رای خواصی مسحون نیم.

راه حل آن چنگ ساده است. در مرحله اول داده مسحون شده است.

در مرحله دوم ابتدا که diminished prefix OR معنی (ه) تراویر سرید dim'd prefix OR. همان جایی که دوی هست مقدار OR کی قبلي است. تابیل از اولین در داده هیزی بزرده پس عفون خذیل (ه) زیر آن قرار گیرد و به ترتیب زیر عملیات OR انجام می شود.



اگر سه میان ۱ باشد هر داده کی بعدی در این مرحله ۱ می شوند. این اهمیت در داده ایتریک جایی بیت ۱ باشد هر داده کی بعدی ۱ می شوند. در اینجا اولین جایی که ۱ هست. ۱ می خاند و بقیه هست ۰ هم ۱ می شوند.



کلی کسی زینم اینه است که بیت ؟ را مُکمل نمی‌نمم. و اینه مُکمال بیت ؟ کی اول رُسته ه مُحتمله که این آن کی را Complement نمی‌نمم ام سُودند. بنابراین در این مرحله کل رُسته، مرحله قبل را مُکمل نمی‌نمم سپس بیت ؟ کی رُسته مرحله اول و مرحله سوم را با هم AND نمی‌نمم و بیت با ارزش ۱ پیدا می‌سُودد. حالگویی که در مرحله دوم ه بود، بعد از عملیات مُکمل تبلیغ به ۱ نمی‌سُود دو تئی مرحله اول و سوم را AND کردیم ۱ با ارزش ۱ پیدا شد.

* در تابه اینه مسئله:

مرتبه مرحله diminished prefix OR خنجره می‌نمی‌نمم. داده را هم که داریم و سپس Complement نمی‌نمی‌نمم. معنی همه پردازنه که مقدارشان را عومن نمی‌نمد. داده اولیه هم روی پردازنه کی است. داده ای که از diminished بودست نمی‌آورند را معلوس نمی‌نمد و سپس می‌بریم آن کی AND این بقیه هم را روی هر پردازنه ای نمی‌ترانیم به اندازه کی خنجری داده نه داریم و به اندازه کاری که خواهیم دنیام دیم هم کی ترا نیم داده روی پردازنه کی نه داریم. بنابراین مرتبه این ا سورتیم

: carry-lookahead Network مفهوم
برای مکالم دو عدد زیر را جمع نمی‌نمی‌نمم:

a g a p g

1 1 1 1

2 v 1 0 9

1 0 0 9 2

4 2 v 0 3

↓

a g a . p g

← direction of indexing

(g) generate carry در رفع منجر به تولید می‌شود.

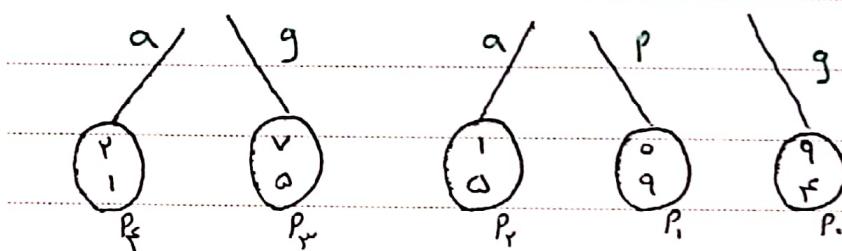
جمع دو رقم carry مارد و c_{i+1} مرحله قبل را انتشار می‌رسد.
درینتی از مرحله قبل در جمع دو رقم جذب می‌شود.

از جمع $9+4$ سی carry ایجاد می‌شود و سی بیت carry تولید (۹) می‌شود.
در جمع $5+9$ بیت carry تولید نمی‌شود ولی carry مرحله قبل را منسخه (۵) می‌شود.
جمع $5+1$ حاصل carry مرحله قبل را می‌خورد معنی $9=1+4+5$ می‌شود. حاصل $5+1$ در اینجا carry مرحله قبل را جذب (۹) می‌شود.

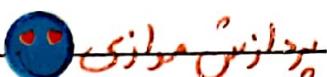
خونکینه دو عدد داریم. وقتی بالایی را باز نهاده داریم C_i مقدار carrier است و با توجه به C_i تراشه بعنه کدامیک از عملیات زیر را بدینامیک می‌دانیم:

$$C_i = \begin{cases} g & d_i + d'_i > 9 \\ p & d_i + d'_i = 9 \\ a & d_i + d'_i < 9 \end{cases}$$

داده‌گردی پردازندگی حسنی دهدوف ما این است که دنباله $\alpha g a p g$ در این شکل را به دست آوریم و بدینم این دنباله جهشی است.
برای اینکه این ایده را دوی درست دو دوی انجام دهیم، در صریح درست دو رقم حرار می‌دهیم



پردازندگی p تschiftung می‌دهد حاصل و می‌رسد و به ترتیب تعبیه پردازندگی هم g ، a ، p را دوی خود تschiftung می‌دهند داده‌گردی به دست آمد. راهنمای ارسال می‌کند و درست g و p را ایجاد می‌کند. g به صورت locally تقسیم می‌شود و قبل از بعد حمزه کاری می‌گذرد معنی دو و همی تراشیدنار



هم مولید سویز خود ره ب صورت local مفهیم می‌شود، دلان باشد و پایا ماسد.

در جمع دو عدد ذکر شده ب خاطر ماهیت دو عدد ۵ و ۹ نسبت به carry ایجاد شده و نخاله carry حاصل از $5 + 9 = 14$ است. مقدار carry را به ۱۴ انتشار داده است.

$a_{p,q}$ را برای اینه در تعریف سیم که دقتی position دارد را جمع می‌سینم با carry ایجاد شده ایجاد نمی‌کند و متسامرون است که:

اگر جمع دو رقم بزرگتر از ۹ باشد، carry را تولید دو هست.

اگر جمع دو رقم مساوی با ۹ باشد، carry را انتشار داده عرض دهد.

اگر جمع دو رقم کوچکتر از ۹ باشد، carry را حذف داده عرض کند.

برای ما درست این باینیم اگر و a_i یا b_i آمد معنی دارد قبل از جمع کردیم carry دارند، اگر آمد متوجه می‌شویم که اگر قبل از آن carry داشته باشد carry با بداینها اعمال سوپر و تغیر قبل از آن carry نداشته باشد با این عاسی بخوبی را بدست آوریم. اگر تم مابعد carry را به قبل پاک می‌رددند.

پرسش:

عن خواصیم ایزو ریتم چند پردازنده‌ای طراحی شده اند ای با ارزش را نه من دارد و می‌توانیم از عملیات semigroup routing و parallel prefix و diminished prefix OR من لیکنیم ایزو ریتم این طوری کار نمی‌کند که ابتدا OR ایزو ریتم را بدست من آوریم. معنی خانه ادل را عضو خذی دهیم و سرمهار خودش را با بایانی OR شده و درخانه گذاری قرار گیرد.



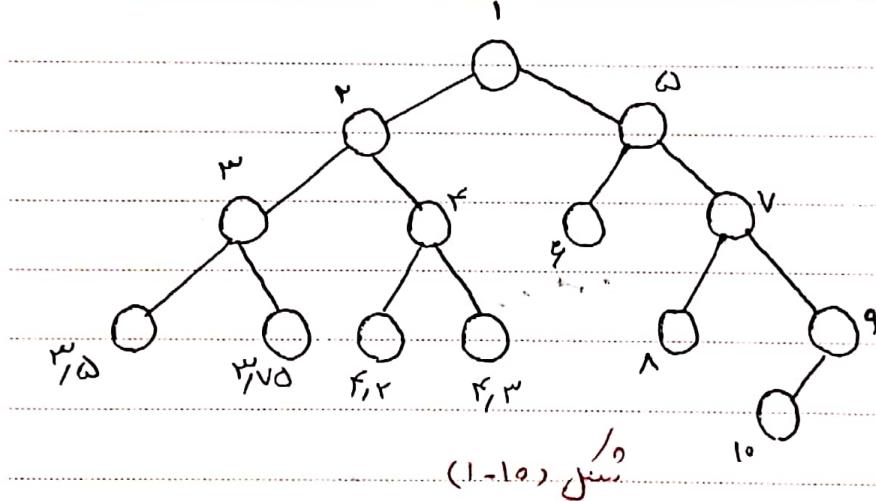
از اینه کار باقی می‌شود که اولین جایی که ایست نه دی از خانه بعدی آن همه مقادیر بعدی ایزو ند. حاکما اگر اینه سطر را complement می‌سینم چه اتفاقی می‌افتد؟ هر خانه کی بعد از اولینه ۱ برابر با ۰ می‌شوند و خانه دارای ۱ با ارزش دخانه کی تبلیغ آن ۱ عرض شوند. حاکما حاکی همه همه هستند اگر

با سطر بامای AND سُوند هم و فرستن و خانه کن تبل از ۱ با ارزش هفتم و عیسُوند و ۱ با ارزش پنجم اخیر مُود در مرحله آخر ترها پردازنه ای ۱ ارسال می کند پردازنه ای است بیت با ارزش را خرده. اگر نون پردازنه سوم از همت چیز ۱ ارسال نمی کند.

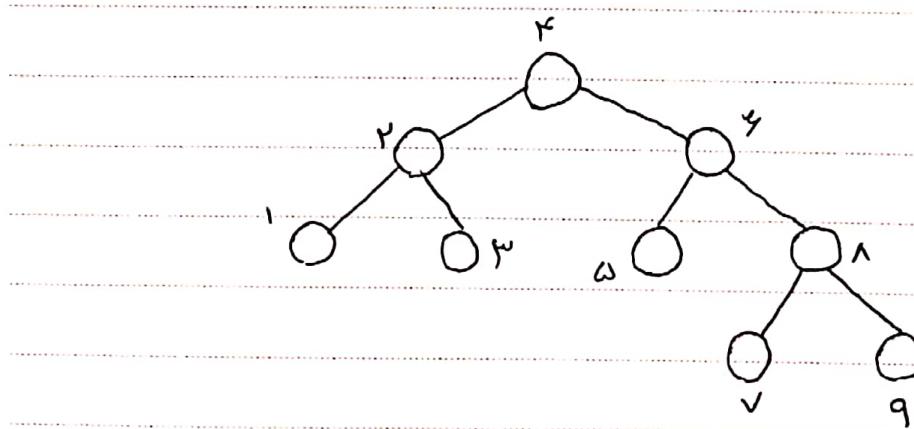
• Binary Tree packet Routing

هدف از packet routing این است که مقداری را از سر پردازنه به پردازنه دیگر ارسال کند در ابتدا برای packet routing ناید درخت را سواره نماید که ممکن و طبق سواره نماید حرست نمایم. در اینه روش از سواره نمایی VLR (pre-order) استفاده می شونم.

: (VLR, pre-order پیمانی



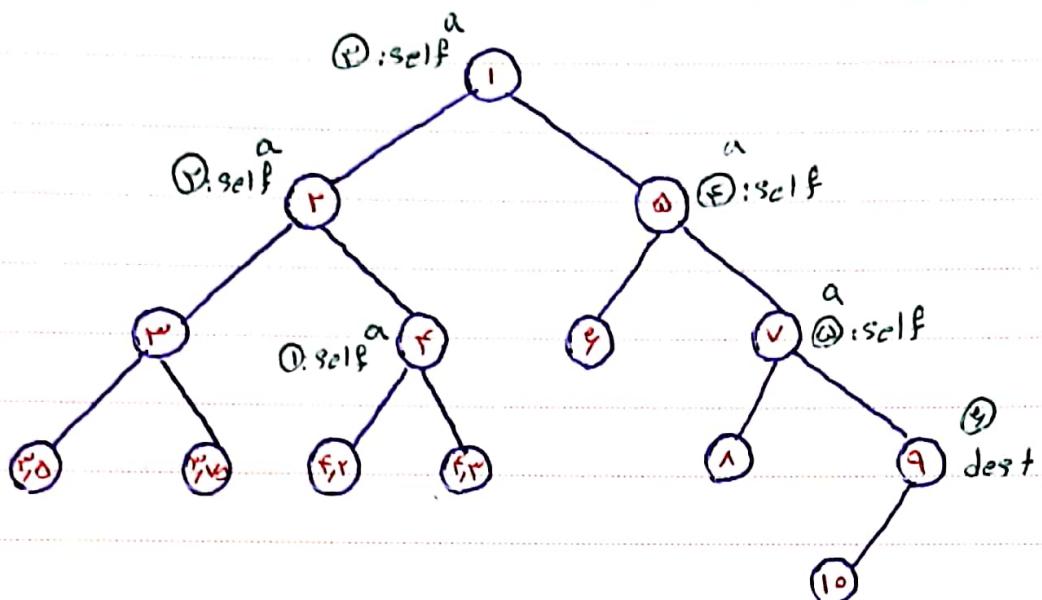
: (LVR, in-order پیمانی



مشکل (۲-۱۰)

پردازنده مجازی

ما با pre-order کار داریم وی خواهیم شد که داده ای را از پردازنده مبدأ به پردازنده مقصد ارسال کنیم که مبدأ و مقصد نباید از پردازنده کسی درخت مصل را بست.



(۱۰ - ۱۱) مصل

if $dest = self$

then remove the packet {done}

else if $dest < self$ or $dest > maxr$

then route upward

else if $dest \leq maxL$

then route leftward

else route rightward

endif

endif

endif.

مرحله اول:

وی خواهیم بیند که از p_q تا p_r ارسان شم - نایابی نه

self: p_f dest: p_g

PAPCO

V0

: MaxL, MaxR معروف

بزرگترین index در زیر درخت راست کره را آن کره عرضه می‌کند.

بزرگترین index در زیر درخت چپ کره را آن کره عرضه می‌کند.

این دو معروف سمت بهترین self در تظریه فرستاده می‌شوند.

اگر $self = dest$ باشد معنی سمت به مقصد رسیده است و بیچاره باشد آن نداریم.

$self = dest \quad p_r = p_q \quad x$

$dest > maxr \quad p_q > p_{f,r} \quad \checkmark$

نیازمند سمت dest > maxr برقرار است و باید سمت را درخت بالا route کنیم. نیازمند سمت از p_r تا p_f می‌رود.

هر عددی دوست

اگر a در p_r تراری پیدا ننماید و نیازمند

$self: p_r \quad dest: p_q$

$self = dest \quad p_r = p_q \quad x$

$dest < self \quad p_q < p_r \quad x$

$dest > maxr \quad p_q > p_{f,r} \quad \checkmark$

نیازمند route upward (نیام شده) دسته به سمت بالا می‌شود.

مرحله سوم:

اگر a در p_r تراری پیدا ننماید و نیازمند

$self: p_r \quad dest: p_q$

$self = dest \quad p_r = p_q \quad x$

$dest < self \quad p_q < p_r \quad x$

$dest > maxr \quad p_q > p_{l,r} \quad x$

سمت برقرار نمی‌شود و نیازمند route upward نفرود و سمت زیر بررسی می‌شود.

P4PCO _____

$dest \leq maxL$ $P_q \leq P_{f,r} \times$

نیا برلن عل route rightward انجام می سو.

مرحلہ چارچشم:

اکون a در P_q ترا ریسید و نیا برلن

self: p_a dest: p_q

self = dest $P_a = P_q \times$

dest < self $P_q < P_a \times$

dest > maxr $P_q > P_{10} \times$

dest < maxL $P_q \leq 9$

نیا برلن عل route rightward انجام می سو.

اگر P_a بود تا اعلان تمام مراحل ماتمdest: P_q بود و تاریخی هیچ فرمان ندارد چون \wedge و \neg

از تمام اعداد $1 \dots 9$ قبل از آن ک داریم بزرگتر هستند.

مرحلہ پنجم:

اکون a در P_q ترا ریسید و نیا برلن

self: p_v dest: p_q

self = dest $P_v = P_q \times$

dest < self $P_q < P_v \times$

dest > maxr $P_q > P_{10} \times$

dest < maxL $P_q < P_h \times$

نیا برلن عل route rightward انجام می سو.

مرحلہ ششم:

در این مرحلہ a ب P_q رفتہ و $self = dest$ می سو و جواب پیدا نہ کرو و سبتو را حفظ کریں.

اگر $p_v < p_\lambda$ است. $dest = p_\lambda$, $self = p_v$ تا مرحلہ پنجم ماستہ میں قبل است.

$self = dest \quad p_v = p_\lambda \quad \times$

$dest < self \quad p_\lambda < p_v \quad \times$

$dest > max_r \quad p_\lambda > p_{10} \quad \times$

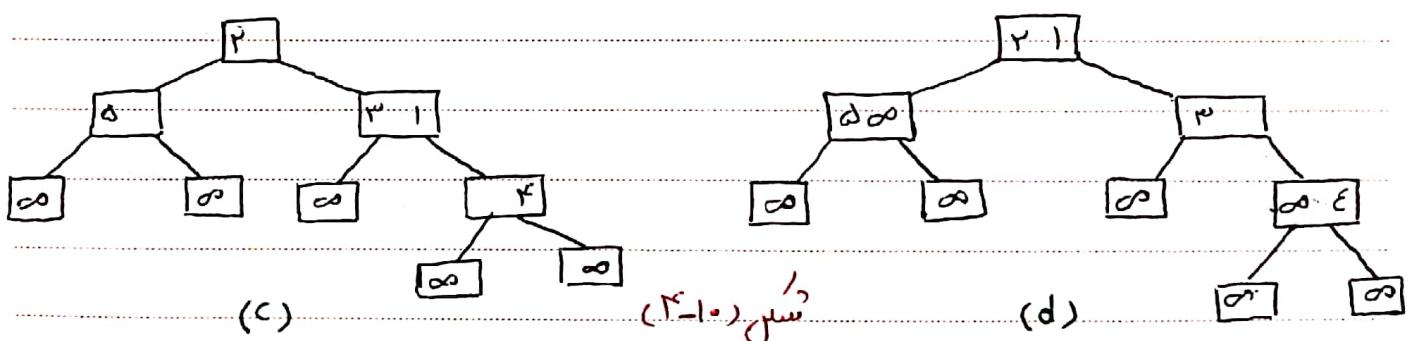
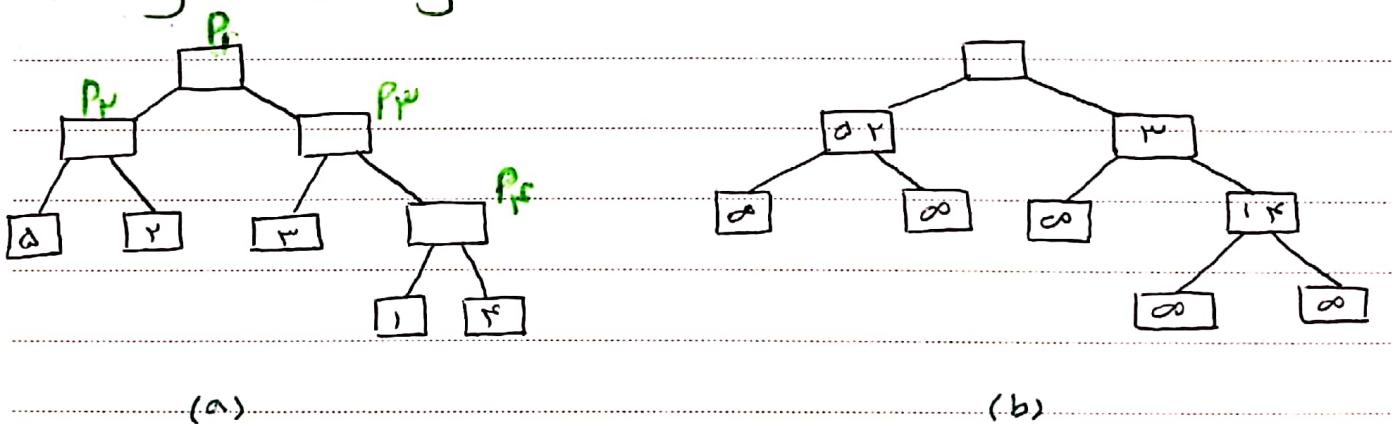
$dest \leq max_l \quad p_\lambda \leq p_{10} \quad \checkmark$

چون $dest = max_l$ است سبب بحثت جیپ من رو دو عملیات route leftward لجام سی سود. سبب $p_\lambda = a$ رفتہ و جواب ہیدا می سود و سبب حذف می سود.

* مرتبہ این سلسلہ:

دراین الگوریتم $2 \log n$ لجام سی سود و نباہر ان مرتبہ آن $\log n$ است.

Binary Tree sorting





می خواهیم راجع به Sorting مبحث اینم. الورتیم Sorting را در فعل ما می خواهیم و در اینجا به ساختار الورتیم Sorting اشاره می کنیم این الورتیم در دو خاز انجام می شود.

خاز اول:

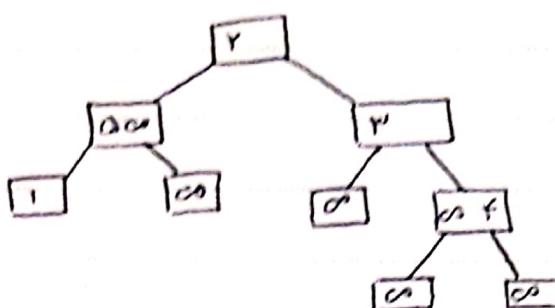
در خاز اول هر پردازندۀ این در فرزند کامل داشته باشد هر دو را با مح برداشت از فرزند کامل باشد همان را با مح برداشته باشید به اینله فرزند راست یا چپ آن است در جایی از راست با مح خود مراری دهد.

لطفیم که داده که در بگ ذخیره می شوند وی خواهیم آن که امرتب سین در ابتداء پردازندۀ ای که در فرزند آن کامل است داده که را با مح برو سین پردازندۀ داخلی دو فیلدر دارد که صنید برای مقداری از فرزند کی چیز و سه صنید برای مقداری از فرزند کی راست دارد. حاصلی خواهیم راجع به اینله کدام صنید چه مقداری دارد همیت کنیم ما تمار است مقدار Min را به چیز ترینه بگوییم زیرا می خواهیم اعداد را هرست کنیم و بترست اعداد در بگ کی چیزی بر است ذخیره می شوند سین که هر آن داشته باشد دنی و میان آمدن از قله داریم و طیف پردازندۀ کی داخلی این است که Min دو مقداری که دارند را با کار ارسان کنیم.

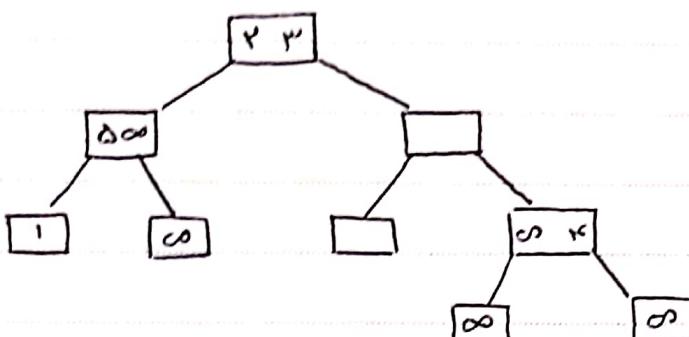
در ابتداء مقادیر ۳ و ۵ و مقادیر ۴ و ۱ با مح روند و به جای آن که $5 + 4 = 9$ فقط مقدار فرزند سی که در مرحله اول رجود دارد با مح رود دویس $5 - 4 = 1$ میست ط در ابتداء بین او ۴ مقدار Min معنی ۱ با مح رود و چون از صنید سمت چیز است درست چیز خانه با محی می رود

بنی ن و ۲ مقدار Min برابر با ۲ است و ۲ را به ۱ با مح می دهد و چون از صنید سمت راست است درست راست خانه با محی می رود و مقدار Min بین ۴ و ۱ برابر با ۱ است که آن معنی خانه با محی رفت و تا اینجا مقدار Min در طرف با کار آمد آن یعنی با مح رود و تا اینجا مقدار Min در رسمیه $5 - 4 = 1$ تاریخ رفت و می داند که سمت چیز آن دو عقده 2×1 در رسمیه آمده اکنون در رسمیه Min تاریخ رفت و می داند که سمت چیز آن دو عقدی می خواهد 2×1 در رسمیه آمده تطعاً از ۵ کوچکتر بوده و چون ۱ از ۲ کوچکتر است سمت چیز می رود و در بگ سمت چیز پردازی می شود.

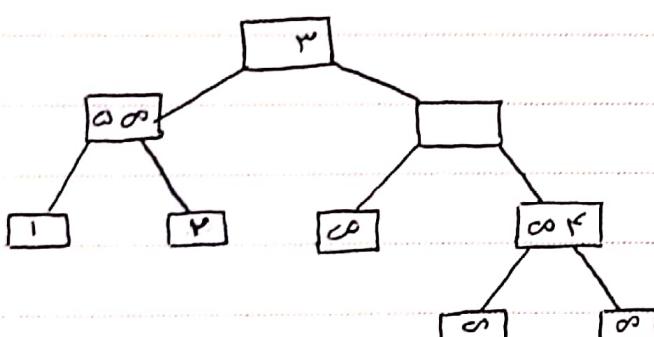
۰ ماتری دوم:



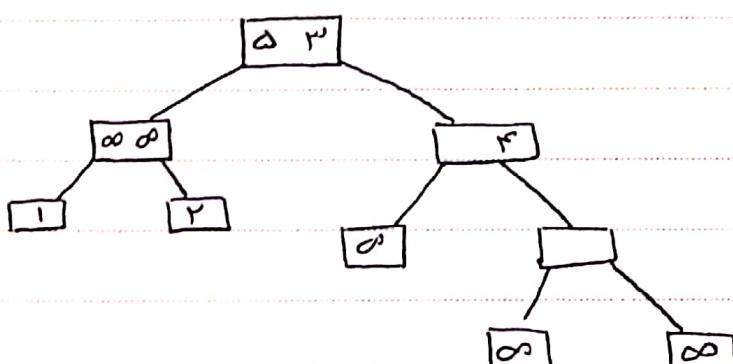
اگون ۲ کامل سمت را را باش می‌ستاده پس ۳ باید رود.



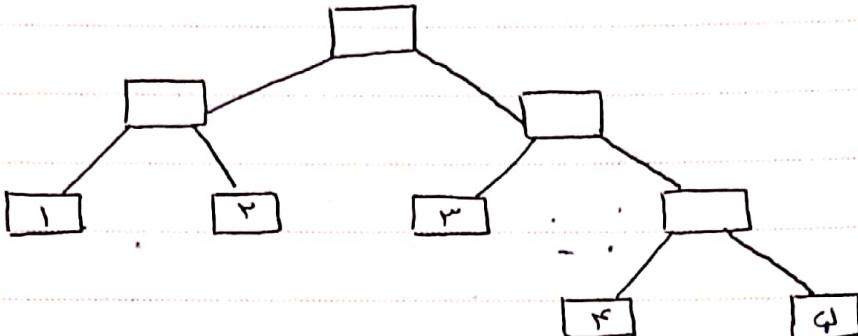
بنین ۲ و ۳ مقدار Min برابر با ۲ است که ۲ به بیش سمت راست پوشید.



اگون مقدار ۴ بخانه باید خود من رود. و از سمت چیز دم ۵ باید من رود.



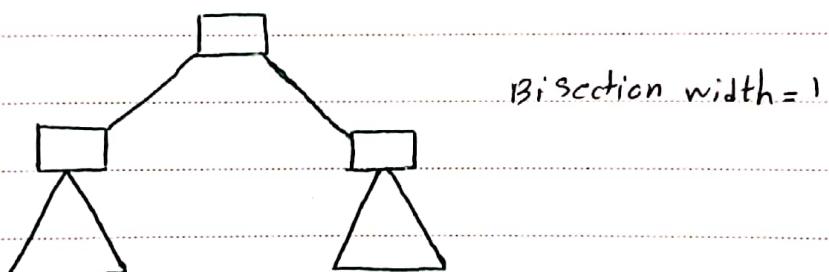
اگر گزینه های در $\log_2 n$ مقدار دارند این ساده جیب کمی سده است. اگر گزینه های n دارند
مقدار n را پایین می فرستند و n مستقیم سمت جیب رفتند و در پرتو تراویح سرید و $\log_2 n$ گام باشند
در خانه $\log_2 n$ مقادیر ۱ تا n تراویح رفتند این باین معنی نمی داشت و در پرتو سمت جیب $\log_2 n$ بعد از آن
در پرتو سمت راست آن تراویح سرید.



* مرتبه این الگوریتم:

مرتبه این الگوریتم $\log_2 n$ است و در $\log_2 n$ پایین رفتند و در $\log_2 n$ جا سواری کردند.

The Bisection-width Bottleneck in a Binary Tree



شکل (۱۵-۱۵) عرض دو گشی محاری درخت دودی.

عرض دو گشی در شبکه هایی دو هم ایست. اگر برآورده آن در گاهی فیزیکی است.

ظرفیت کانال را از عزمول زیر به دست می آوریم.

$$C = W \log(1 + SNR)$$

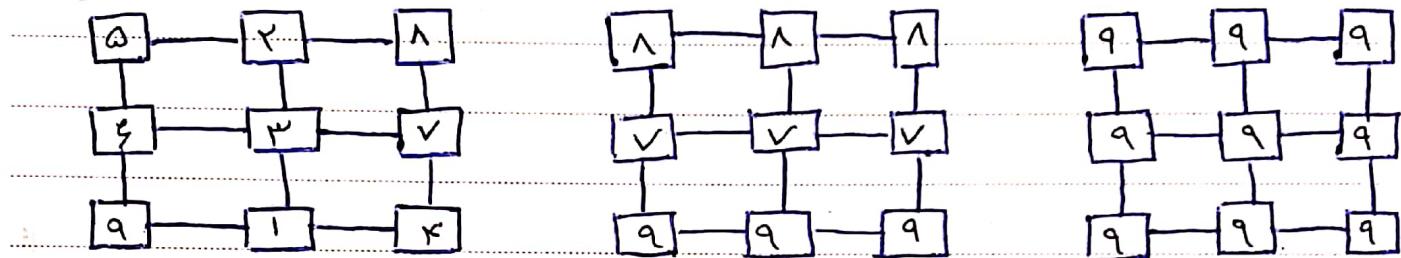
س: پهنای باند (هر تر) SNR: توان سیگنال به نویز

پهنای باند فرستنده کانال در احمد آن معترض است.

Capacity کانال بر اساس مُباہت بُرْمایه است.

فرض کردیم کانال نویزی است. وقتی SNR را حساب می‌سند سُنّت سلیمان به نویز را حساب می‌سند و همان چنین کسی که باست ایجاد لختی می‌سُود رای توان در نویز کاظمه کرد. سرعت این بایها باشد نهادم بیست و سه دسُود مثل این مردی که سه آدم سریع و سه آدم بادقت است و سرعت و دقت هردو با هم سخت می‌سُود و در ۵.۶۵ این مشکل را در این زیرا انتقال با سرعت بالایی انجام می‌سُود و احتیاجاً نهادم زیاد می‌سُود.

Algorithms for a 2D mesh



شُل (۱۰-۹) پیدا کردن مقدار Max در یک ۲D mesh

ی خواهیم راجع به الگوریتم که در مسُن دو بعدی صحبت کیم

در مسُن دو بعدی تقدیم پردازندۀ داریم که در سطح و سطون هزار کوئینتند و روی هر پردازندۀ یکه سهاره داریم و هدف این است که عمل پیدا کردن Max را به عنوان Semigroup Computation داشته باشیم.

: Row maximus

ابتدا در هر سطح مقدار Max را پیدا کریم پردازندۀ با مقدار دیگر مقدار پیش را با پردازندۀ عجاو و پرسی مُرُسند و چون دیگر شرایط است مقدار پردازندۀ اول بدن تغییر و پردازندۀ دوم بدن تبدیل می‌سُود و در سطح دوم مقدار پردازندۀ دوم بدن تغییر و در سطح سوم مقدار پردازندۀ دوم بدن تبدیل می‌سُود و همان زمان در سطح دوم مقدار پردازندۀ دوم بدن تغییر و در سطح سوم مقدار پردازندۀ دوم بدن تبدیل می‌سُود هر ترتیب این صفت ۱-۲ است و پس از پیدا کردن Max در مسُن داشته باشیم با ۱-۲ تمام مقدار Max در سطح را به دست چرخانیم.

: Column maximus

در این مرحله مقدار Max در هر سطون پیدا می‌سُود و حیثیت از باکاله پاسن یا چیزی به باکاله اینها می‌سُود و هر قاعده کند و پردازندۀ کن و سه با مقدار پردازندۀ کن سهار سوم مقابله می‌سُوند و مقدار آن ۴-۹ می‌سُود و بعد از پردازندۀ کن سهار اول ۹ می‌سُود.

ابندا در سطر که تناهی نیست \rightarrow معرفه حریصت بعد Max را داند اما پس از آن
برای پیدا کردن Max در سطر دو راه داشتم. یکی راه این است که هر پردازنده‌ای مقدار خود را با
پردازنده‌گنای مقایسه کرند و اولین پردازنده به فعل دستی خود تناهی نیست و مقدار Max را تمار
می‌داند.



امنه دوست های مقایسه نیاز دارد.

در Linear Array برای پیدا کردن Max حداقل $n-1$ کامی تراجم محاسبه انجام دیم. با $1-p^{th}$ کام معرفه
مقدار Max و با $1-p^{th}$ کام مقدار معرفتی Max تبدیل خواهد شد.

نکته:

هر تیره حالت زمانی است که مقدار Max و سه باشد.

در اینه شکل در معرفه سطر سه پردازنده داریم و در $= 2 - 3$ کام انجام می‌شوند. $1-p^{th}$ کام فرق ندارد و من
یک بیم p و همیشه $1-p$ زیرا فرق ندارد و در هر کسی بزرگ تأثیری ندارد.

با $1-p^{th}$ کام پردازنده کسی معرفه سطر همچنان مقدار Max آن سطر را بخواهد و $1-p^{th}$ کام کازم است که
مذیغان Max دستون که مسحون شود و تعداد مرحله آن $(1-p)^2$ است.

مثال:



۱) ۸ مقایسه خواهد شد و هم با همسایه کسی خود مقایسه خواهد شد.



ازین مثال به ۳۷ نام برای پیدا کردن Max نیاز دارد. حون مقادیر Max در پردازندۀ چهارم تمارا دارد و خودش که کاری ندارد و سمت چیز آن به تعداد جیستی از مقاسیه نیاز دارد و سب سه بار مقاسیه نیاز دارد هسن. سی هشتم برای پیدا کردن Max کافی است. نتایج مرتبه آن ۳ است.

اما از ۹ نو شد بود باید ۴ نام انجام می سد معنی به ۱-۴ نام نیاز بود.

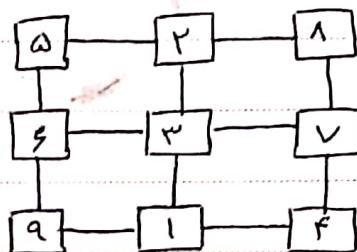
حالا اگر ساختار مسی باشد می خواهیم در سریعه ای MAX را نهاده داریم

مذکور

اُندر دَرسْ مَهْمَدْ بَرْدَازْنَه دَاسْتَه باسْمُم در مَعْرِسَه لَهْ دَسْتَونْ مَهْمَدْ بَرْدَازْنَه دَارْعِمْ.
اُندر دَرسْ مَهْمَدْ بَرْدَازْنَه دَاسْتَه باسْمُم در مَعْرِسَه لَهْ دَسْتَونْ مَهْمَدْ بَرْدَازْنَه دَارْعِمْ.

مسنون

آن براي پيداگردن Max مرتبه ستد از (۱-۵) ۲ با (۱-۵) ۲ حالت در سورتميان سده پيدا هر سود ۱٪ خير، زيرا در حب پيداگردن Max هر عنصر بايد يكبار در بازي مقايسه بيايند. بنابران عضفر اول و عضفر آخري را يكبار در بازي مقايسه بيايند و سما از سورتميان سري از استفاده كنن حدايق بهادر زده قدر آن مقايسه فر خواهيم چون بالا خرده عضفر اول سطر اول با عضفر آخري ستوان آخري بايد مقايسه شوند و قدر براي دهن نست که بلوريم سورتميان بینه است. و سورتميان که راهگردیم در بالا حالت در همین است.



PAPCO

~~gum in last column~~ ~~gum in prefix superscript (V-10) yem~~

ی خواصیم prefix sum را بحسب آوریم داده استفاده از sum یعنی مقدار معنی دست مر آوریم.

نماز اول:

در دور اول این هزینه ارسال را صفر در تظر بلیریم هنوز عبارات زیری سیمه سووند

$$5 \xrightarrow{+} 2 = 7$$

$$9 \xrightarrow{+} 3 = 9$$

$$9 \xrightarrow{+} 1 = 10$$

زمان کازم برای اینلار واحد است و فقط سه عمل جمع انجام شده است.

در دور سیمه محاسبات زیر باهم انجام می سووند

$$7 \xrightarrow{+} 8 = 15$$

$$9 \xrightarrow{+} 7 = 16$$

$$10 \xrightarrow{+} 4 = 14$$

امن مرحله ام واحد زمان کازم دارم.

اگر مس م م پردازند دسته باشد امن نماز ۱ - ک واحد زمان کازم دارم.

نماز در مرحله:

سیمه درستون آن diminished prefix را بحسب حالت آوریم. از جنس prefix sum است و معنی خوش آن ه است.

۰ سطر اول

$$5 + 10 = 15$$

$$15 + 15 = 30$$

در این مرحله به ۱ - ک جمع نیاز داریم:

نماز سوم:

در مرحله آن خوبی داشت در این کسی سطر اول را با ۰ سطر دوم را با ۱۵ سطر سوم را با ۳۰ جمع نیزیم. محاسبات زیر به صورت هیجانی انجام می سووند و به واحد زمان نیاز دارد.

$$0 + 0 = 0$$

P4PCO

✓Δ

$$9 + 10 = 19$$

$$9 + 31 = 40$$

در مرحله بعد عملیات زیر هزمان انجام می شود.

$$V + 0 = V$$

$$9 + 10 = 19$$

$$10 + 31 = 41$$

در آنچه مرحله عملیات زیر به صورت هزمان انجام می شود.

$$10 + 0 = 10$$

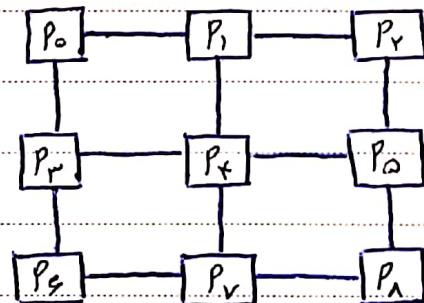
$$19 + 10 = 29$$

$$14 + 31 = 45$$

آنچه مرحله بی کم مقدار جمع نیاز دارد.

نایابانه این الگوریتم از مرتبه \sqrt{p} است و پردازنده آخر جمع خواهد دارد.
 $(\sqrt{p} - 1) + \sqrt{p} = 3\sqrt{p} - 2$: مرتبه ۲

• Routing & Broadcasting on a 2D mesh



شکل (۱۰-۱۸) روی ۹ پردازنده broadcast, routing:

ی خواهیم در مورد شبکه routing سینم و خالی خوب است زیرا پردازنده هدایت مقدار را داریم، مخفقات مقدار، این راهی مخفقات مبدأ فی سینم که راه را هم بسیار دویست. نه تن کمینه سینم ی خواهد داده، خود را به چهار رسال کند.

مسنون سه مرحله

$$\beta_3 = (2, 1) \quad \beta_2 = (1, 3)$$

P4PCO



حرست از ۳۰ به ۹

حرست از ۹ به ۶

$1 - 2 = 1$ = سهاره سطربندی^۱ - سهاره سطربندی

$2 - 1 = 3$ = سهاره ستون هید^۲ - سهاره ستون هید

۱- مفهومی سهاره برخلاف فرست برو معنی این رلاتیو نیست + باشد مانند پاسخ دلخواه علامت - باشد مانند پاسخ
برود . ۱- معنی در حیث خلاف جایی این هستی که سطربندی این دلخواه برود دارای ۳۰ به ۹ می رود
۲+ معنی دلخواه هست راست حرست کن این مسیر برو دلخواه باید هست چیز حرست کن و از ۹ به ۶ می رود

غذای

به جای سطربندی توان مخفات بود را در تبلیغ مرفت . مبن مخفات را فردی دعوه سطربندی
ستون) در تبلیغ مرفت و این خواستم راهی در تبلیغ بلیغیم بود را در تبلیغی مرفت

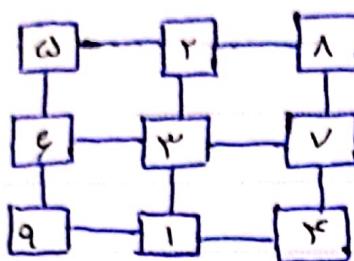
آنکه بیو دیم برای حالت است که می خواهد ramp (جاده اتساباطی) را زاره و این ramp را است باشد مانند
mod بلیغیم و برسی این از کدام طرف حرست کنیم مسیر کوتاهتری بود و آن را انتخاب کنیم

می خواهد زمان routing وقت است که بتوانیم داده ای را روی قطرو میان ارسال کنیم برای میان
از چه بین در شکل ۱۵-۸) برابر با ۲-۳ می بود و ۱-۲ کل خلو و ۱-۲ کل پاسخ می باشد

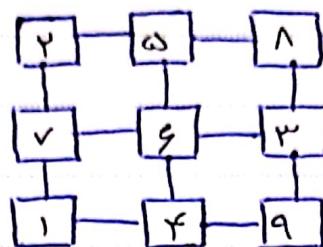
بردن معنی داده ای که داریم را به ارسال کنیم پردازند داده را به پردازند کی مانند و میان
دست راست و چیز خود را دهد

حد این زمان برای حالت است که از بیو دیم هست چیز باید (۹) بیو دیم هست راست پاسخ (۹)
ارسال می بود در برای همه پردازند که ارسال کند گهه ۲-۳ زمان نیاز دارد . چون بیو دیم هست می باشد
در ابتداء فقط بده پردازند ارسال کند . لیکن حالت زمانی است که پردازند و سه باشد و بد
چهار طرف ارسال می کند و سریعترین حالت است و بترین حالت این است که بیو دیم که بتوانند داده
را ارسال است .

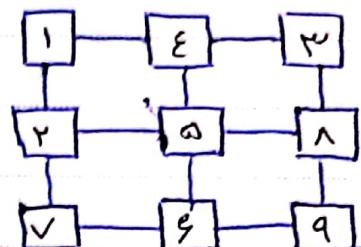
• Sorting on a 2D Mesh using shearsort.



initial values

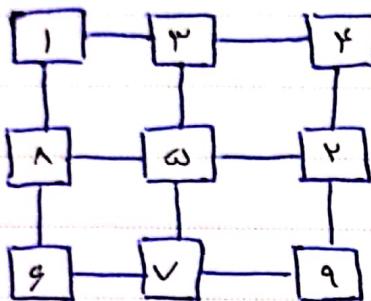


Snake-like row sort

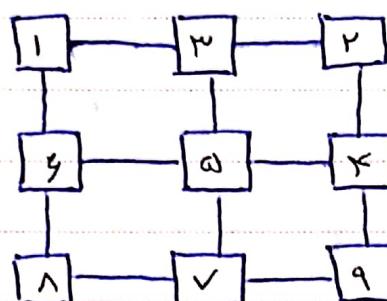


Top-to-bottom column sort

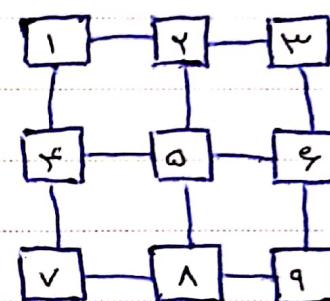
جایز



Snake-like row sort



Top-to-bottom column sort



Left-to-right row sort

نماز دوم

3×3 Shearsort مسلسل ۱۰-۹-۸-۷-۶-۵-۴-۳-۲

نماز سوم

الgoritم scissors، shear، Shearsort نیمیانی داده میان اینها تبیین شده است.
این الgoritم، رحیم نماز انجام می شود.
ماتریس $r \times r$ است و مبرد از نه دارد.

$$r^r = p \quad r = \sqrt[p]{p} \rightarrow \text{درست}$$

تعداد نماز (iteration) بجز بر است:

$$\lceil \log_r p \rceil + 1$$

در اینجا نماز الgoritم ۳ نماز دارد:

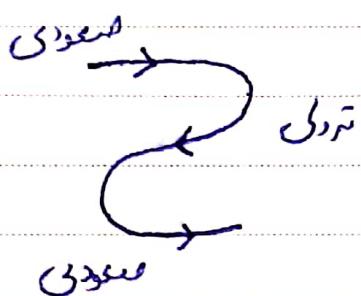
$$\lceil \log_r p \rceil + 1 = 3$$



۶ فاز اول :

مرحله اول :

مرتب کردن در این الگوریتم با درستن snake-like است. معنی سل مار به در خود من چندین مرتبه می زند
می پسندید. در سطراوی صعودی، در سطراوی تردی و سطراوی صعودی مرتب نیستند.



۵ ۲ ۸ ۲ ۵ ۸
۶ ۳ ۷ ۷ ۹ ۳
 ۴ ۱ ۴ ۹

اگر سطراوی دستون که از همه راه‌هایی که در سطراوی زوج می‌صورت صعودی و سطراوی مرتب می‌شوند.

پس هر فازی سل مار دو گام است.
اگرچه هر دو سطراوی مرتب کهند همان odd-even است و داده که روی پردازنده که حسنه و هزمان سطراوی می‌صورت odd-even مرتب هستند که تفاوت در وقت آن کاست و سطراوی دو مرتب هستند. حسب مختلف دلیل (راست، از زیرا increase) است و داده که روی پردازنده حسنه زمان الگوریتم odd-even ب اندازه پردازنده کی است اما در سطراوی دو مرتب هستند پس نباید این زمان مرتب سازی در این فاز \sqrt{n} است.

مرحله دوم :

در این فاز همه داده که از بالا به پاسن می‌صورت صعودی مرتب هستند.
نهستون می‌صورت موازی از بالا به پاسن می‌صورت موازی مرتب هستند و زمان مرتب کردن صعودی در این مرحله \sqrt{n} است.

پس فاز اول به \sqrt{n} واحد زمان نیاز دارد.

۴. فاز دوم:

در مرحله اول دوباره ماروسا مرتب هر سند در مرحله دوم باشد. بین مرتب هر سند که $\sqrt{2}$ زمان نیاز دارد.

۵. فاز سوم:

در این مرحله فقط left-to-right مرتب سازی انجام می شود و بعد از آن مرتب هر سند.

مقدار تعداد $1 + \lceil \log_2 n \rceil$ فاز داشتیم که در تعداد $\lceil \log_2 n \rceil$ فازها به زمان \sqrt{n} نیاز دارد و ناز آخربه \sqrt{n} زمان نیاز دارد پس مرتبه آن برابر است با:

$$\sqrt{n} \times \lceil \log_2 n \rceil + \sqrt{n} = \lceil \log_2 n \rceil + 1 = (\lceil \log_2 n \rceil + 1)^2$$

این مقدار تعداد مقابله است و زمانی است که همه حسن هست.

برخ از کار \sqrt{n} مرازی انجام می شود و کار انجام شده حتی بیشتر است نزدیکی $\frac{1}{\sqrt{n}}$ می باشد. این دوباره حسن دوی چیزی است که بینهم زمانی است این ناظربریوی تواند هر سند را از میان دوی این دوباره.

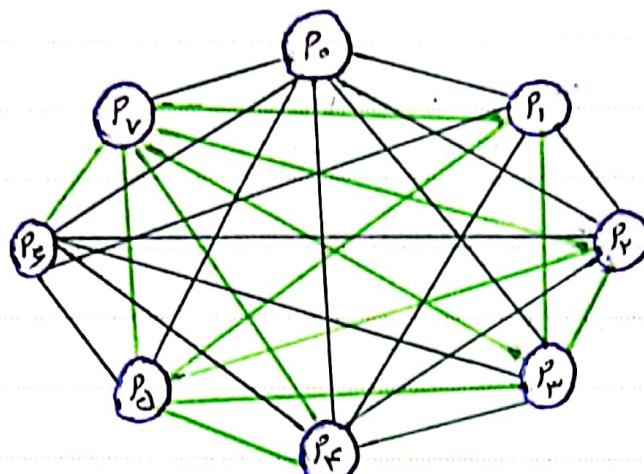
مثال:

اگر مسیر Ex باشد:

$$2 \times 3 \times \lceil \log_2 4 \rceil + 4 = 8 \times 2 + 4 = 20$$

Algorithms with shared variables:

دقیق هم پردازند که یعنی هفتمین هدف چیز راحت است و دیگر دیگر که معنی ندارند. نزدیکی را بتوانیم کنار دستگاه و جو دارد. بنابراین طراح آن پیشیده شی دارد و میتواند ایجاد فرآیند زیرا هدف چیز را از همه حریات خود بسیرند که حتی از آن که بوده آن پردازند هم خورد و عمل است لفظاً در فرآیند دستگاه نویسی آن در حالت اینه آن راحت است.



سلسله ۱۵-۱۰: مسیریابی

از مرتبه $O(1)$ است

برد پردازندۀ می تواند سمتۀ را به همه ارسال کند.

Sort : Sorting

کردن معنی ندارد و همه چیزها را درست آن کست.

Semigroup Computation

هر پردازندۀ می تواند می سایت را به صورت علی اجرا کند.

Parallel prefix computation

کوچکتر ترکیب می شوند.

آموزه ایران به خود ایران سراسریست

من این دیران سراسریست دارم

من این دلش زمین را خواهم از جان

من این درست سراسریست دارم



فتحیه خرد ۱۴.۲

اتان بند فشم

P4PCO

فصل دهم

parallel Algorithm complexity

۳.۱) Asymptotic complexity

۳.۲) Algorithms optimality & efficiency

۳.۳) complexity classes

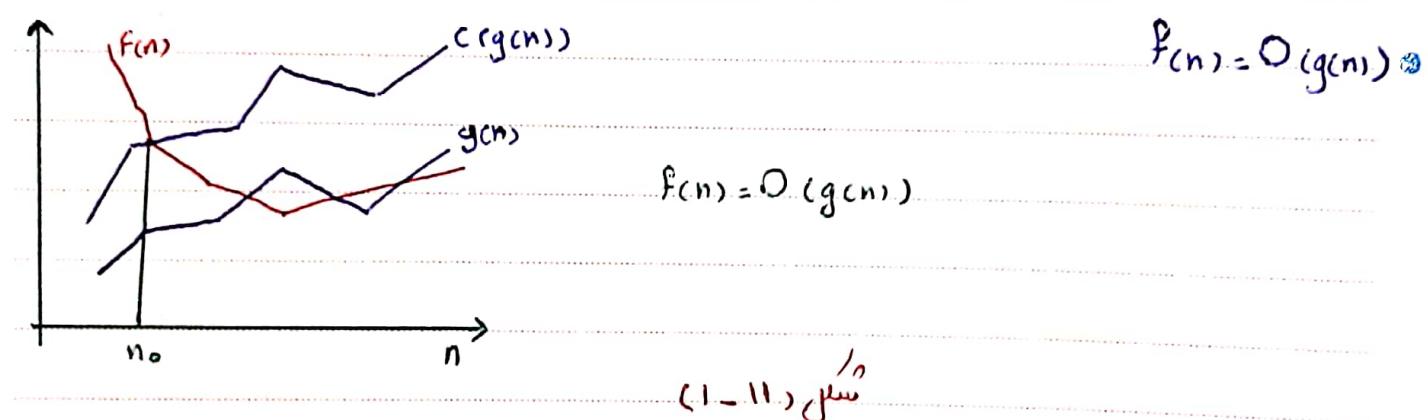
۳.۴) parallelizable tasks & the NC class

۳.۵) parallel programming paradigms

۳.۶) solving recurrences

در این فصل در مورد پیچیدگی الگوریتم کی موازی محبت می‌شیم.
برخی از مباحثی که در این فصل مطرح شوند در درس طراحی الگوریتم و ساختمان داده هستند.

۳.۱) Asymptotic complexity



وقتی $f(n)$ بتوئی $O(g(n))$ از مرتبه $(g(n))$ وجود دارد، از سه جایی ب بعد $f(n)$ از $g(n)$ کوچکتر است.

توابع نشان داده شده در شکل (۱-۱) تای زنایت داده پیدا نموده است. در مسکن از شکل تابع $f(n)$ باهاشت از $g(n)$ است اما وقتی راجع به order محبت می‌شیم متوجهان دری زنایت $f(n)$ باهاشت از $g(n)$ است پس $f(n)$ از مرتبه $O(g(n))$ بزرگ است. دری زنایت $g(n)$ باهاشت از $f(n)$ است.

بهمن این است بلوئید اثر $f(n)$ را در عدی لزب کنیم با کای $g(n)$ من افتد برای مثال می‌تواند این

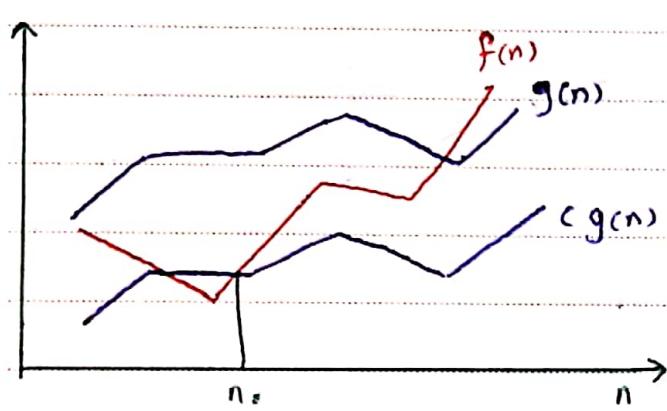
PAPCO

$f(n)$, $g(n)$ برابر کننم از $g(n)$ بزرگتری سود وی در نهادت $f(n)$ بزرگتری سود زیاد سیب خواهی طوری است که $f(n)$ فقط در مقیاس از $g(n)$ باها تری رود. در دوباره از جایی به بعد $g(n)$ باها تری رود. بنابراین وقتی راجع به صفت حی سیم متطویران دری برآست است و بجز مقادیر کوچک داشت.

مثال:

$$3n \log n = O(n^2)$$

$$\log n < n \rightarrow n \log n < n^2$$



$$f(n) = \Omega(g(n))$$

$$f(n) = \Omega(g(n))$$

مسئلہ (۱۱-۱۲)

وقتی میں موئیم $f(n)$ از مرتبہ $\Omega(g(n))$ است یعنی صرف طوری $f(n)$ را نمایه کنیم $f(n)$ از آن بزرگتر است و $f(n)$ همراه از $g(n)$ بزرگتر است. و دری برآست $f(n)$ از $g(n)$ بزرگتر است.

مثال:

$$n \log^2 n = \Omega(n^2)$$

وقتی میں موئیم الگوریتم از مرتبہ $\Omega(n^2)$ است یعنی اسکے الگوریتم را صرف طوری اجرائی کنیم مقدار عملیات آن از n^2 کمتر نہ سود دیا n یا باها تر از n است.

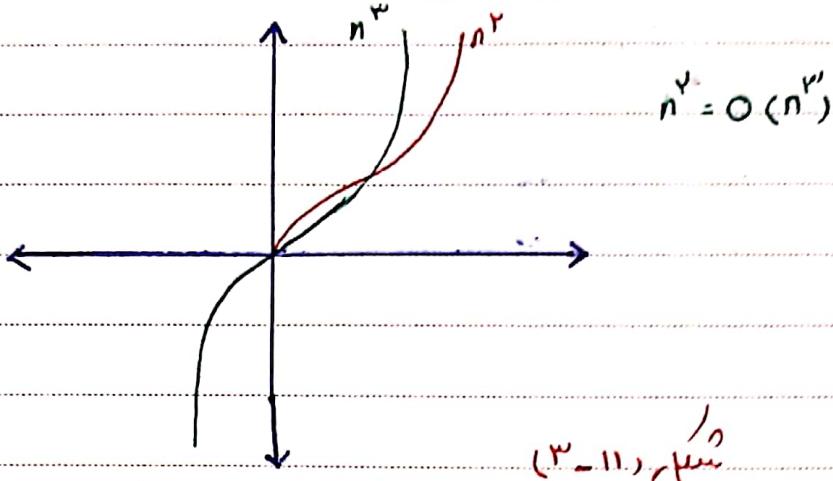
مسئلہ:

وقتی میں خواہیم راجع بود و تابع صفت حی سیم بجز مثال میں موئیم n^3 از مرتبہ $\Omega(n^3)$ است. مسئلہ (۱۲-۱۳) در مقادیر اولیہ $(1, 1, 1, 1, 1)$ n^3 باها تر از n^3 است وی از کسی جایی ببعد n^3 باها تر من رود.

حکم است بلوئی این n^3 , 1^{15} برابر کنیم آیا از n^3 بزرگتر من سود حی سیم جایی ببعد دوباره

PAPCO

n^3 بیشتری رود. آن جایی که باتراست دیرتر اتفاق می‌افتد.



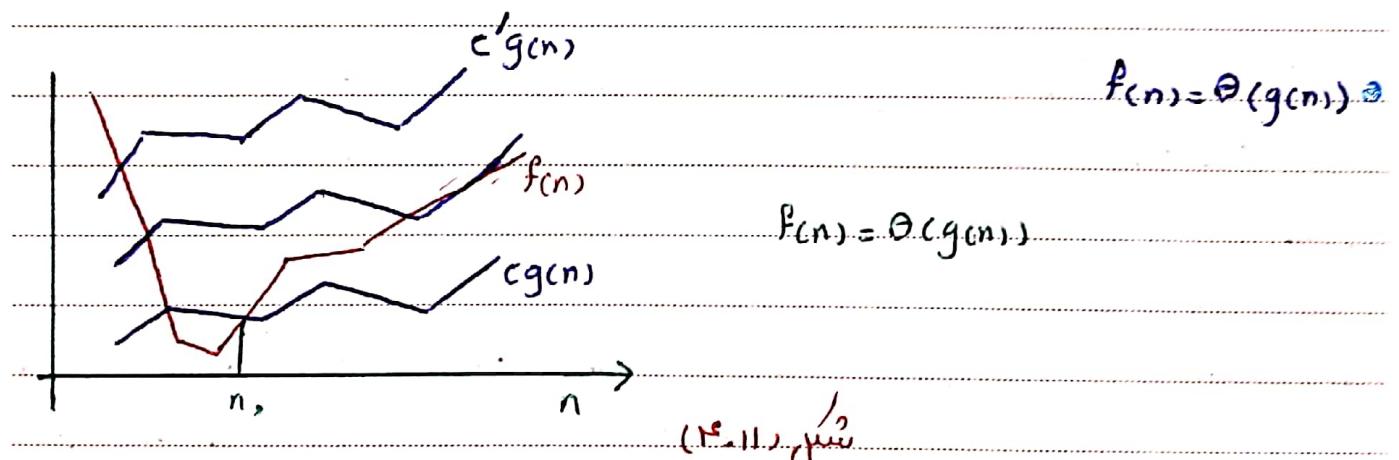
شکل (۱۱-۳)

بنابراین دو تابعی که از تظر درجه متفاوت هستند را اگر در تظر بگذیریم و تابع کوچکتر را در صریحی فخری کنیم باز تابع بزرگتر از آن بزرگتر است. برای مثال اگر $n=1000$ باشد فخری کنیم باز $n^3 > n^2$ بزرگتر است.

n^3 از دجا از n^2 بزرگتری سود جای

از ۱۰۰۱ بعد بزرگتری سود زیرا $n^3 = n \cdot n^2 = 1000 \cdot 1000 = 1000000$ است و اگر $n=1000$ دوباره لازم است

بزرگتری سود و فکه بزرگتری به تأخیر نداشت.



شکل (۱۱-۴)

وقتی می‌توییم $f(n)$ از مرتبه $\Theta(g(n))$ است یعنی $f(n) = \Theta(g(n))$ است و $g(n)$ از مرتبه $\Theta(cg(n))$ است یعنی $g(n) = \Theta(cg(n))$.

مثال:

$$n^2 + n = \Theta(n^2)$$

برای مثال $n^2 + n$ از مرتبه هم هستند و می‌توانیم از $f(n) = \Theta(g(n))$ منسخه دو را در داده باشیم.

PAPCO



پردازش مردانه

گفت که وقتی حد آن را دری نهادیت می‌سیریم ۰ یا بی نهادیت نمی‌شود.

• Little O, Big O & their buddies

: (small, little o) , $f(n) = o(g(n))$

معنی درجه تابع $f(n)$ به طور اکیدی از تابع $g(n)$ کوچکتر است و حالت مساوی را ندارد.

مثال:

$$T(n) = Cn^2 + o(n^2)$$

معنی تابع زمان از مرتبه n^2 است و با سه چیزی جمعی شود که درجه آن به طور اکیدی از n^2 بزرگتر است مثلا:

$$\sqrt{n}, n, n\sqrt{n}, n \log n \in o(n^2)$$

$f(n) = O(g(n))$

معنی درجه $f(n)$ بزرگتر با مساوی $g(n)$ است و $f(n)$ نزدیکتر از $g(n)$ نیست، O big معروف بزرگتر با مساوی را دارد.

مثال:

$$T(n, m) = O(n \log n + m)$$

یک تابع بر حسب دو پارامتر m و n درجه آن از $O(n \log n + m)$ مرتبه است یعنی درجه تابع مسلوی با کوچکتر از $O(n \log n + m)$ است و درجه تابع $T(n, m)$ از آن بیشتر نمی‌شود.

$f(n) = \Theta(g(n))$

معنی $f(n)$ دقیقاً هم درجه $g(n)$ است.

مثال:

$$T(n) = \Theta(n \log n)$$

معنی $T(n)$ از مرتبه $\Theta(n \log n)$ است.

مثال:

الگوریتم با مرتبه $\Theta(n \log n)$ می‌باشد.

الگوریتم heapsort همیشه از مرتبه $O(n \log n)$ است و کی از مرتبه $O(n^2)$ نیست زیرا حد اینتر ارتقای درخت را بایسین می‌رود و معنی ادامات همکن است. دقیقاً از $\Theta(n \log n)$ مفتر باشد.

عفیزینه الگوریتم mergesort دقیقاً $\Theta(n \log n)$ است.

الگوریتم quicksort در حالت متوسط از مرتبه $\Theta(n \log n)$ است و کی همکن است از مرتبه n^2 هم سبود.

دقیق راجع به الگوریتم صحبت هر ستم برای همه این دو نویم در حالت متوسط از مرتبه $\Theta(n \log n)$ است. معنی در حالت متوسط عفیزینه آن $\Theta(n \log n)$ است و در بینین حالت همکن است مرتبه آن از $n \log n$ بیشتر باشد.

دیگری دو نویم الگوریتم از مرتبه $\Theta(n \log n)$ است (من دو نویم در حالت متوسط) معنی همیشه مرتبه آن $\Theta(n \log n)$ است و بینین حالت متوسط بدارد.

الگوریتم selection sort از مرتبه $\Theta(n^2)$ است معنی همیشه زمان آن مفتری از n^2 است.

الگوریتم insertion sort از مرتبه $O(n^2)$ است معنی مرتبه آن می‌تواند از n^2 بیشتر باشد و در بینین حالت معنی زمانی داده کی مرتب است مرتبه آن $\Theta(n)$ است. با به بحث برداشت دیگر کران بایسین آن $O(n^2)$ است معنی مرتبه الگوریتم بین n و n^2 تغییر می‌کند.

$$f(n) = \Omega(g(n))$$

معنی درجه $f(n)$ از $g(n)$ بیشتر است.

مثال:

$$T(n) = \Omega(\sqrt{n})$$

معنی کف $T(n)$ برابر با \sqrt{n} است و درجه $T(n)$ از آن بیشتر است. ماتدها الگوریتم

PAPCO



الgoritam $\Omega(n)$ از مرتبه / insertion sort

: (Small, little) $\in \Omega$, $f(n) = \omega(g(n))$

یعنی $f(n) \sim g(n)$ طور اکیداً $f(n) > g(n)$ بزرگتر است، $f(n) \sim g(n)$ داده شد و دوست اکیداً از $g(n)$ بیشتر است.

مثال:

$$T(n) = \omega(\log n)$$

فرخ زدن

$$f(n) = o(g(n)) \quad <$$

$$f(n) = O(g(n)) \quad \leq$$

$$f(n) = \Theta(g(n)) \quad =$$

$$f(n) = \Omega(g(n)) \quad \geq$$

$$f(n) = \omega(g(n)) \quad >$$

Growth rates for typical functions

: superlinear , sublinear معادل فرخ سر تراویح

sublinear

$$\frac{\log n}{n}$$

linear

$$\frac{n}{10}$$

superlinear

$$\frac{n \log n}{n^2}$$

$$2^5$$

$$10$$

$$10^0$$

$$2.9K$$

$$1K$$

$$10^3 \approx 2^{10}$$

$$81$$

$$2^7$$

$$1K$$

$$81K$$

$$31K$$

$$10^6 \approx 2^{20}$$

$$169$$

$$100$$

$$10K$$

$$1.7M$$

$$1M$$

$$209$$

$$256$$

$$100K$$

$$25M$$

$$31M$$

$$256$$

$$1K$$

$$1M$$

$$251M$$

$$1000M$$

جدول (1-11)

۴) میریم $\log n$ sublinear

میریم زیرخط و توابع آن که مرتبه آن کمتر از زیرخط دوسته را نشان می‌دهد.

برای مثال $\log n$ همراه از n عکراس است.

$$\log n < n^{0.10000000000000002}$$

$\log n$ مرتبه‌ای ندارد و حتی اثر n را بتوان که برسانید از آن کمپلکس است و توابع لردیه
کمتر از n دارند زیرخط دوسته

نتیجه:

تابع از مرتبه $(n)^0$ دوسته را زیرخطی نمی‌نماییم.

در جدول (۱۱-۱) تابع $\log n$ و $n^{\frac{1}{2}}$ زیرخط دوسته.

اگر $n=10$ باشد $\log n \approx 9$ مرتبه‌زد

اگر $n=100$ باشد $\log n = 39$ مرتبه‌زد

اگر $n=10^6$ باشد $\log n \approx 351$ مرتبه‌زد.

در ابتدا برای $n^{\frac{1}{2}}$ مقادیر $n^{\frac{1}{2}}$ و $n^{\frac{1}{2}}$ نیز است.
مرتبه $n^{\frac{1}{2}}$ بسیار کمتر از $\log n$ است.

اگر $n=10$ باشد $n^{\frac{1}{2}} = 3$ مرتبه‌زد

اگر $n=100$ باشد $n^{\frac{1}{2}} = 10$ مرتبه‌زد

اگر $n=10^6$ باشد $n^{\frac{1}{2}} = 1000$ مرتبه‌زد.

تابع n با مرتبه n جلوی رده دقتی که مولیم زیرخط معنی دقتی عدد بزرگ مرتبه تابع
زیرخط نمایند و متدار آن از n کمتر مرتبه‌زد.

وقتی $n=10^6$ است مقادیر $n^{\frac{1}{2}}$ و $n^{\frac{1}{2}}$ اصلًا بسیاری از n دسته دنیا کمتر دوسته.

super linear معنی

superlinear معنی دلیل دنیا این است که با همان تراز خلاص است را نشان می دهد و دنیا این را نشان می دهد مرتبه آن ۴ از n بیشتر است.

$$\text{اگر } n \log^2 n = 9 \text{ باشد } n = 10 \text{ می سود}$$

$$\text{اگر } n \log^2 n = 13.6 K \text{ باشد } n = 100 \text{ می سود}$$

$$\text{اگر } n \log^2 n = 351 M \text{ باشد } n = 10^6 \text{ می سود}$$

$$\text{اگر } n^{\frac{3}{2}} = 30 \text{ باشد } n = 10 \text{ می سود}$$

$$\text{اگر } n^{\frac{3}{2}} = 1K \text{ باشد } n = 10^2 \text{ می سود}$$

$$\text{اگر } n^{\frac{3}{2}} = 1000 M \text{ باشد } n = 10^6 \text{ می سود}$$

زمانی $n=10$ است $n^{3/2}$ ادعا می سنت به $n \log^2 n$ ندارد، باید تظر لجیلتر از آن می شود ولی وقتی n زیاد می شود مرتبه آن باید تراز $n \log^2 n$ می شود.

می خواهیم بگوییم order را باید در برابری نهادیم به دست آورد و مقادیر کوچک نشان دهنده محدود خوب و کوچک نهادیم نهایت خاطر بخواهیم از الگوریتم را دری مقاییر کوچک خوب جواب بخواهیم داشت اما وقتی اندازه دستله بزرگ می شود بحث لایه ای ندارند.

* بررسی اثر تغییر دری نزد زمان اجر

n	$\frac{n}{2} \log^2 n$	$n \log^2 n$	$100n^{3/2}$	$n^{3/2}$
10	2.5	2.5	10 min	10 min
100	10 min	1 hr	10 min	10 min
1K	8 hr	1 day	1 hr	9 hr
10K	8 days	10 days	1 hr	10 days
100K	8 mo	1 yr	9 hr	1 yr
L <small>GP</small> C <small>O</small>	8 yr	11 yr	1 day	32 yr

نحوه داردن (۱۱۳)

در عکس دار (۱۱-۲) در ابتدا مقادیر $n \log n$ در مقایسه با $n^{\frac{1}{2}}$ در حقیقت ساده و در زمانی مرتبت آن در مقایسه سال است.

در $n \log n$ هم وقتی مقدار n باتوجه رود هر تا آن از جنس سال هر سود.

مرتبه $n \log n$ از $n^{\frac{1}{2}}$ بزرگتر است زیرا آن دارد و $n \log n > 100 n^{\frac{1}{2}}$.

مرتبه $n^{\frac{3}{2}}$ از میانه سال رسید و مرتبه آن از دیگری بزرگتر است
و خواهیم بلویم در مرتبه $n \log n$ ، $n^{\frac{3}{2}}$ اختلاف زیاد نیست و در حد سال است و
ضمنی از سال تغییر نماید در حالیکه آنرا به $n^{\frac{1}{2}}$ تبدیل کنیم مقایسه بوز تبدیل هر سود.

در $n^{\frac{3}{2}}$ کوچک تفاوت $n^{\frac{1}{2}}$ و $n^{\frac{3}{4}}$ مسحون نمی شود و اگر اید را با تریم $n^{\frac{3}{2}}$ در حد سال
و $n^{\frac{1}{2}}$ در حد روزی سود و مقایسه آنها باهم متفاوت می شود.

• Some commonly encountered growth rates

$O(1)$ ثابت (ثابت) rarely practical

$O(\log \log n)$ double-logarithmic sublogarithmic

$O(\log n)$ logarithmic

$O(\log^k n)$ polylogarithmic k is constant

$O(n^a)$, $a < 1$

$O\left(\frac{n}{\log^k n}\right)$ still sublinear

$O(n)$ linear

$O(n \log^k n)$ superlinear

$O(n^c)$, $c > 1$ polynomial

$O(2^n)$ exponential generally intractable

PAPCO $O(x^n)$ double exponential hopeless!

O(1) می‌کند از نات

الگوریتمی بود، از مرتبه O(1) دقت سه بیش از آن الگوریتم سعی حساب ساده نباشد.

$O(\log \log n)$

مرتبه آن از O(1) بیشتر است و آن Sublogarithmic نام دارد. معنی درجه آن از نات است که این الگوریتم را در تدریجی بزرگ و سعی $\log \log n$ از آن بگیریم مرتبه آن بینتر از الگوریتم معرفی شده است.

$O(\log^k n)$

دقیق راجع به محاسبه مساحت مربع بین معنی است که مرتبه آن از $O(\log^k n)$ است.

Algorithm optimality & efficiency

shifting lower bounds

Zak's thm Ying's thm

$\sqrt{n}(\log n)$ $\sqrt{2}(\log n)$



$\log n$



$\log^2 n$

optimal algorithm?

$\frac{n}{\log n}$

Dana's alg.

$O(n)$

1993

Improving upper bounds

chin's alg.

$O(n \log \log n)$

1991

Bert's

$O(n \log n)$

1988

Anne's

$O(n^2)$

1988



سل (A-11)

ما دو مفهوم algorithm efficiency و algorithm optimality داریم.

دقیق راجع به محاسبه مساحت مربع بین، برای مسئله خواهیم که مسئله را محدود کنند و دری این مسئله سارع کار سده و افراد متعددی در حل آن مسئله کار اند و همچنان است که تقریبی آن مسئله راه حل ارائه داده باشد. برای مسئله Zak's می‌تران پاسین برای این الگوریتم بیدار شده است و تران پاسین آن الگوریتم از مرتبه $O(\log n)$ است. تقریب دیگر این تران پاسین به بیست آورده حتی دقیق نیست و زمان آن بیشتر مسود و از

مرتبه $O(n \log n)$ است.

ما کاری ب مسئله اس نداریم ب وقتی هنگام پاسین الوریتم را از این مرتبه پیدا شده ام و برای این مسئله الوریتم پیدا کردم آنکه این پاسین آن $O(n \log n)$ است و از این محترم سود داشت دیگری همین مسئله را از دیگر سطوح باها دعیت از order باها ساده کرد و وقتی اینجذب اهم برای آن الوریتم پیدا کنیم بتوانیم الوریتم که در آن مرتبه $O(n^2)$ است.

مزد دیگری وقتی برای همین مسئله من توافق الوریتم دیگری پیدا کنیم که مرتبه آن $O(n \log n)$ باشد.

پس حالا مرتباً بلویم که برای این مسئله در سال ۱۹۸۸ Zekri سه الوریتم از این مرتبه که این پاسین آن در $O(n \log n)$ است راهنمایی کنیم و $O(n \log n)$ در همان سال دوستی توافق این مسئله را در کران باهاشی $O(n \log n)$ حل کنیم. پس من توافق بلویم زمان الوریتم بجزئیه باید در این ناحیه باشد.

تا این موثرترین دویتی (efficiency) الوریتم کی که برای این مسئله پیدا کردum پیش الوریتم ایران پاسین را در $O(n \log n)$ داشت و که الوریتم ایران پاسین را در $O(n \log n)$ محاسبه کرد.

در سال ۱۹۹۱ توانستند کران باها را که داشتند در واقعی توافق بلویم مرتبه الوریتم عالی توافند در $O(n \log \log n)$ باشد و دوباره ایسی وقت صریحاً توافق الوریتم پیدا کنیم که مرتبه آن از $O(n \log n)$ بسیار خوب است و مزد دیگری مرتبه $O(n \log \log n)$ برای آن پیدا کرد. پس من توافق بلویم فاصله الوریتم بجزئیه عالی توافند در رتبه کران پاسین $O(n \log \log n)$ و کران باهاشی $O(n \log \log n)$ بسیار و احتمالاً الوریتم بجزئیه این مسئله کران پاسین $O(n \log \log n)$ و کران باهاشی $O(n \log \log n)$ دارد.

با برآیند می توانند بلویید فاصله بجزئیه در این و بخچ داده است که برای مثال من توافند در حدود $n^{\frac{1}{2}}$ با صریحی توافق بلویید کران پاسین ای توافند $O(n \log \log n)$ باشد و می بینیم که این مرتبه الوریتم $O(n \log \log n)$

بهینه ای وجود دارد که کران باهاشی آن $O(n \log \log n)$ را در این کار را آنچه دهید به عمل بهینه تر دیگر سوده اید ولی همچنان است. صریح بجزئیه باشد یا بهینه نباشد.

پرسش:

چگونه می‌توان تابع برد اندیشورتیم بینه است؟!
برای مثال وقتی خواستیم روی مسیر جمع‌کنیم مرتبه $1 - 2k$ را بدهست آوردم و دعیم آن
الدورتیم بینه است زیرا قطر ارتباط $1 - k$ ک است و توانستیم در همین Order حساب را
ابدا دعیم می‌سیم این دورتیم بینه است و شما هر طوری جمع‌کنید باید عصر اول و عصر آخر باهم
جمع شوند.

Complexity history of some real problems

مسئلۀ ای بسان کویم رای خواهیم به مسئله دفعی تخمیم دادیم
کی از مسائل خنثی معروف در دنیای دورتیم که مسئله مسطح بودن (planar) فرات است

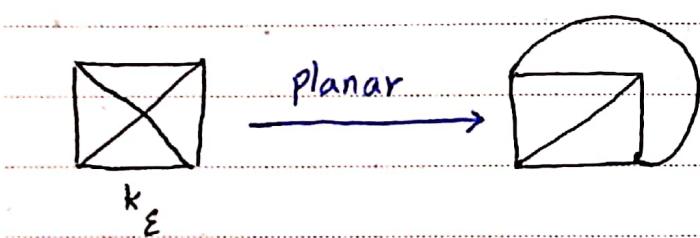
لزنت مسیر:

معنی بتولینم یال کی فراف را هر دوی بهم متعلق نیم / صحیح دویالی به چرخکی انتهای متواته بدلید پرداز
قطع کند.

مثال:

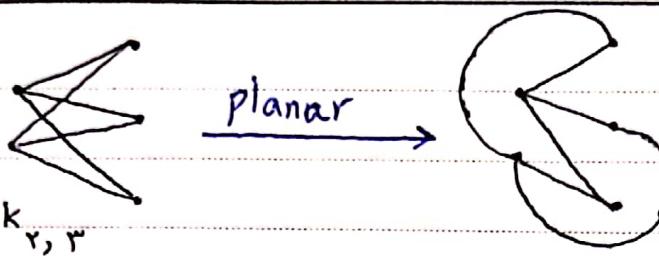
مسطح بودن فرات کی K_4, K_5, K_6, K_7 را بررسی کنید.

باید فرات را هر دوی در صفحه رسم کنیم ای یال که بدلید پرداز قطع نکند.



فرات دو بخش کامل است که در بین دارد و بین هر دو رأس میکست رسم رأس میکند
لیکه یال وجود دارد.

فرات K_5, K_6, K_7 مسطح نیست.



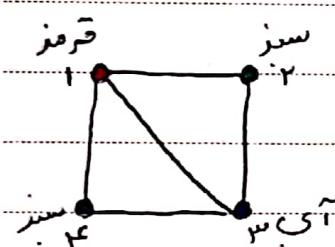
به لحاف سطح در زمان نادرست لحاف های من همچی نوشید.

● مسئله رنگ آمیزی لحاف:

● لحاف نباید طوری رنگ بسود که دور این مجاور در آن همچو نباشد.

مثال:

برای رنگ آمیزی لحاف زیر حداقل به چند رنگ نیاز داریم؟



رأس ۳ را نمی توان سبز و قرمز نمود است

رأس ۴ را می توان سبز نمود است چون با رأس ۲ مجاور نیست و حداقل به سه رنگ برای رنگ آمیزی این لحاف نیاز داریم.

● کاربرد مسئله رنگ آمیزی لحاف

۱) کلی از کاربرد کمی آن در شبکه پردازی مولازی است.

در مثال بالا دو رأس که رنگ سبز دارند را می توان دو task در ترتیب فرمت که هم رابطه ندارند و می توانند همراهان اجرا شوند ولی رأس کی قرمز داشت بهم رابطه داشته باشد لیکن از آن که اجرا دسیس دیگری اجرا شود.

۲) مراحل کامپیلر کی موازی

مسئله رنگ آمیزی لحاف در مراحل کامپیلر کی موازی دارد که برای مثال «زان» به

P4PCO



صورتی برآمده را ترجیح سینم دما این سلسلہ را در کامپیوٹر استفاده کر سینم.

کاربرد الگروف سطح:

الگروف سطح در طراحی مدار کاربرد دارد. اگر مدار سطح باشد می توانیم باس کر را طوری طراحی کنیم که میکنیم را قطع نلند و انتقال کوتاه رف نماید. برای مثال عین توان آن را در پیک طراحی کرد و در فضای دو بعدی در ماد دبور دهن توانیم آن را طراحی کنیم و با بدین علاوه را با کاتریزم و به همین خاطر در طراحی زیرا باس کی همان است میکنیم را قطع کنیم و نباشیم ماد دبور. چند بعدی می سازیم و مدل است در چند بعد لوسترن دھم. آن برای وقتی است که اوتیمالیت بین سوئچ کوک و node کوک در الگروف سطح نباشد زیرا میسری سریع و مقدار داریم از طریق باس کی بهم مرتبه مرتبوند. سپن الگروف سطح کاربرد دارد و آدم کی دیوانه این ک را نلفت این کلک

Kuratowski	1930	Exponential
Auslander & Porter	1951	$O(n^3)$
Goldstein	1963	$O(n^3)$
Shirley	1999	$O(n^3)$
Impel & Even & cederbaum	1981	$O(n^2)$
Hopcroft & Tarjan	1972	$O(n \log n)$
Hopcroft & Tarjan	1975	$O(n)$
Booth & Leuker	1976	$O(n)$

کورتوسی در سال ۱۹۷۰ سلسله ای طرح برداشتی ایران. این سطح میست یا نه؟ الگروف
آن برای این سلسله ارائه شد به مررت زیر است:
الگروفیم:
این الگروفی خواص سطح باشد بنابراین k_1, k_2, k_3, k_4 میتوان رجخت کرد.

قسمت همسان و دیگری سُب زیرجنبش subdivision معدن‌های داشت این نامی بود و درین مولفه این بود در سال ۱۹۶۱th مدلستاینth را پیوین داد و مفروض است با همکارانشⁿ تابست کرد که این توابیم این مسئله را در (۰) ۸۳ حل نمی‌نمود.

در سال ۱۹۵۷، لپپل و همکارانش برای این مسئله الگوریتم با مرتبه (n) ۱۰th کردند. بدین‌مرتبه مفروزه‌ان مانند ۷ تردیک می‌شوند و دقتیمth این الگوریتم کوچک‌تر و سُب این بود زیرا عملth practical نیست و نزد توان آن را پایاده سازی کرد و دقتی اندازه مسئله نیز بود است. مرتبه نمایی اصلیth به درد ما نخورد ولی صریح جلوتری داشت الگوریتم کی از آن سُب دری این مسئله معتبری سُبود.

کرافت و تاریخ در خرد مسُبپور در حوزه ساختمان داده، هلاچن الگوریتم کامپیوتری دسته و کرافت نویسنده کتاب automata ۱۹۷۲ در سال دو مقر در سال ۱۹۷۴ تابست کردندth الگوریتم با مرتبه (n) ۰ مسئله مسطح بودن توان و جوده دارد. آن را همچنان در سال ۱۹۷۴ و بتوی و پیر در سال ۱۹۷۶ الگوریتم کی با مرتبه (n) ۰ برای این مسئله از آن کردند و در مرتبه (n) ۰ توانستند بتوی و پیر افزون مسطح دست داشته باشند.

در ابتدا فخریth بودند مسئله مسطح بودنth این ایجاد و بعدth تابستندth Np-Complete نیست و مسئله ای در مرتبه حیند جمله‌ای است و الگوریتم با زمان حیند جمله‌ای برای آن داریم.

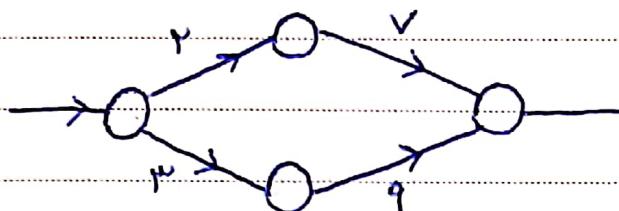
پرسش:
آیا مرتبه (n) ۰ برای مسئله مسطح بودنth ایجاد و بعدth تابستth معتبری برای آن پیدا کردند؟

بله بجهت این است و نزد توان مرتبهth معتبری برای آن پیدا کرد و توان ایجادth حداقل روش ترافت را می‌توانیم که ملاقات است کند پس انتظار و نظریم مرتبهth توان از همکار باشد پس مرتبه (n) ۰ برای این مسئله حیند efficient است.

ما اینجا به بنویth efficiency را اثبات کردیم زیرا الگوریتم بجز ا عدد روی این مسئله نثار کند و همچنان مایه روش ترافت را ملاقات است کند.

مسئله شبکه کی جریان (Network Flow):

مسئله شبکه کی جریان ماست شبکه آبرسانی تهران است و معرفن هی سین آب از پایه جاک درون شهر پمپ می شود و از جایی خارج می شود آب وارد خانه کو و مصرف شده و بعد آب افناه با محض مصرف از طرق فاضلاب خارج می شود. فاضلاب کل شهر ۱۰م میلیون است و می توانیم بگوییم آب از جایی وارد و از جایی خارج شده است. آب در شبکه آبرسانی تهران می چرخد. حدت این است که بررسی نیم بیست و هشت میزان آبی که توانیم در لوله کمپین چشم راست.



شکل (۱۱-۶)

برای مثال در شکل (۱۱-۶) جدا شده آبی که توان از ورودی به خروجی پمپ کرد ۵ اینچ است و درست است که در سمیت دیر طرفین ۹ اینچ دارم ولی بیشتر از ۳ اینچ بگذان وارد نمی شود.

می مسئله بیچیده تر از مسئله مسیر یافتن یا راهنمایی با آرائی و ۰-یال است.

$$n^e \rightarrow n^e c \rightarrow n^e \rightarrow n^{e \frac{1}{2}} \rightarrow n^{\frac{1}{2} e^{\frac{1}{2}}} \rightarrow n^e \log n \rightarrow n^e \log(\frac{n}{c}) \rightarrow$$

$$n^e + n^{e+\epsilon} \rightarrow n^e \log_{\frac{e}{(c \log n)}}^n \rightarrow n^e \log_{e/n}^n + n^e \log^{e+\epsilon} n$$

اولین تقریب برای آن این سد از مرتبه n^{e^2} بود. سپس تقریب از مرتبه $e^2 n$ ارائه شد و بعد این ترتیب تقریب کی با مرتبه بیش از مرتبه سدیده و آنرا نیز ساخت از تقریب با مرتبه ای برابر $n^e \log n + n^e \log^{e+\epsilon} n$ است. دیگر فرم این نسبتاً طولانی طی شده تا بهترین تقریب دست یابی کاری کند.

- اما نتایج دستیم بر اساس سعی پردازند بود و در اینجا خواهیم بحث را روی پردازنده موازی بیوهم.

● Some notions of algorithm optimality

برخی مفاهیم از مهندسی الگوریتم

زمان مهینی (optimal algorithm) = time optimality
وقتی که دویم الگوریتم زمان مهینه دارد اصطلاحاً بی دویم الگوریتم مهینه است.

$$T(n, p) = g(n, p) \quad n: اندازه مسئله \quad p: تعداد پردازنده$$

اگر زمان اولی الگوریتم با ایران پاس اثبات سده ملیسان باشد الگوریتم مهینه است. برای مثال در رش آموزی رفاقت نصفیم الگوریتم با موتبه کمتر از $T(n)$ نداریم و با همراهه تبدیل ریوس رفاقت کنیم.

دین ریوس همان $T(n, p)$ است یعنی حداقل همان $T(n)$ است و حالا ما آن حداقل رسیدیم و بی دویم الگوریتم time optimality است

زمان - هزینه مهینی (cost-time optimality)

هزینه کمین این اثبات را شهای در دور رش می سف و سکه برادر دوبلودارم به درحال اینه آن دو تقریبی تراویم آن را در سکه دور رش کنیم.
در واقع اینه حالت حقیقی اینه آن است وقتی از p پردازنده استفاده کنیم:

$$p T(n, p) = T(n, 1) \quad \text{redundancy} = utilization = 1$$

$$T(p) = \frac{T(1)}{T(p)}$$

چون اندازه مسئله n است به صورت زیر علاوه از دستم:

$$T(n, p) = \frac{T(n, 1)}{p} \rightarrow p T(n, p) = T(n, 1)$$

این دفعه هزینه زیرا با همراهه حاکی از کار نهست به دلخواه تراشده همینه انجام دهد.

اگر این حالت اتفاق بیفتد صد همیزی کاری است و

ردود ایام معنی redundancy = ۱ است

دیره دری ۱۰۰٪ است معنی utilization = ۱ است

دیره ۱ = برد معنی اقرونه نداریم redundancy = ۱

زمان - معنی مکثر در Cost-time efficiency

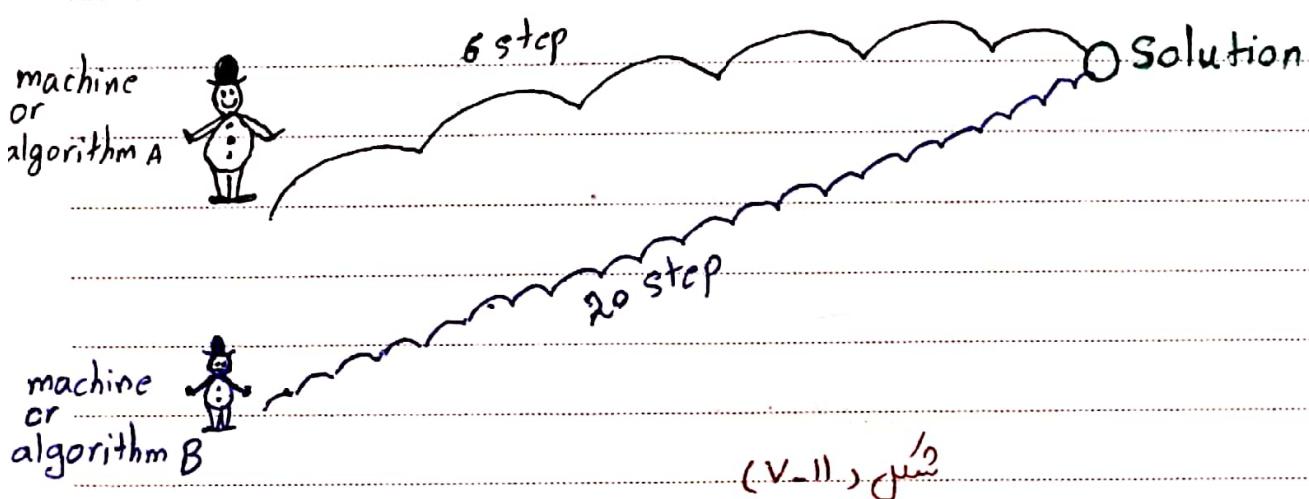
آینه برای ما هم است زمان - معنی مولو راست

$$PT(n, p) = \Theta(T(n, 1)) \quad \text{redundancy} = utilization = \Theta(1)$$

درست است $T(n, 1)$ علی نیست اما $PT(n, p) = T(n, 1)$ معنی توأم نیست معنی $T(n, 1)$ است
باشد و وقتی که دو شیم از تغیر زمان اجرا باشند متطور زمان این حالت است.

وقتی که دو شیم اثور تم efficient است معنی وقتی که برد ایزونه کاری سر زمان در حد $\Theta(1)$ utilization و redundancy در این حالت است.

● Beware of computing step counts



لیکه مردم در بین همه مصنوع اسسه همچو سه و دقت همچو سه این است این برای مباری حل

PqPCO

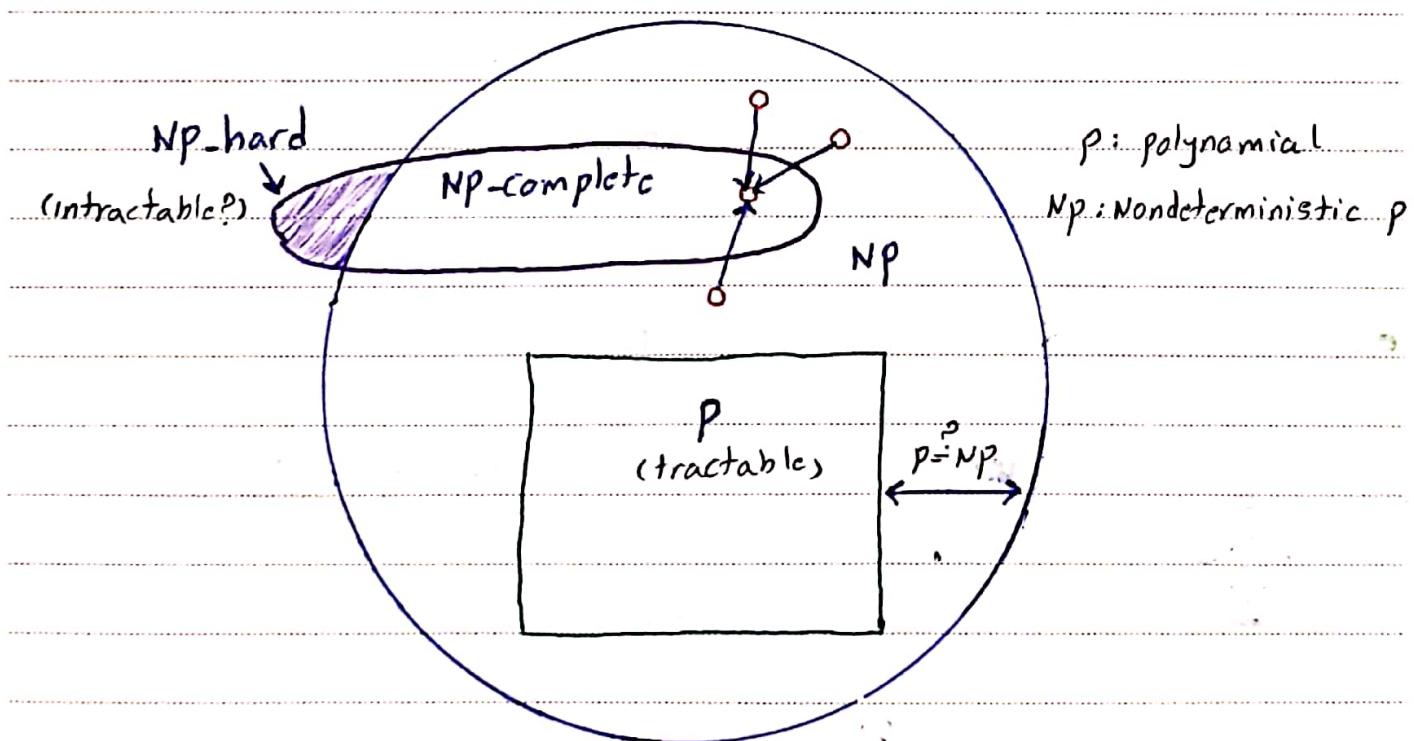
AV

مسئله هیوریستیک (heuristic) متفاوت داریم. معنی هیوریستیک که محلن است نام‌گذاری کوچکتری داشته باشند هملاً محلن است با ۱۰۰٪ نام به جواب برسیم و بجز از هیوریستیک که محلن است نام‌گذاری طولانی تری داشته باشد و با ۱۵٪ نام به جواب برسیم.

مدرسہ

آنها ای توریتم با ها لیام ب جواب می رسد حتماً هر چند ای توریتم است با ها لیام ب جواب می بدد؟
معلوم سنت که ای توریتم با ها لیام از تظریزان رهبر ای توریتم با ها لیام عمل شد. چون همان
است حجم کارکی به درجه لیام انجام می دهد بسیار بیشتر باشد و درست است به ها لیام
دارد و کی ها لیام پر فزینه هستند و ای توریتم دیگر ها لیام کوچک انجام می دهد. بنابراین مقدار
لیام که معیار درستی برای ارزیابی کار میگشت

complexity classes



مسئلہ (۱۱-۸): حلاں کی پیدائشی

PAPCO

باز صیغه این در صیغه اینست

روزگاری خوب توراوه مفہیم

پردازش صوانی

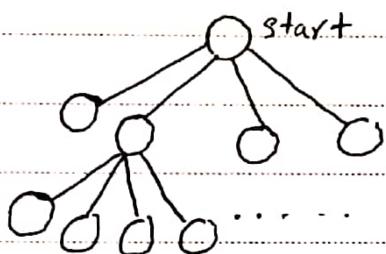
• ملاس پسندی (P)

کلاس دسته مسائلی است در زمان حین حلهای حل می شوند و بعدها فطحی برای حل آنها

دایریم: میانند رئیریم دایجیستو، بیریم، کردستان، الودیم حسب جغرافی

ماشن خبر قطعه :

از حالت start شروع می‌شود و در نهایت بعد از ترانزیشن به حیزد حا بپردازد. در مباره دو نهایت بعد از هر حالتی ترانزیشن به حیزد حالت دیگر پردازد و از سعی State به حیزد حالت State پردازاند. می‌رود.



بِرْسَى

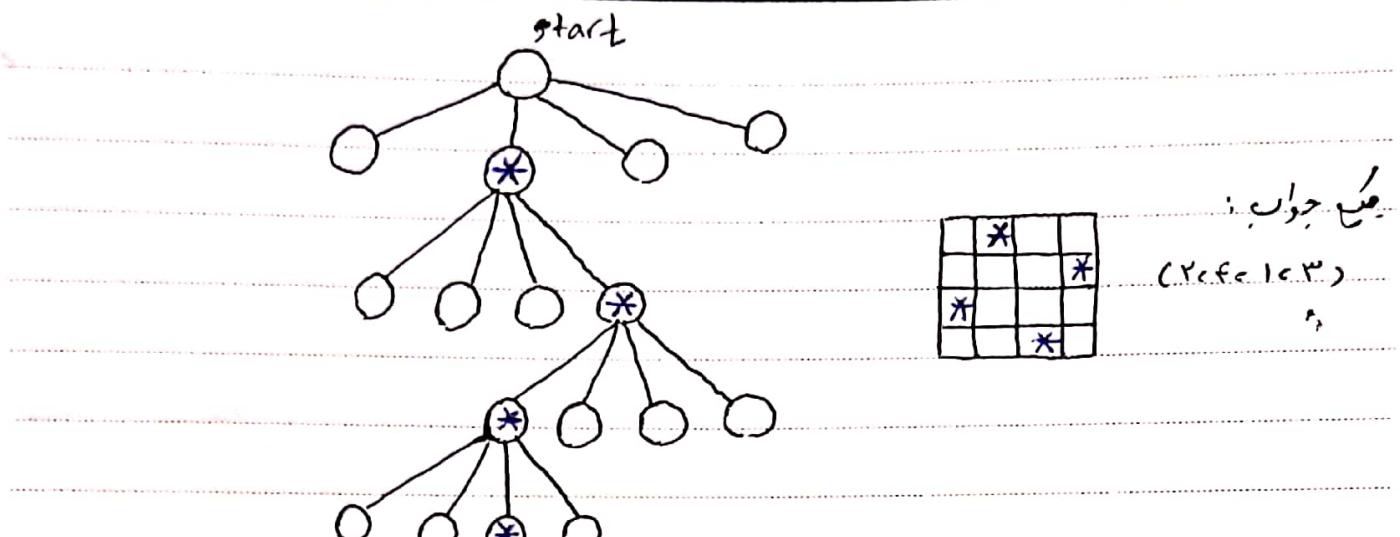
کفایت ماسن عنقرطوح و برد از من مولازی در حسست؟

در موازی سازی هم می توانیم از نیکه و صفتیت به جنبد و صفتیت بروم زیرا با C_{μ} کاری سنم دی
ما سین عجز قطعی با موازی سازی متفاوت است و در موازی سازی سعداد پردازندگ حسنه
نمایت دستند و بر این مثال Σ را پردازنده درین دلی در ما سین عجز قطعی می تواند عمر سعدادی
معستانه نماید (کند).

برای مدل در موادی سازی اگر در مرحله ای ω_1 پردازند دسته با سیم محلن است کامل سده باشد و هر کدام به ω_2 جای دلیر رفته باشند و هنوز بعد از توانی از آن که استفاده کشمکشی در ماسن
خنجرهایی در هر مرحله مترانز هر دلیفیت ک را با عزم جلو برد.

۱۰۷

در صفحه سطحی Ex° خواهیم که دزیر را به لیست درست سرجای خواهیم ماردهم
ماشین بعد از چه مرتبه ای به جواب می رسد؟ با چه Order ای پاسین هر آید؟
در نام لیارم به جواب می رسم.



شکل د ۱۱-۹

"یام اول هدرا تولیدی کند در یام دوم لاره دوم را تولیدی کند. دو یام سوم به ره چهارم را تولیدی کنند در یام چهارم به جوابی رسید. چون ساختار ماسین عتیرقطعی است

نمایشگر

تا اینکه نتوانسته ماسین عتیرقطعی سازد، آنرا ساختیم حتی خوب بود و حتی از مسلاحت در هوش مصنوعی حل می شد و حتی از مسلاحت پرسکی حل می شد.

برای پیدا کردن ساختار شکل د ۱۱-۹ باید الگوریتم عتیرقطعی آن را داشته باشیم به همین صورت پاسخ می آید. الگوریتم عتیرقطعی، خط به خط می باشد از آن:

۱- ماسین عتیرقطعی نداریم و با بد نابهای ماسین تا پردازندگی، ۲- پردازندگی، ... ۱۵۰ باید پردازندگی پیاده سازی ششم دلیل اینجا در مسلاحت بزرگ است ابتداء می جریب عزیز دهد.

برای مثال مسئله ۷- وزیر (4×4) در حالت نیازی با ۴ پردازندگه سریع جواب می پیدا و مسئله ۸- وزیر (5×5) به مقدار $5^5 = 3125$ نیاز است اما حتی بزرگ است و صریح ۸

پردازندگی محدود به پردازندگه بیشتری نیاز داریم. ولی وقتی ماسین عتیرقطعی داریم همزمان می توانند از نه پردازش را انجام دهند و که ماسین ما عتیرقطعی نیست و تا پردازندگی، دو پردازندگی باید این پردازندگی ای است.

بررسی:

اگر تک پردازه را باشد چنون مسئله را حل می کند؟
چنور است. در مرحله را باید و اگر به جواب نرسید backtrack کند و به مسیر دیگر برود و خطا را زمان برآورد و عالم مسیر کر را باید بروت تا بین بست برسد و دوباره به یقین بگیرد و مسیر دیگر را برود و دیگر مسیر کر را فرود و اگر به نقطه را برسد که همه مسیر کی آن را فست به شکل مرحله یقین تری رود و دوباره همه مسیر کی آن را فود که بعد از backtracking یا توینه و متریک آن حلی زیاد است.

کلاس پیجیدنی NP:

کلاس NP را به دسته مسائلی تعریف می کنیم که راه حل کی عنقرطی دارند و با اینورتیم کی بایمین کی عنقرطی در زمان چند حلقه ای حل می شوند

برای مثال اگر ما می خواهیم دسته باسیم مسئله ۵- وزیر را می توانیم در (۰) حل کنیم زیرا کامن است ۵ سطح بایمیم در (۰-۱-۰-۱-۰) این سطح به جواب می رسم و چون محدود مراحل را باهم انجام می دهیم همه آن که در (۰-۱-۰-۱-۰) انجام می شوند.

بیان دلیل کلاس NP:

پرسوه از معلم که هستند هر مسئله ای را بآن که بدینم سریع آن را حل می کند و پرسوه دلیل سوال را در امتحان می دهند و اگر کسی بتواند آن را حل کند متعجب می شوند که با پاسخ درست است باید، در پرسوه درم خود معلم یعنی جواب را افزایند.

پس کلاس دسته مسائل NP این است که اگر کسی کامنی جواب دسته باسیم می توانیم تشخیص دهیم که با پاسخ درست است باید. معلوم نیست جواب ارائه شده درست باشد یا نباشد، مثلاً کسی جوابی بآن سوال داده اید و بآن کامنی جواب بی رویه و می تواند تشخیص دهد که با پاسخ مسئله هست باید. کلاس NP معنی اگر کسی با پاسخ از مسئله را دسته باسیم می توانیم تشخیص دهیم که جواب مسئله هست باید بود. کلاس NP اگر کامنی جواب را دسته باسیم با اینورتیم قطعی چون مسائلی که قطعی است) می توانیم درست بودن با پاسخ را تشخیص دهیم.

برای مُسَلَّمَه بُوئِیْم در مُسَلَّمَه ۷- وزیر، وزیر ک راه به لدورت (۳۴۰۱، ۲۰۱۳) چیده ایم. در دادخواهی مسیر را به صورت دهد و با بدین پرسی بُنِیْم به این مسیر درست دعست باشد و کاری ندارد. بررسی بُنِیْم آیا هر دو وزیر در اینه جواب را روی سُمع قطره دعستند باشند و در اینه راه حل وزیر ک در تکه سطحه، سترن و قطعه فسیدند و جواب درست است. و به هر تقدیم (۷) برای بررسی جواب آن نیاز است و در (۷) بُنِیْم توانیم بُوئِیْم جواب مُسَلَّمَه ۷- وزیر درست دعست باشد. این مسیر پس از کار نماید جواب را داشته باشیم بُنِیْم توانیم بقیه هم جواب درست است باشد. این مسیر NP است.

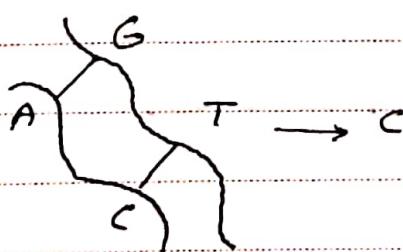
NP درسته مسائلی است. در ترسه بُنِیْم ماسین عین قطعه در زمان چند جایه ای پذیرفته بی شونه باشد بعبارت دیگر لتر سُمعه certificate یا کار نماید جواب داشته باشیم بُنِیْم بقیه هم جواب مُسَلَّمَه دعست باشد.

$$\text{بررسی} = \text{NP}$$

پس از مسائلی در مسابقات جوانان ریاضی سال ۲۰۰۹ مطرح شد این بود که آیا $P = NP$ است یا نه. با اینه سوال بنیادی است در عرض مصوبی و در حوزه پژوهشی کاربرد دارد.

مسُلَّمَه ۹ crisper cas: ۹

حدب بعبارت بُنِیْم منشاء آن رنگتیه است و اینه مُسَلَّمَه بُنِیْم بود که cdit کوشی (Watson و Crick) داشت. DNA ساختار (Watson و Crick) داشت. DNA را اراده کردند که جبر دارد و هر رُسَّه ترو موزون بُنِیْم جیز (A, C, G, T) کد می شود. بنابراین بُنِیْم اینه مسند بعبارت مسید احتمالاً سُمعه جای این که اسُلَّمَه دارد دیگر کد را cdit کنند. دیگری مُسَلَّمَه T را بک تبدیل کنند. مُسَلَّمَه حل می شود.





پردازش مولازی

کلاس پیچیدی NP-Complete :

ما نظر داشتم که آیا $P=NP$ هست یا نه. بنابراین فقط می توانیم کلاس کی M و کلاس کی NP را معرفی کنیم اما برای مسائل کلاس M اثکار دیگریم چند جمله ای داریم و مسائل کلاس NP مسائلی هستند که اثکار مجهود جوابی برای آن داشته باشیم می توانیم در زمان چند جمله ای پیش رویم که جواب مسئله هست یا نه.

پرسش:

ما من داشتم $M \neq NP$ هست یا نه. در مسیری که می خواهیم بررسی کنیم $M \neq NP$ برایست یا نه؟ بدین جایی را کنیم؟!

اگر مطلع در کلاس سلور بخواهد حال بجهه کی کلاس را ببیند، حال لذت کلاس را فهمید و تابعی ساخت سووند دامان رسوم نشست (:

اینها می خواهیم بگوییم که $M \neq NP$ برایست یا نه؟! لذت کلاس کی NP را بررسی و از مردم بینی خواهیم از همه سخت تر است را انتخاب کیم. اگر توانیم آن را در زمان چند جمله ای حل کنیم ثابت می شود که $M=NP$ است. چون حال لذت کلاس را فهمید و ثابت کردیم می توانیم آن را حل کنیم و تابعی که جواب این ری توانیم آن را حل کنیم.

بنابراین از کلاس M سه زیر کلاس شامل سفت ترین مسائل NP لذت کلاس NP را استخراج کردیم و اگر بتوانیم بجهه از آن که را در زمان چند جمله ای حل کنیم ثابت می شود که $M \neq NP$ است.

در مسیری که خواستیم ثابت کنیم $M \neq NP$ برایست یا نه و من داشتم که مسیر خوب است یا نه مسائل خنده سفت را علامت گذاری نمودیم. چون اثکاری از آن که در زمان چند جمله ای حل شود ثابت می شود $M \neq NP$ است. دلبر نظران آن که را حل کرد $M \neq NP \neq P$ است. لذا بدانه که کلاس

پیچیدی $NP-Complete$ قوی نویند.

کلاس بجهه لذت که داشته مسائل سخت را کلاس $NP-Complete$ قوی نویند.

کلاس پیچیدی NP-hard :

کلاس $NP-hard$ تمام بجهه لذت که هستند و آن کی در کلاس NP هستند $NP-hard$ نامیده می شوند.

بعضی از NP-Complete و NP-hard کلاس مسائل NP-hard دارند. در کلاس NP-hard همچنان NP-complete و NP نیستند. ملسوک از آن که بین از NP هستند.

● Some NP-complete problems

مسئله مجموع زیرمجموعه (مسئله subset sum problem):

تعدادی عدیم ریشه که دفعه به ما خواهد بود این از این عناصر مجموعه را برداشتم به حاصل جمع آن که برابر با k شود. این سه مسئله خنک ساخت است و تا امروز اثبات برای حل آن در زمان حین محاسبه ای ارائه نشده است و بی دلیل زیرمجموعه بدهند سه اور تواند بررسی کنند که جواب بحثت یافته باشد. پس این مسئله NP-hard و NP-complete است و خر مسائل NP -محاسبه بی شود.

ذکر:

پس این مسئله ای دفعه NP دفعه قدر دارد NP-hard باشد مسئله NP-complete و در کلاس NP -محاسبه بود. ما معنی NP دفعه بحث است و لیکن فقط قدر دارد NP-hard باشد میتوان این است در کلاس NP -محاسبه نباشد و در کلاس کوچکتری باشد. اساقع تمام عالم قدر کی دارد کلاس کوچکتری از NP-hard کوچکتری از NP -hard است و NP -complete را NP -محاسبه بودیم.

مسئله satisfiability:

کسی فرمول برای بجزم DNF (disjunctive normal form)؛ سیرداد، تطریبلیغید.
 $(P \wedge Q \wedge R) \vee (\bar{P} \wedge Q \wedge \bar{R})$

کسی خواهیم بررسی کنیم که آیا کسی در ورودی بحث است که باز از آن خودم این فرمول TRUE شود یا نه؟

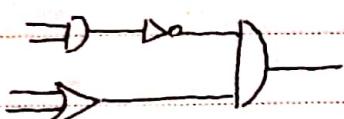
$$(1 \wedge 1 \wedge 1) \vee (0 \wedge 1 \wedge 0) = 1$$

اگر تعداد عناصر بیشتر از ۲ باشد دعواید (دل پرانتز) بررسی آنها که خوبون نهاد است یا نه که مسئله NP -complete یا NP -hard است یعنی هم مسئله NP داشت.

(\exists times) circuit satisfiability:

بررسی می شود آیا سه دسته ورودی در عین خروج آن که نه سود ماینه باشد امکان دسته ای داشته باشیم می تواند مدار صدقه پذیر است چرا صدقه پذیری از تظریه بندی و فرم است؟ زیرا این خروج حسنه هاست بدرو ما همان فزود و معنی جریان همچویه وقت عبور از گفده را مداری خوب است Satisfaction می شود و معنی ادبیات و نوادران اوقات است مابین که بتواند با آن که حالت سبازد و دنباله هدایت آن سبازم و محظیان معتبر نباشد

نایابی سهrd (Satisfiability)؛ تکرار یعنی جمله فرم است و مداری که صد٪ بزیر نیست خوب نیست و مداری خوب است که سراطی و وقت سراطی ۱ بوده.
 این مسئله معنی NP-Complete است.



مسار (Hamiltonian cycle):

همیلتون در جوانی افراد مختلف را دیده بود و دنبال تحقیم دستی^۱ مختلف بود.

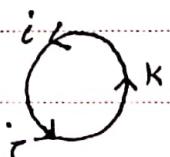
مقدمة: $a + bi$ و $i^2 = -1$

۶: مجموع ایداد مختلف

همیلتون در خانه نیز رُب خود را شامل نمود، راه پل و... بود. هر روز می‌دوید و به حوصله فدرم اُرد و در زنایت پنهان دور ز حوصله را داخل کرد. در اوی سکه پل جوی در حسینیه نوشته و دستگاه اعداد مختلف را به صورت زیر متحمیم داد:

$$a + bi + ci^2 + di^3$$

$$i^r = \sum k^r = k^r$$



همیلیون مساحتی از جنگل را پیدا کرد و نوخردکل را علیه ستد. سُلیمان با همادرهم فرز مرکز

$$i \times j = k \quad k \times i = j \quad k \times j = -i$$

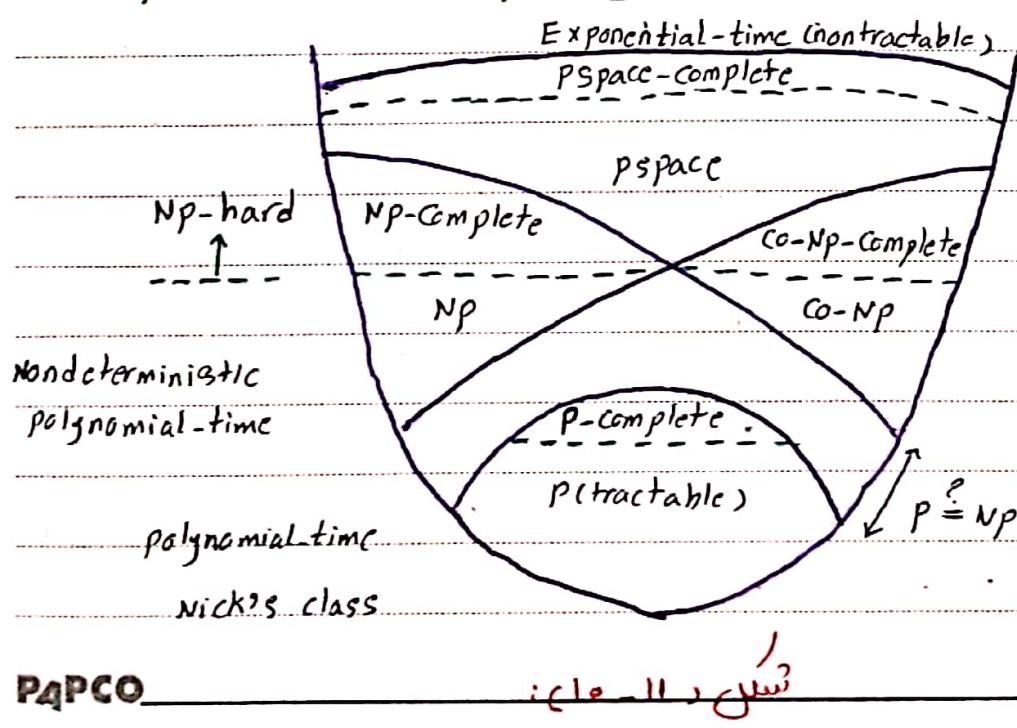
همیلتون این ساختار حیری را معرفی کرد و می‌بیند شامل اعداد مختلط است و فقط دو تری حایه‌جایی را نماید و دستگاه آن همچو دو تری کی اعداد بجز خاصیت حایه‌جایی را دارد و ناچار \neq نداشته باشد که در بردازیادی دارد. با افتخار همیلتون سعی مهندسی پرواف بنام دور همیلتون آورده اند در چون همیلتون می‌دونند.

دور همیلتونی معنی از سعی رأس پرواف سرخی ششم و از همه رئوس با بدیلبار عبور کنیم و به همان ترتیب سرخ را پروردیم و مابین هر دو رئوس سعی می‌باشد داشته باشیم. پیدا کردن اینکه سعی پرواف همیلتونی داشت یا نه مسئله حلی سخت است و می‌توان سعی (الدویم) با زمان حدود چهلی برای آن پیدا کنیم ولی پنجمین جواب را داشته باشیم که نیم پیشنهادی جواب درست است. پیدا کردن سعی پرواف همیلتونی دست داشت. می‌دانند پس مسئله NP -hard و NP -complete است و نایابان NP -Complete است.

خردمند دوپرورد (مسئله ۵) Traveling Salesperson:

فردی مسئله دوره پرورد از روستای خود من کرده است و در محدودی روستا دوری زند و دوباره به روستای خود من برمی‌سرد مسافت خانه اش را تا شهر روستای عبارتی مشخص است ولی در زمانی خواهیم گوتا این مسافت را دور را بینز دیگر پرورد و بر آن مسئله TSP می‌نویسیم و TSP NP -Complete است.

computational complexity classes





کلاس پیچیدگی $CO-NP$

کلاس C کلاس tractable با مسائل ساده می‌باشد کلاس NP مسائل در داخن بودند و عنوانی در زمان محدود محلهای حل می‌شوند یا نه و اسم قدرگی آن را NP -complete نماییم

کلاس C می‌تواند مسئله است بعنوان مسئله می‌باشد کلاس NP خود می‌باشد و مسئله داشت دلیل این مسئله کلاس NP خود می‌باشد و مسئله خاطر کلاس $CO-NP$ را معرفی می‌کنیم و عنوانی مسئله کلاس NP دوست یا نه.

قدرگی کلاس NP -complete را در کلاس $CO-NP$ -complete می‌دانند و این بدانیم شان دعیم است که از آن K NP است باست از سود که کل NP هم NP -complete است.

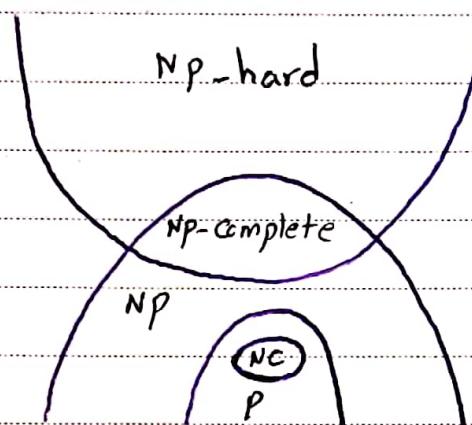
راجع به زمان اجرای الگوریتم دستی صحبت می‌کنیم در این کلاس K می‌توایم space حفظ شده باشند بهترین شکل $(15-11)$ کلاس پیچیدگی tractable و در این کلاس K می‌باشد $intractable$ دوستند که زمان آن K محدودهای دستیست.

"ناهی اوتات صلاح است" آنها سبیوی چون مقدار بده تدخل ورق که سبیوی
 "ناهی اوتات ترا است" در پل دارد نه نک سایه‌ای خوشی دزیبا سبیوی
 "ناهی اوتات شود ریست" بلندی در خود تا بدل به سرای خوش دزیرا سبیوی
 "ناهی از محله لیکه به، قفس می‌سلند" تا تو پرواز کنی راهی صحراء سبیوی
 "ناهی از خارش سرخ بریعی بد نیست" باعث مربک فعل سرخ بیاد اسپیوی
 "ناهی از چاه مرار است به زنان ببری آخر قصه هم آنوس زلینا سبیوی
 من فته دل نهانم که خدا ناگردد بهترین دوست! متوجه در میهودا سبیوی

"فاضل تهری"

parallelizable tasks & the NC class

کلاس کلاس ؟ را به صورت زیر معرفی و طبقه بندی کردیم



شنبه ۱۲-۱-۱)

سوال این است: پردازش مولازی یا اینوریتم کی مولازی ترار است کدام کلاس از مسائل را حل کنند و ما با برداشتن عکس کنیم؟ آیا قرار است مسائل NP را حل کنیم؟ بعین وقت مقدار پردازشی که برای حل کنیم میگذرد. مسائل سخت را حل کنیم؟ امروزی خواهیم بود این سوال پاسخ دهیم، آیا با مولازی کوئن پردازندگان قرار است مسائل NP را حل کنیم؟

برخلاف مقصود نظر و قرار نیست مسائل NP را حل کنیم و خواهیم مسئل خود را حل کنیم، من کلاس NC را درون کلاس P می‌دانم. کلاس NC درون کلاس P نیست زیرا نیلاس آن را معرفی کرده است.

در واقع ترار است کلاس مسائل P را مطرح کنیم اما سوالی پیشتر می‌بود این است که آیا همه مسائل کلاس P را می‌توانیم با پردازش مولازی حل کنیم؟ چرا کلاس NP را با پردازش مولازی حل نمی‌کنیم؟ پرسش:

یک مسئله ای را در تظر بگیرید n^2 واحد مستقل دارد. اگر n^2 پردازندگان داشته باشیم آیا در نیم واحد زمانی می‌توانیم اینه مسئله را حل کنیم؟

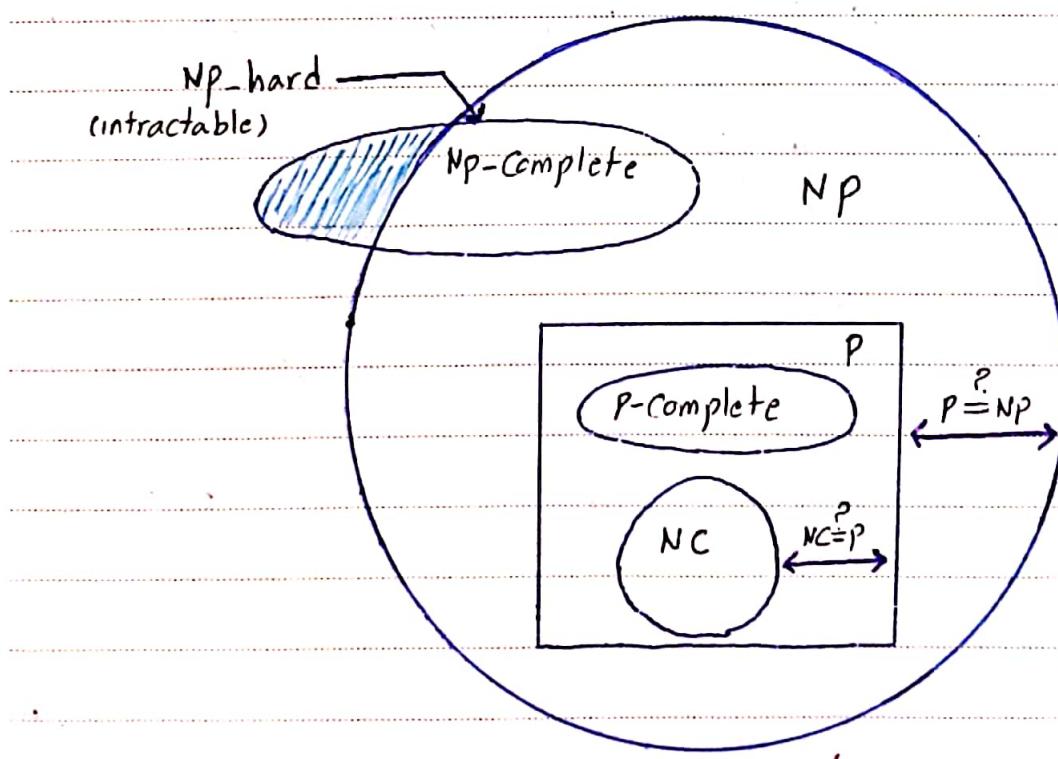
بله. زیرا n^2 واحد داریم و فرداحد را به نیم پردازندگان دهیم و مسئله در نیم واحد حل می‌شود.

پردازش مولتی مدیا

دامنه کل مسئله در سه واحد حل نمود زیرا درست است که در سه واحد حل عی سود اما^۱ واحد کار را باید سین پردازند که سه تغیر تقسیم کند و^۲ واحد کار بای زمان برای تحقیق دادن کافی است و بعده که جواب که را به دست آوردن^۳ واحد زمانی خواهد تا جواب پردازند که را با هم gathering کند سپس بحلا^۴ اثر باش پردازند این که را انجام دهیم سریعتر از حالی است که آن را با^۵ پردازند انجام دهیم زیرا بای آنکه کار را تقسیم کند در زمان زمان سه واحد کی واحد آن کار را جلوی برد و جوابش را می دهد و حسابه را که حل عی کند.

در واقع استفاده از پردازندگی مولتی برای این سیستم از مسائل کلاس معنای و کلاس NP را حل کنیم و دنبال این دستیم که مسائل کلاس NP بجای زمان حین محاسباتی در زمان حین^۶ ریتمی^۷ باشد و پردازندگی حد اکثر باید تعداد حین محاسباتی داشته باشند. سین با^۸ $O(n^k)$ پردازنده دستور دارد پردازنده با حریق حین محاسباتی خواهیم زمان را در مرتبه^۹ polylogarithm حل کنیم.

معنی اثر برای مسائل زمان n^n است به^{۱۰} log تبدیل کنیم.



• کلاس پیچیدگی NC

کس زیرمجموعه از مسائل کلاس \mathcal{C} است که برای آن که الگوریتم کم موازن دارد که از $p = n^c$ بودارازنده (مرتبه حین حمله ای) استفاده می کند و الگوریتم کم را در زمان $O(n \log n)$ حل می سند.

n^k معنی polynomial

$\log n^k$ معنی poly logarithm

بررسی:

آیا c و K مقدار متفاوت دارند؟

n اندازه مسئله است و c و K معزد می باشد. هستند و می توانند مقدار متفاوت داشته باشند بلای مثال میتوانیم $c = n$ بودارازنده مرتبه الگوریتم را در $O(n \log n)$ بدست آوردم که خوب است.

• کلاس پیچیدگی p-Complete

بررسی:

آیا همه مسئله \mathcal{C} را می توان به سُل حل کنیم؟! کلاس NC به اندازه کل کلاس \mathcal{C} است یا ب اندازه زیرمجموعه ای از کلاس \mathcal{C} است؟!

هنوز کسی جواب این سوال را نمی داند. ما فرض داریم NC زیرمجموعه ساده ای از \mathcal{C} هست یا نه و به صحن خالص قدر کی \mathcal{C} را انتخاب کردند و معنی سخت ترین مسئله \mathcal{C} را انتخاب کردند و در کلاس p-Complete بودند. لذا می تواند بقیه از مسائل p-Complete را با الگوریتم موازنی در حل کند. بقیه را هم می تواند حل کند.

• p-Complete دسته مسائلی هستند که از آن که را بتراندم به سُل حل poly logarithm می کنند آن نیاد $p = NC$ می سرد.

میکنند از مسائل p-Complete این است که فرمن کنند سیک مدار منطقی input ساخته شده

داریم دلیل آن را داریم). پس فرض کنید مدار و درودی آن را داریم و در خواص خروجی آن را تعیین کنیم. تعیین خروجی این مسئله سه مسئله p-Complete است. یعنی آن بتوانیم این مسئله را به صورت موازی در زمان polylogarithm , حل کنیم نتیجه‌ای که بعدهم که همه مسائل او را ترانس در زمان polylogarithm حل کنیم.

parallel programming paradigms

framework دارچوب

داده‌هندسی کلمه‌ای به نام framework به معنای دارچوب داریم. دارچوب که در داده‌هندسی خیزیانه مفهومی در زبان است از کجا چیز ساخت افرادی استفاده می‌کنند و حتی اگر قطعه‌ای نیزی در آن استفاده می‌شود برای مثال می‌توانیم دارچوب فلان "و اینه دارچوب معادل فلان" است و دارچوب به معنای باید که و باید که است.

و فقط می‌توانیم در اینه دارچوب که ری کنیم یعنی از این ابزار که استفاده می‌کنیم و در دارچوب هم ابزار که مستحسن می‌شوند و یعنی مستحسن می‌شوند که چه کار کی را توانیم انجام دهیم و چه کار کی را نمی‌توانیم انجام دهیم.

paradigm: دارچوب کی

پارادایم یعنی به معنای دارچوب است و لی دارچوب نظری است. یعنی آن ناری به می‌ترانی انجام دهن را تحت عنوان دارچوب می‌سناشیم ولی نیز ملالی نیست و احتمالاً از قطعه فیزیکی استفاده نمی‌کند.

برای برنامه‌نویسی موازی یعنی کار نظری انجام می‌دهید و من تراست بلوید:

parallel programming framework

وابدیم نفت:

parallel programming paradigms

یعنی تغیر کرد و میان فلزی paradigm

مسنح paradims به معنای مبانی فلسفی دان کرده است که تراویم انجام دهیم

پارادایم کی برنامه نویسی موازی:

۱) تقسیم و خلبان

۲) دفعه امن سازی

۳) تقریب

Divide & conquer ①

میله راه این است که به شکل تقسیم و خلبان فلسفه دنیا کنند. معنی مسئله بزرگ را تقسیم
با تجزیه (decompose) کنیم. هر کدام مسئله به اندازه n داریم که به مسائل کوچکتر تقسیم می‌کنیم
و به هر پردازنده‌ای که دویم بصورت مستقل (independently) فور کدام از آن زیر مسائل
را حل کند. مثاباً از هر زیر مسئله‌ای به طور مستقل حل می‌شود.

$$T(n) = T_d(n) + T_s + T_c(n)$$

decompose solve in combine
parallel

: $T_d(n)$

برای مسئله دقتیم 2^n مام داریم که در آنرا باید می‌پردازنده‌کی تقسیم شویز.

: T_s

سین هر کدام از پردازنده‌کی باید آن را مستقل و به شکل موازی حل نسد.

: $T_c(n)$

چون پردازنده‌کی کار خود را همزمان تمام می‌سند معنی تا حد جواب که را بدهست نباورند ما gathering انجام می‌دهیم، سه زمان دهن برای ترکیب زیر مسائل داریم
متاباً این نتایج زیر مسائل را با یعنی ترکیب می‌کنیم تا جواب برخی را بدهست آوریم.

پرسش:

چگونه الگوریتم merge sort را می توانیم به صورت موازی حل کنیم؟
کسوزمان برای merge داریم که توسط سه پردازنده باید انجام شود و لیکن آنرا $T(n)$ داریم فرض کنید از دو پردازنده استفاده خواهیم کرد.

(پ) $T(n)$ را به سه پردازنده و $\frac{T(n)}{3}$ را به پردازنده دیگر منع دهیم. سپس اول مسئله را از دو سه تقسیم کنیم و هر قسمت را به سه پردازنده منع دهیم. پردازنده که هر کدام قسمت مربوط به خود را کاملاً مستقل از دیگری مرتباً کند و از دیگرها ناظر می‌شون فقط سه زمانی بین دو آن زمانی است که کار رفته انجام می‌شود پس $\frac{T(n)}{3}$ می‌شود و $\frac{T(n)}{3} + \frac{T(n)}{3}$ می‌شود زیرا دو پردازنده هر زمان محاسبه کنند و ناظر می‌شون حسی از میان سبک ترکیبی ندارند لیکن $O(n)$ است.

$$T(n) = T\left(\frac{n}{3}\right) + O(n) \rightarrow T(n) \in O(n)$$

آخرین عبارت را حل کنیم مرتب آن از $O(n)$ است. هموزنی خوب بینست و نیز $O(n \log n)$ را به $O(n)$ کاهش دادیم لیکن هموزن polylogarithm مسئله است. با این پرسی کنیم که چگونه می‌توانیم آن را حداقل سه بینیم و ایندیکاتور آن را سردد اینه که در را کرد باید؟

مشکل اینه مسئله زمان merge است. خوب بینست. بحث در کتاب C.R.S را بخواهید و پرسی کنید که چگونه کار می‌کند.

Randomization ②

یک موقنه هست که مسئله هنچیز بزرگ است و با این اوقات ایندیکاتور مسئله را در جایی مناسی بسیغیم کار سختی است. بنابراین وقتی مسئله بزرگ است یا شکافتن آن ب زیرمسئلی که دستیاب سبب مسئله اصلی هستند کار دشواری است. همان است تقییم بگیریم مسئله را به سه قصدها تقسیم کوچک کنیم یا ب زیرمسئل کوچکتری بسینیم و اینه مسئله سه کاملاً رقابتی است.

Random Sampling ۰

می توانیم مرتب سازی را با random sampling انجام دهیم.

مکن است داده ک به Stream وارد شوند و می دانیم تا این جایی از کل داده ک پسی
می است و حیدر از آن که بازی مانده است. وقتی سما هر داده ک را بینجا داریدی توانید نتیجه داده ک را از کجا ک مسلیخ. حفظ و Sort و Search کردن دلی وقتی داده هر یاری است
می توانیم صمی طوری نتیجه تا اینجا را تهیه کرد و بعد را دسترسی برداش. چون
من دانیم آنرا از جایی که در آن random sampling می بودند.

برای مثال در شکل زیر دانیم که مقدار کار می اسپای داریم و می بینیم که
بیرا زنده و کشی را به بیرا زنده دسترسی دهیم... محوی می کنیم.

"نام اوقات شبانه را زیر مسئله ای دقیقاً متساوی کار را نیست و برای مثال
به شکل مقادیر اینها کار را انجام می دیم و مکن است کل داده ک را بینجا نهاده با سیم نهاده
از این روش استفاده می کنیم.

بعضی اوقات سخت است، اگر سئله را بسینیم و به مسائلی که زمان حل می اسپای برای حل نیاز
دارند تقسیم کنیم. سه قسمی توانند از تقسیم کمی مقادیر استفاده کنند این می توانند به نتایج خوب
با درجه امتیاز خوبی باشند. بعضی مسائلی که می بینیم جوابی که به دست آورده می باشند
همچو زیاد جواب خوبی است.

Approximation دقتربی (۲)

خوبی از مسائل برای رسیدن به جواب از تقریب استفاده می شود. دو شکلی عددی سرار شوند
همکن است از تقریب برای رسیدن به راه حل می اسپای استفاده کند.

مثال:

برای حل می اسپای سیستم کی خطا از ساده سازی Jacobi relaxation (Jacobi relaxation) استفاده می کنیم.



under proper conditions, the iterations converge to the correct solutions;
more iterations \Rightarrow greater accuracy

دسته واقعی، محدودی، سروه زیرمجموعه سروه باز زیرمجموعه ای با خودش مساوی نیست، زیرمجموعه واقعی محدودی converge

حثت سوابط واقعی تکرار کی بسیه حذف درست همراهی شوند.
هر چند تکرار بیشتر باشد، دقیق بیشتری شود.

تقریب هم روش دویش است این توانید سریع کنید که تکرار کی مختلف را تا حد اندازه می توانید مولازی کنید. در این روش تکرار کی را بیشتر کنیم تا ب جواب بهتر درسیم

این روش بارگویی کی تکرار در برخادرنوسی محسنه شد. این است این چگونه می توان آن را مولازی کرد؟! برای مثال تقریب را چگونه می توانیم بستری دهیم؟!



Solving Recurrences

حل معادلات بازگشتی

$$① F(n) = F(n-1) + n$$

$$F(n) = F(n-2) + n-1 + n$$

$$F(n) = F(n-3) + n-2 + n-1 + n$$

\vdots

$$F(n) = F(1) + 2 + 3 + \dots + n-1 + n$$

$$F(n) = \frac{n(n+1)}{2} - 1 \rightarrow F(n) = \Theta(n^2)$$

این روش را بایزگشتی است زیرا حل $F(n-1)$ را ب $F(n)$ تبدیل کنیم. برای حل این را باید

PAPCO

اگر $F(1) = 1$ بود، $F(n-1)$, حاصله از n و تاریخ داشت، $F(n)$ حاصله از n و تاریخ داشت.

$$1+2+3+\dots+n = \frac{n(n+1)}{2}$$

اگر $F(1) = 0$ بود:

$$0+2+3+\dots+n = \frac{n(n+1)}{2} - 1$$

و مثابراً نویسند

$$F(n) = \Theta(n^2)$$

(*) $F(n) = F\left(\frac{n}{r}\right) + 1$

$$F(n) = F\left(\frac{n}{r^2}\right) + 1 + 1$$

$$F(n) = F\left(\frac{n}{r^3}\right) + 1 + 1 + 1$$

⋮

$$F(n) = F\left(\frac{n}{r^K}\right) + \underbrace{1+1+\dots+1}_{K}$$

اگر $F\left(\frac{n}{r^K}\right) = 1$ باشد، $F(n)$ بتوسیم K باید برویم. می‌شود $K = \log n$ و $r^K = n$. مثابراً نویسند.

$$F(n) = F\left(\frac{n}{n}\right) + \underbrace{1+1+\dots+1}_{\log n}$$

$$F(n) = F(1) + \log n = \Theta(\log n)$$

اگر $F(1)$ ثابت است و $\log n$ از آن بذیرم

(**) $F(n) = rF\left(\frac{n}{r}\right) + n$

طریقی، n را تقسیم کنیم

$$\frac{F(n)}{n} = \frac{F\left(\frac{n}{r}\right)}{\frac{n}{r}} + 1$$

$$\rightarrow g(n) = \frac{F\left(\frac{n}{r}\right)}{\frac{n}{r}}$$



جلسہ دوازدھم

پردازش مولانی

$$\frac{F(n)}{n} = g\left(\frac{n}{r}\right) + 1 = \Theta(\log n)$$

در نهایت آن را حل کردم و برای برمی‌خواستم $\Theta(\log n)$

$$\frac{F(n)}{n} = \Theta(\log n)$$

$$F(n) = \Theta(n \log n)$$

• Master theorem for recurrences

قہیہ انسانی

$C = \log_b^a$, w.t. $T(n) = aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$

$$\therefore \text{لما} \quad \varepsilon > 0, \quad F(n) = O(n^{\frac{\log a}{b} - \varepsilon}) \quad \text{أي}$$

$$O T(n) = \Theta(n^{\log_a b})$$

∴ $\exists k > 0$, $F(n) = \Theta(n^{\log_b^a} (\log n)^k)$ (A)

$$O(T(n)) = \Theta(n^{\frac{\log^a b}{b}} (\log n)^{K+1})$$

$$: c < 1, C > 0, \epsilon > 0, f(n) = \Omega(n^{\log_b^a + \epsilon}) \text{ 且 } (4)$$

از سُچا بَعْد مَاسِنْ $\forall n \quad a f\left(\frac{n}{b}\right) < g(f(n))$

$$\bullet T(n) = \Theta(f(n))$$

$$T(n) = r T\left(\frac{n}{r}\right) + 1 \quad C = \log_r^r = 1 \quad F(n) = 1 \quad F(n) = O(n \log^{a/b - E})$$

$$F(n) = O(n^{\frac{1}{2}}), \quad \epsilon = \frac{1}{4}$$

$$T(n) = \Theta(n^{\log^p r}) = \Theta(n)$$

سیقت با وم مخفیه تیه کالم

"پردازش"

Models of parallel processing

۴.۱) Development of early models

۴.۲) SIMD versus MIMD architectures

۴.۳) Global Versus distributed memory

۴.۴) The PRAM: shared-memory model

۴.۵) distributed-memory or graph models

۴.۶) circuit model & physical realizations

در ادامه بحث در مدل‌های پردازش موازی را معرفی کنیم و در کتب کمی انتزاعی پردازش موازی سطحیم دلیل کنم که چند مدل کمی انتزاعی داریم در زیر این تفاوت بین real hard ware و abstract model

ما به شکل چندی فنری کنیم و وقتی آن را پیاده‌سازی کنیم چند دلیلی می‌سود. آنها ما فنری کنیم و به شکل ریاضی و Formal معرفی کنیم abstract model است و آنها که پیاده‌سازی کنیم real model است

پس abstract model همیشه مدل کمی مبتنی بر ریاضیات محسوسه و در واقع آن چندی است که ما فنری کنیم و در حالت general آن را دستوری کنیم که محدودیتی ندارد. تظریه

منطقی اوتات مدل است. اگر بخواهیم خود abstract model را پیاده کنیم به جالس است محدودیت کمی سخت (تراری، بخوبیم و علاوه سدنی نباشد). برای مثال که بتویم بیش طرف ماس است و سه عنصر مذکور می‌نماییم و همه می‌توانند از آن استفاده کنند اینها شیوه abstract model است. وقتی

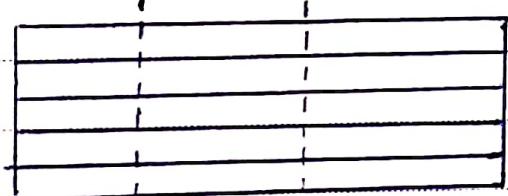
PAPCO

ظرف ماسٹ رائی نوادرم اور وہ تقریباً باسند یا مفعہ هر ۵۰ تقریبی حراست دست خود را در ظرف ماسٹ ببرند و تمثلاً سُدّنی و قابل استفادہ نہیں۔
اینجا ہم ھسنے پورا است و در مدل کی انتزاعی کو روئیم عدد دست کی سخت اصراری راحتی اور قابل کنٹرول ماحصل اوقات مکمل است خیلی آنکہ راندیدہ باسِم و کی ذقائق در عمل پیدا ہے سازی کی کشمکش مخصوصی پسونم کے قابل پیدا ہے سازی نہیں۔
اسنے تجربہ افرادی است اور در این حوزہ کے کارکردن و بہ مدل کی real ورثتہ رکھ رہا ہے۔



Development of early models

اینجا راجو ہے صحت، من سُنیم associative processor، associative memory



Memory array with comparison logic

سلسلہ (۱۳-۱)

: associative memory

حافظہ استرائی است یعنی ہی خواہم دلتا کہ رابین افراد مختلف استفادہ کشمکش و سُوہ راہ برائی جستجو استفادہ از parallel masked search است

: mask کرنے

معنی سُوہ قابی کی نوادرم و سُما در انہ تاب کاری کسیدہ اجازہ من دسید اسی دسیر وارد انہ ماب سُوہ

: processor entity (پرسریز ایسی) PES

: associative processor

معنی مبینه از سُم پردازندۀ دارم، این رسم از سُم پردازندۀ دی عصر پردازشی PE) داشته باشیم
حافظه اسنسن ای معنی پیدا نکند. زیرا وقتی سُم پردازندۀ خواهد در مسّن از حافظه کار کند
پردازندۀ کی دستبر نباشد در آن مسّت کار کنند نباشان از mask کردن استفاده کنند و با
کردن اجازه من دیگم که پردازندۀ دیگری دارد آن ناچیه سود mask.

Decade	Events & Advances	Technology	Performance
1940	formulation of need & concept	Relays	
1950	emergence of cell technologies	magnetic, cryogenic	mega-bit-ops
1960	introduction of basic architectures	Transistors	
1970	commercialization & applications	ICs	Giga-bit-ops
1980	focus on system / software issues	VLSI	Tera-bit-ops
1990	scalable & flexible architectures	ULSS, WS I	Peta-bit-ops

جدول ۱۳-۱: Entering the second half-century of associative processing :

جدول ۱۳-۲: اجنب اتفاقات دیگری ایام سده صحبت هست و در آن حوزه کمتر سویم و بیکم ما
رسیست.

• The Flynn-Johnson classification revisited

حکم طور ایال زدیم حکم ایست حین تحریک از مکرف مسّت استفاده کنند و نباشان
ما انواع معکاری که را تعریف کنیم. این که معکاری کی مدل abstract استفاده کنند و در میاده سازی
حکم ایست اتفاقات دیگری بینند و در آن فضل شاه کاید انتزاعی داریم.

"Single Instruction single Data streams"

SISD

در اینه مدل در عصر کنله فقط که دستور العمل که برای این داده اجرا شود

PARCO

Data streams



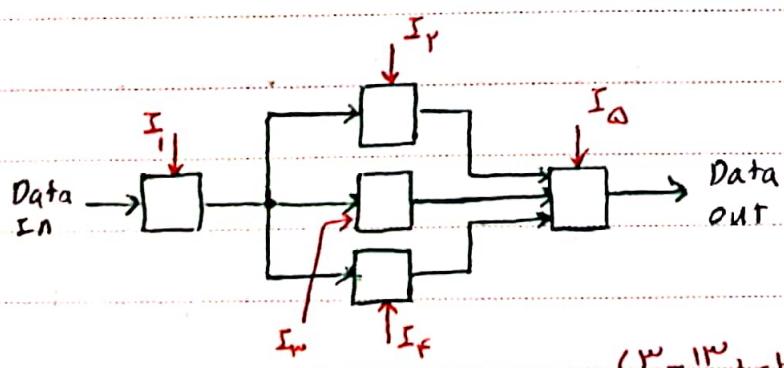
پردازنده مولتی

		single	multiple
		SISD	SIMD
control streams	single	"uniprocessor"	"Array processor"
	multiple	"shared-memory multiprocessor" GMSV DMSV "Distributed shared-memory"	MIMD GMMP DMMP "Distrib.-Memory multicompiler"
		Shared-Variables	Message passing

شکل (۲-۱۳)

"single Instruction multiple Datastreams" SIMD پردازنده (۲) در این مدل سه دستره عمل و حینه جریان داده داریم و بسیار رایج از پردازنده کنیازداریم. برای مثال: در عمل جمع کردن به هر پردازنده دو متداری دیگم و یک متداری جمع کنند و آرایه ای از پردازنده کد دادم و همان صفت با هم جمعی کرد.

"multiple Instruction single Datastreams" MISD پردازنده (۳) از این مدل به مرور استفاده بسیار دارد. این ترتیب پردازنده MISD را بخوان و می توان MISD نمیست. MISD را با pipeline را بخواه و این مدل دارای چندین پردازنده هست.



شکل (۳-۱۳)

در سُسْن (۱۳-۳) در پردازشی داده می‌آید و دستور العمل، دری آن اجرا می‌شود. بعد از اجرای آن دستور العمل کی تراویث شد و دلخواهان می‌تراندمد. آن اینجا مسُونه معنی وقتی دستور العمل **Fetch*** (پردازند) می‌شود پردازند. بعدی من تراویح مسُنت بقیه اسُن را پردازند و دری داده کمی مسُن دستور العمل اجرا کند و متابراونه ماسن MISD است.

خودم توسم :

* Fetch (معنی):

دستور العمل بعدی از آدرس حافظه ای که اکنون در مخازن در مخازن ذخیره شده و اکنون می‌شود و در هیات دستور العمل ذخیره می‌شود و در پایان عملیات دلخواه کمپرسور تربیت دستور العمل بعدی اساره می‌کند.

در سُسْن (۱۳-۳) سُع جریان داده وارد ماسن باشد. پردازند می‌شود و تغیرات دری داده قبل از انتها می‌بینند که بعدی انجام می‌شود.

۱۴) مدل پردازشی "Multiple Instruction, Multiple Datastreams" MIMD

در این مدل چند دستور العمل در چند جریان داده ای داریم. مدل MIMD توسط Flynn-Johnson معرفی شد. می‌شوند چهار مدل که تا اکنون لافته شده مدل Flynn نامیده گردیده اند.

۱۴-۱: مدل GMSV

"Global memory shared-variables"

لطفاً فهم در مدل MIMD سُع پردازند می‌تراند عل جمی، دلخواهی عل منزب و پردازند بعدی عل تقسیم انجام دهد. اکنون می‌تراندم **global memory** داشته باشیم که همه پردازند کمی تراویح باشان در انتها ماسن دلی روی آن **shared-variable** می‌نیازیم. **shared-variable** یعنی این می‌شوند دلخواهی می‌تراندم به آنی وارد شوند و حافظه در اختیار پردازند اول است.

۱۴-۲: مدل DMsv

"Distributed Memory shared-variables"

P4PCO

در این مرحله حافظه داریم به بین شده و پردازنده قوی تر اند به معنی خودش دسترسی داشته باشند.

"Global memory message passing" GMMP (GMM) مدل پردازنشی سطح حافظه ای ماته Cloud بیرون داریم و معرفی بخواهدی تر اند به آن حافظه دسترسی داشته باشند و global memory است.

"Distributed Memory message passing" DMMP (DMM) مدل پردازنشی در این مدل هر سیستم حافظه خود را در دوی در عین حال این سیستم کی تواند از طریق این پایام message passing در این حالت که مدل distributed system با parallel computing را داریم سیستمی سیستم کی میباشد. بیرون داریم از طریق message passing کی تواند با هم کار کند.

E) SIMD versus MIMD architectures

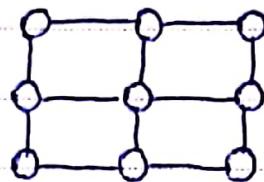
الگوریتم میشون کی به تبلیغ طراحی شده SIMD بودند. ذیرا چونه اسلکت بنی پردازنده که با مدل SIMD های هنگ ترا است چون سطح آزادی از پردازنده که داریم که به نسبت هر با هم کار نمی کنند.

اما در سان کی اخیر تو استاند ماسیون کی MIMD بسیتری تولید کند و سرگردان از آن که ویری کی خاص خودشان را دارند. حتی تو استاند ماسیون کی سیاست زنده که تعداد پردازنده که بسیار زیاد و massively بعنوان است.

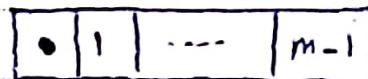
F) Global versus Distributed Memory

دسترسی پردازنده که به حافظه به صورت distributed, global را معرفی کنیم.

حدس می نیسیم لطفت این دو بخواهیم به حافظه دسترسی داشته باشیم از $\log n$ از مرتبه من مردد. دسترسی به حافظه در سیستم کی چند پردازنده ای به بخوبی است که ساختار درختی دارند.



Network



سیدل (۱۳-۲۳)

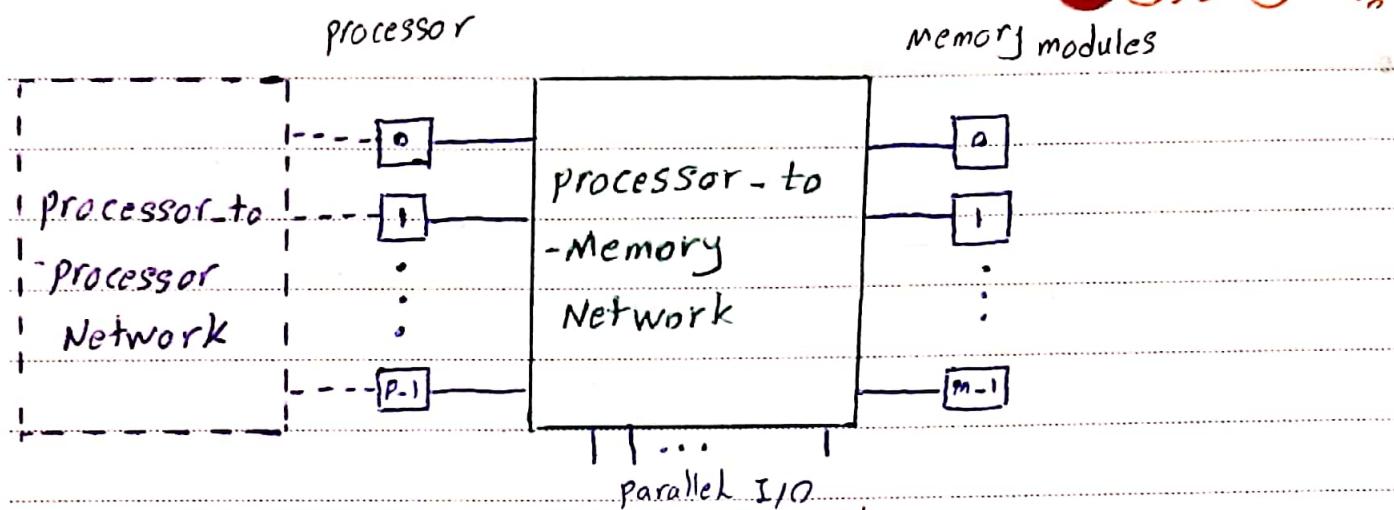
شیل (SOC) می تواند بمنزله مادسیوریتی برای ارتباط پردازندگی با حافظه نیاز به راه آهن داریم.

Network on chip , NOC

سیستم ای روزی تراشه است و می تواند سیستم (system on chip) SOC باشد

مجرد نرم اتارک یا ساخته کنی است که روی تراسته کو کرده

PAPCO



شکل (۱۳-۰۵): پردازنش موازی با

ساختار شکل (۱۳-۰۵) موری است که پردازنده با سیستم به سبک پردازنده بجا کله می رسد و این بجز اعدا ب memory modules برود به در فاعله نیاز دارد.

جند صفت‌نمود هم:

Bottleneck (بُلْتِنِک):

وقتی جند پردازنده بخواهد هرچنان بسیع خانه حافظه دسترسی داشته باشد تا ملحوظه ایجاد نماید.

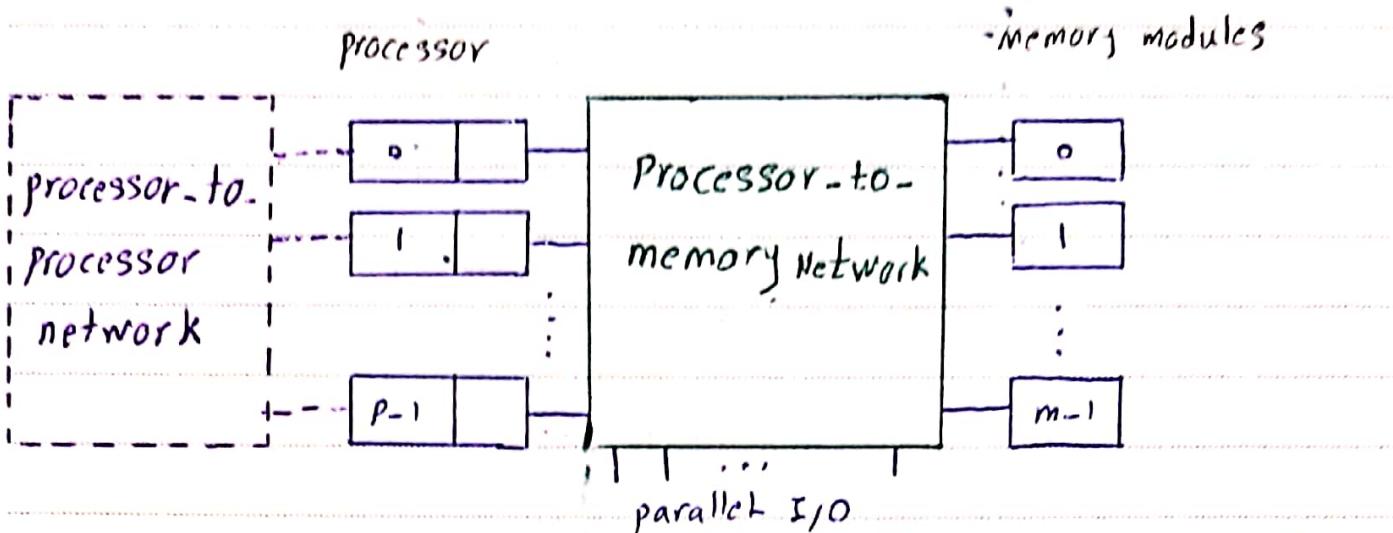
: Bus (۱۴)

قدرت بس برای بازنی درم است و توان بوندی دهن داشته حقدره تواند اطلاعات را به راحتی ببرد و همچنین این بسیاری مادرم است.

در شکل (۱۳-۰۵) هر پردازنشی از خواهد انجام سود باید روی حافظه برد و بعینی این اتفاق می‌گذرد. از حافظه زمانی برای این خواهد دسترسی داشت. درین این حایی دسترسی این است و هر بار این بخواهد پردازنشی انجام دهد باید ابتدا براساس این معکاری سبک انتقال خزاندن، اطلاعات را از حافظه بخواهد و به پردازنده این اطلاعات برسد. این نایحه می سود که crossbar جرافیک MIN سود

بنابراین پیشترند داده شده هر پردازنده مجهز به یک cache باشد.

• Removing the processor-to-memory bottleneck



فصل ۱۳-۱۴: کمی پردازش موازی با cash

: cash

حاتمه موقت است سیمولاً چنگ کی زیاد استفاده سیم را آجای نماید بی کنیم، یکبار داده را از طرف دل خوانند و پردازش روی آن انجام دادم اگر دوباره آن را بخوردیم و سه دسته بعد دوباره بخواهیم از آن استفاده کنیم بخوریم دوباره آن را بخوردیم منابع این داده را در cash نهادم داریم و دوباره روی آن پردازش انجام می دیم

• اسلال این درس:

پردازنده داده ای را به cash خود بی آورد و روی آن پردازش انجام می دهد و همان زمان پردازنده دلخیزی از همان حافظه خواهد داشت را به cash خود برد و در روی آن پردازش انجام می دهد دوباره بعدن آن داده را بخوردیم کنیم روی آن cash می کشد و پردازش این داده خاصه پردازنده اول مقداریn rewrite می کنند و می بخورد و پردازنده دو معم مقداریn را می نویسد و داده خراب می شود. منابع این cash گردن می تواند سرعت را زیاد کنند ولی اگر مدیریت درست نباشد می تواند مشکل cache coherence می باشد و معنی دو پردازنده هر زمان در کوچک از حافظه دو مقدار متفاوتی را باید داشت کشد.

از کتاب خود نویسم: بسیاری از مقدار از داده که در حافظه اصلی در کم کش کن مختلف مدلی ایست

ناسازگار را باسند. in consistent

در مدل قبلي پردازنده که حافظه نداشتند و مسائل تا خير داشتيم زيرا هر يار پردازنده باید داده را بخواند و وقتی آن را باي بخواند اجازه نمی دهد پردازنده دستوری اوري آن فسيحه که مطالعه کارگزند. نباينه لطفاً فسيحه همان است. پردازنده مجهز بخطه بعد درباره همان مقدار را بخواند وقتی خواهد آن را از حافظه بخواند و مباره شو رفت و بجزئی است بين حافظه و CPU داريم. نباينه لطفاً فسيحه برای امتياز ميركش از cash استفاده می کنیم.

و گفتن پردازنده حافظه را با خوانند و داده را از پردازنش انجام می دهد و مقدار نتودید را در حافظه ذخیره می کنند وقتی حاصل را ذخیره می کنند حافظه آزاد می شود و پردازنده دستوری می توانند از حافظه بخوانند ولی cash را برای امتياز ميركش سريت نداشتند و اگر پردازنده دوباره با همان خانه حافظه کار داشت پردازنده داده ای را در cash هاست را استفاده می کنند و دوباره آن را از حافظه بخواهند ولی عن دانزد پردازنده دستوری سراغ همان خانه حافظه رفته است. نباينه پردازنده اول مجهز مقداری را تغيير می دهد و پردازنده دوم هم اگر را تغيير می دهد و پردازنده اول مقدار داده را در حافظه ذخیره دوم در خانه حافظه تغيير می نموده و اين حالت حافظه global است و حافظه distributed نیست. معنی همه می توانند به هر خانه که دسترسی داشته باشند.

distributed memory معنی سه طرف نیز می باشد داريم و براي هر فرد سه طرف (نداشتند و داشتند) هر سه از طرف خود می بردارند ولی global memory سه طرف نیز می باشد و سطحی نداريم و سعر می خواهد از آن برهی دارد.

: cache coherence

معنی دری تغييرات cash می باشد که از اينجا را بازگردانيم

Distributed shared memory

: Nonuniform memory access) NUMA

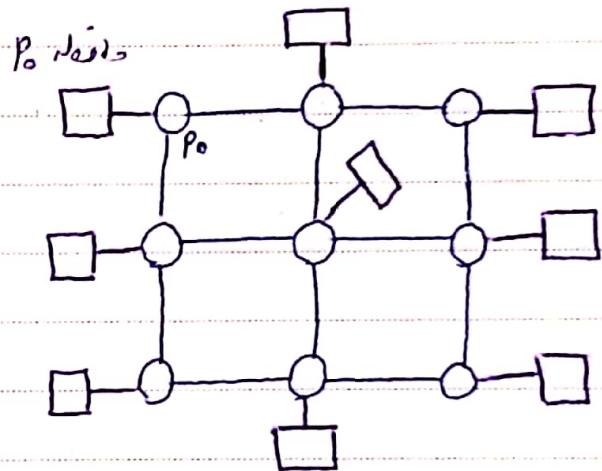
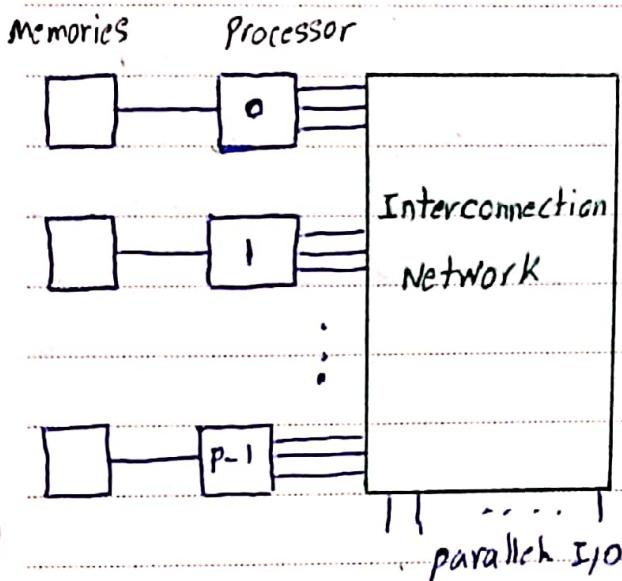
distributed shared memory

برای حالت حافظه اسکرالی توزیع شده است. در حالت NUMA همه مز توانند به پردازنده دسترسی پیدا کنند.

: (Uniform memory Access) UMA
global shared memory ↪

برای حالت حافظه اسکرالی معور است و در حالت UMA همه بایهم می توانند از حافظه استفاده کنند.

: (cash-only Memory arch) COMA
تبیل تراجم ب آن صحبت کردیم.



شکل (۱۳-۷): پردازش موازی با distributed memory ↪

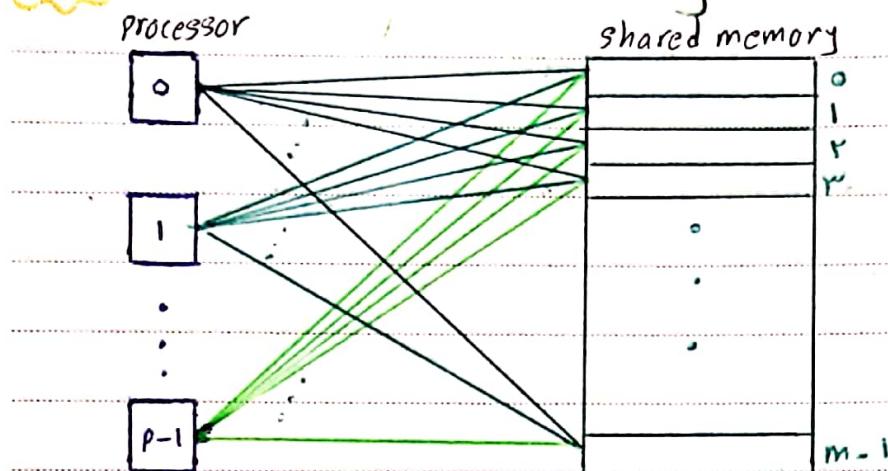
نحو اهم رابع ب پردازش موازی صحبت کنیم که پردازنده ای حافظه خود را دارد. در شکل (۱۳-۷) سه interconnection network داریم که فقط بین پردازنده کوست. هر پردازنده ب حافظه خود را دارد و distributed memory است و NUMA است. چون سریعان مدر پردازنده ای بخواهد که تواند به حافظه خود من دسترسی پیدا کند.

پردازنده ای بخواهد که تواند به حافظه خود من دسترسی پیدا کند. UMA با global shared memory ↪

دسترسی پیدا کند

PAPCO

The PRAM shared-memory model

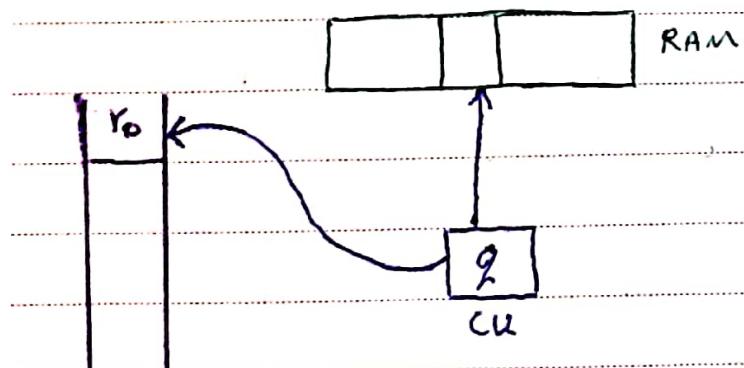


مسئلہ (۱۳-۸) : دینے میزبانی ازاں

درسشن دیں (۱۳-۸) کی مدل میزبانی (conceptual) داریم کی مدل انتزاعی است و بجزئیات دیگر پیادہ سازی حلقہ کاری نہ ایم، این مدل انتزاعی در مدل PRAM است

: (parallel Random-Access Machine) PRAM

ماشین تورنیکی ساخت کیا تو ارادہ از هر دو طرف نامتناہی است و سعی هدایت خواہن داد کہ حرکت می کند و سفر جو قدر بخواهد روانہ بھی و راست می رود۔ ٹھیکنیک میں عددی تباہت دارد، اب تباہت r ، آن r -累加器 (accumulator) اسٹ دنیجی محاسبات روی آن ذخیرہ می پسند می ہیں۔ ہر محاسبہ کی کہ داشتیم نتیجہ اسٹ روی ہا ذخیرہ می پسند۔



مسئلہ (۱۳-۹) : ماشین تورنیکی

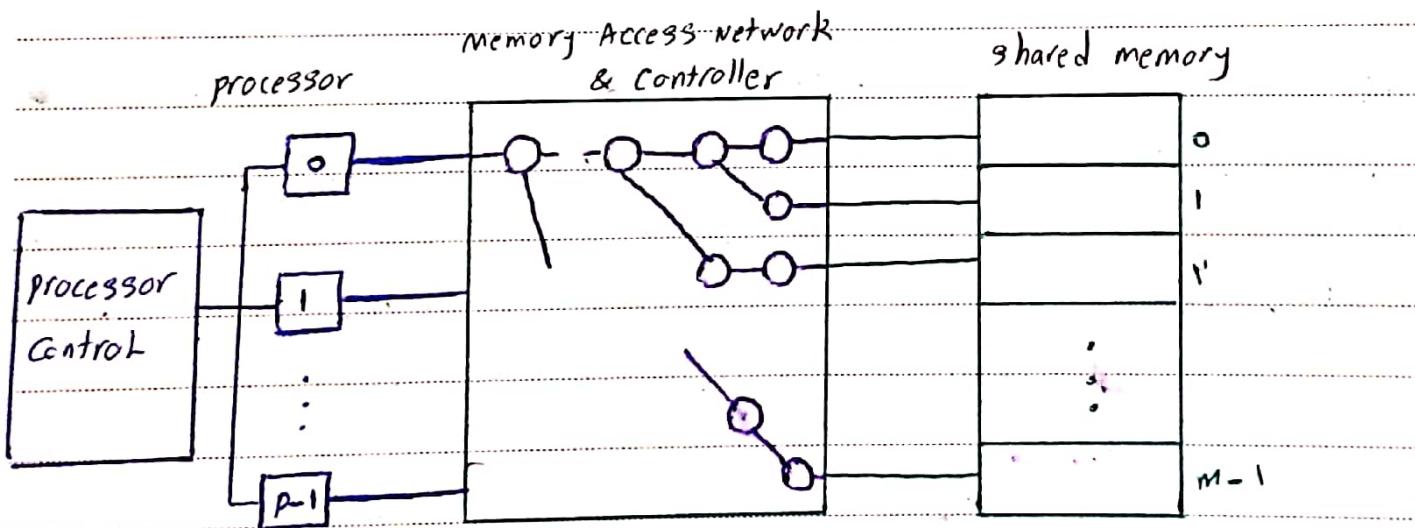
ماشین تورنیکی کی CU دارد و ایک چینہ CU دستہ جسم کی صورت میں ہے جو ہم اجر اسٹوند و ہر دام محاسبہ (نیعام) دعند تبیلی میں PRAM می پسند

از توزیعی PRAM نسبت و می تواند حالت دفع داشته باشد و از نوع PRAM را می توانیم داشته باشیم

مدل PRAM در سال ۱۹۷۸ به صورت shared memory است که چند CU در یک PRAM هر چهاران بین خانه دسترسی دارند و ما باید بگویی طوری این دسترسی را کنترل و پردازند و می توانند به همه خانه دسترسی داشته باشند. پردازند ۰، ۱، ۲، ۳ همی توانند به همه خانه کی حافظه دسترسی داشته باشند.

از همان حالت برای دنبای دامنه نسبت و در مدل abstract است و در دنبای دامنه اینجا هم این ارتباط را برقرار کنیم با بدروم مهاری سلسه فرآیند داشته باشیم

• PRAM implementation & operation



شل (۱۹۷۸) PRAM بازیافت ساخت امراری

هر چهار خانه هر چهار خانه دسترسی داشته باشد. بین برانج این و بجزاید همه خانه ۱ تا m-۱ دسترسی داشته باشد. باید مقدار PRAM بسیاری را نسبت به دسترسی به خانه همه حافظه سپری کند و این سه نوع مدیریت کردن زمان است و با عنوان memory Access network & controller می شوند و می تبینند همیومن (Overlay) اولی حافظه است و بعد دسترسی به حافظه را نشان می دهد.

در این درین همه پردازند که هر چهار خانه دسترسی داشته باشد به همه خانه کی حافظه بدون تداخل دسترسی داشته

باشند

و دسترسی پردازنده که از مرتبه $\log m$ است چون ساختار درختی است دیر داشته باشد برای دسترسی به خانه $(-m)$ باید در مسیری با طول $\log m$ جلو برود و ساختار سلسله مرتبی درختی است.

Eg) Distributed-Memory or Graph Models

Network name	Number of nodes	Network diameter	Bisection width	Node degree	local link
1-D mesh (linear arrays)	K	$K-1$	1	2	yes
1-D torus (ring, loop)	K	$\frac{K}{2}$	2	2	yes
2-D mesh	K^2	$2K-2$	K	4	yes
2-D tours (k-ary 2-cubes)	K^2	K	$2K$	4	yes
3-D mesh	K^3	$3K-3$	K^2	6	yes
3-D tours (k-ary 3-cubes)	K^3	$3(\frac{K}{2})$	$2K^2$	6	yes
Binary tree	$2^L - 1$	$2L-2$	1	3	no
Hypercube	2^L	L	2^{L-1}	L	no

جدول (۱۳-۲) : تعدادی

local link?

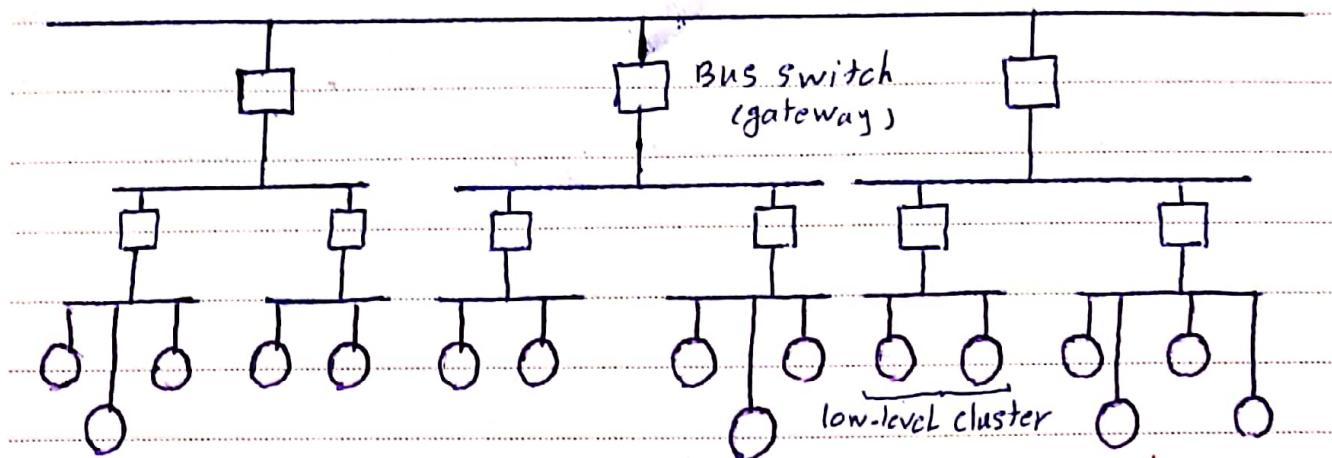
معنی دینک کی محلی خواهد بود و دسترسی پردازنده که بحافله راسخانه خود دسترسی داشته باشد معنی خود کی تراکت دسترسیم بحافله دسترسی داشته باشد CPU

tours

حالی این سیمینگ ring دارد

Eg) circuit model & physical realizations

اگر بخواهیم مدل دافعی سیم مهاری انتقال سلسله مرتبی پردازندهای داشته باشیم در شکل (۱۱-۲) نشان داده شده است.



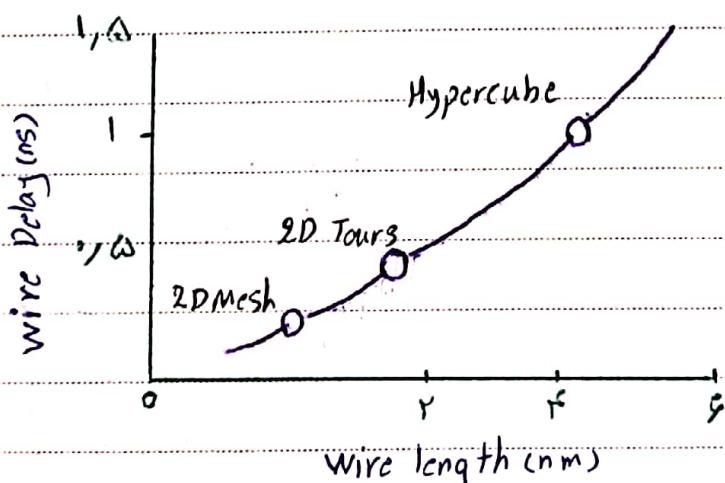
شکل ۱۲-۱۱: مثالی از همانروی ابعاد سلسه مراتبی BUS

پایین شکل ۱۲-۱۱ ماتده ملاسترن درون است و هر چند پردازنده می تواند باهم در ارتباط باشند و در عرض طرح را در طبقه BUS و gateway با کاتر وصل می شوند. حالا این پردازنده بجز اند پردازنده دیگر در ارتباط برقرار کنند پس از طی کرد این است که در خواست خود را روی BUS بفرستند و از طریق BUS و gateway و BUS بگیرند. آن بعده برس.

low-level cluster

معنی این دو پردازنده در شکل BUS بخواهند باهم در ارتباط باشند کارم نیست. مسیر بخطای راهی کنند و در خوبی میزان حسنه داشتند.

- Single delay on wires no longer negligible



PAPCO intrachip wire delay as a function of length : (۱۲-۱۳، شکل)

محبت سیم بندی را مطرح کرد. هر دو سیم بندی بسیتر باشد در بین از جمله انتقال پردازندگان تا جنگ
بسیتر و در بین احتمالی است. برای مثال با احتمال سیم بندی میزان تأخیر در شبکه hypercube بسیتر
از mesh 2-D است و این به خاطر داشتن فاصله ای است که پردازندگان از عدم دارند.

۴- معرفی ابرملعب (hypercube)

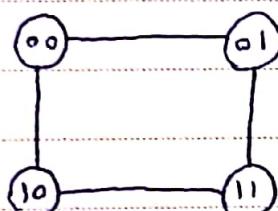
۱- ابرملعب ۱-بعدی:

کسی پردازندگ را باشد که گفتند. اگر دو پردازندگ داشتید به سه پردازندگ دو بیسیم پردازندگ ۱ بدهید و
هر چهار معقول کنید که تسلیل ابرملعب ۱-بعدی را می دهند.



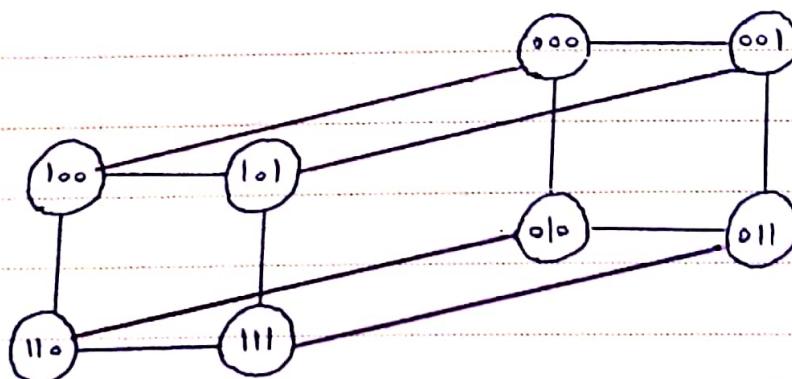
۲- ابرملعب ۲- بعدی:

بسبیت کی پردازندگی ابرملعب ۱- بعدی یک باره و یک بار اضافه می کنیم و در ابرملعب
۱- بعدی ۸ گره وصل می کنیم و ابرملعب ۲- بعدی به دست می آید.



۳- ابرملعب ۳- بعدی:

دو ابرملعب ۲- بعدی می کسیم بسبیت کی سه ابرملعب ۵ دیگری اضافه می کنم و آنها به
وصل می کنم



۴- طول قطر ابرملعب ۳- بعدی :

با بدرازندگی ۰۰۰ به ۱۱۱ برویم معنی

ابرملکعب ۳-بعدی ۸ ترازو دارد. $L=3$ و طول قطر $= L$ هم بیشود.

ابرملکعب ۳-بعدی: $\frac{1}{3}$ Bisection width.

$$2^{L-1} = \frac{3^1}{2} = 2$$

ابرملکعب ۳-بعدی: $\max \text{node degree}$.

$$L=3$$

نحوه:

اگر ابرملکعب K بعدی باشد بعنوان 2^{K-1} پردازند. در این طول قطر آن برابر با K است. عرض دو گنجی ابرملکعب برابر با $\frac{2^K}{2} = 2^{K-1}$ است. و با بدین معنی که نمایندگان مساله بیشود.

۲) ساختار انتقال و گردآوری دوی پردازند. از gray code دکر (پیری)، استفاده می‌شود و عرض دو گنجانه مجاور داشته باشند. با عدم اختلاف دارند و عدد دو پردازندگانی و حقیقت هم متفق باشند. این که داشتند درست بودند. با عدم اختلاف داشتند باشند.

۳) جالس (جیمز) در پردازش موازی

بنی از جالس کی در پردازش موازی داریم. جیمز و سیستم پردازی ایجادی سه سطح موصله را در قطر بلندی $\frac{1}{2}$ مبارز آن را بزرگ کنید. موصله خذلی بزرگ می‌شود وی مسلسلی که دارد، آنها اعماق عرض توانند. دلیل راه بروند و یا توان حریصت را از موصله بخوبی ببرند.

در جفت پردازی که پردازندگان تولیدی کنند این پردازندگان فن خنک کنند عرض توانند و پردازندگان ملکیان و با برتران متسابق را با دوفن خنک کنند. با این رسمه پردازندگان داشته باشند توان کاژم برای خنک کردن آن را سه برابر توان کاژم برای خنک کردن بدهند. و رسیدن به بقدرست عالی است. متابرانه کنند از جالس کی منطقی رام در پردازش موازی اعتماد کردن پردازندگان که داشتند و با اعتماد کردن پردازندگان سیستم خنک کنند. یا مستلزم نیاز کی ما نیست.

نه بینیم، آن سلسلت ساده را

پرداز ملند آدمیزدی را

آن جشن بزرگ روز آزادی را

حاجی، ۱۷ نوامبر

IEOR ۹۰۱، RV

PRAM & Basic Algorithms

"fasting fast"

Q-۱) PRAM submodels & Assumption

Q-۲) Data Broadcasting

Q-۳) Semigroup or Fan-in Computation

Q-۴) Parallel prefix computation

Q-۵) Ranking the Elements of a linked list

Q-۶) Matrix multiplication

در حصل بینم خانی به حصل استاد ام بر الگوریتم که ساده‌ی سیم و حصل دو، ۴ بدون در نظر گرفتن معادلی یا توبولوژی انتقال پردازندگ است، و از حصل ۷ بعد توبولوژی هم وهمی شود. حصل دهم شامل حصل ۵، ۶، ۷ و ۸ است که زایدی روی خود انتقال پردازندگ است، و از حصل ۸ بعد به حصل ۹ (Network on chip، NOC) به موضوع ساده‌گیر کند معنی با انتقال پردازندگ به موضوعی که در آن مذکور شد.

A-۱) Types of PRAM

Read from same location

	Exclusive	concurrent
writes to same location	EREW least "powerful" most "realistic"	CREW Default
Concurrent Exclusive	ERCW Not useful	CRCW Most "powerful" further subdivided

PAPCO

10%

PRAM، جلسه ۱۱ (۱-۱۵) جلسه

: EREW

معنی فقط می تواند به صورت احصاری Exclusive و بنویسید و درین خانه حافظه سر برای تواند از آن بخواهد یا فقط نمی تواند روى آن بنویسید خواندن و نوشتan روی EREW احصاری است EREW صنیف ترین مدی است که می شناسیم و در هر کدام فقط کسی تواند از آن بخواهد باید تواند روى آن بنویسید.

: CREW

مدل پیش فرض و چنین خوی است و میتوانیم تراست از دوی که خانه پردازند بخواهند دادند از سه حافظه بخواهند روی فقط کیه تواند روى آن بنویسید.

: ER CW

در این مدل سه تعریف تواند از خانه حافظه بخواهد و بقیه می توانند دوی که خانه حافظه بنویسند و اینه مدل ب معنی است و میتواند استفاده محاسبه سردد.

: CRCW

تعریف ترین مدل PRAM است و همان هدی تراست از سه خانه حافظه بخواست و بنویسند. اینه هدی تراست همان از سه خانه حافظه بخواست مسلسلی ندارد اما اینه همان روی که خانه از حافظه بنویسند مسلسل است. و برای همان هدی خواهند همان دستسان را در سه طرف کشند و همان است که برخی که صدف ببینند و برخی که نزد و دقتی که با هم بنویسند همان است آخرین تعریف نمیشود (برخی هایند دنویسته کی بقیه ازین بروند. همان است جمع چیزگی که مذکور است ازین بروند. ما دوی مقدار پردازند که اولویتی دیگر است بنویسند و همانه اینه که حالت کی مختلف CRCW دعستند.

تعریف ترین مدل CRCW است زیرا همان (concurrent) می توانند بخواهند و بنویسند و خوانند و نوشتند در آن به صورت همانند بود.



پردازش صدرازی

• Types of CRCW PRAM

جون CRCW برای مارکم است راجع بر این ذهن آن صحبت های سخن:
.....: CRCW انواع

: (CRCW- u), undefined (1)

دقیق همزمان حین تقریبی خواهد بتوسینه سکه چری آن وسط نوشتہ بی سودا که مابلیت خواهد نداشت و
همکن است در رایت نکی بتوسینه سکه ما فردانم کیست . برای همان هفده تقریبی نوشتہ اند اما تزییا این
سکه تقریباً جز مانده و ما این داشتم کیست لای همکن است چری ایجاد سودا که معلوم نشست نتیجه
جیست

: (CRCW-D) Detecting (P)

لیکن کد ویره برای مُسَال (مُل) دارم به مقادیر انسان من دهد.
اگر کد ویره مقادیر در خانه حاصله باشد و قیمتی جزو این میوه‌هاست و کد ویره در آنی است یعنی
مقادیر رفیع داده است. در این حالت فقط می‌توانید مقادیر رفیع داده است و همچنان تویید چهارم است
یعنی در آن خانه مُسَال که خاصی وجود دارد از در آنی حاصل بود. سروه.
این حالت می‌تواند تصحیف دهد، تداخل یا مقادیر رفیع داده است، یعنی حالتی که دو پردازند
هر چنان در مکان خانه می‌توانید را تصحیف کرد.

: (CRCW - C) Common (۱)

اگر حین تعریف جزء اند همچنان بتوسیند فقط در حالتی که نتوسیند هم بجزء اند داده ملساں را بتوسیند یعنی وقتی حین پردازند به سکه خانه دسترسی دارند که تو اند زمانی احتمالات خود را بتوسیند اما مقدار آن که ملساں باشد برای مثال اگر همه جواهند عدد ۱۰ را بتوسیند، ۱۰ وارد خانه حافظه می شود

: (CRCW - R) Random (۲)

در این حالت نکه از پردازند که بونق هر سود به صورت عصا من داده خود را بتوسیند یعنی سکه پردازند به صورت سُسی کی نرسید

: (CRCW - P) priority (۳)

پردازند که اولویت باهاشی دارد که تواند بتوسیند و به پردازند کی که اولویت باهاشی داشم آن فقط چار به نوشتگان احتمالات است برای مثال پردازند که اولویت باهاشی دارد که تواند بتوسیند و به پردازند کی که اولویت باهاشی داشم آن از همه کوچکتر است (P_۱) اولویت باهاشی دارد و پردازند کی P_۱، P_۲، P_۳، P_۴، P_۵ را داریم و پردازند کی P_۶ و P_۷ کی خواهد بتوسیند. بنابراین پردازند P_۱ که این سیکل کوچکتر و اولویت باهاشی دارد که تواند بتوسیند. ما اکنون اولویت را روی law index اند انتخاب کنیم و که تو این اولویت را داریم باهاشی این سیکل بذاریم.

: (CRCW - M) Max-Min (۴)

یا Max یا Min را که مداریم دستگاهی به ساختار CPU که عدد کی اند که این سیستم دارد. که مداریم بذاریم بین همه عدد کی اند که مداریم اگر عصا من رخ داد Min یا Max را بذاریم ازین مقادیر که داده می شود که تو اند مقدار Min را بردیم.

Reduction (V)

بین مقادیری که می‌آید روی آن که سه عملی انجام می‌دهیم و نتیجه آن عمل را در خانه حافظه خوار می‌دهیم.

: (CRCW-S), arithmetic sum

مقادیر پردازندگی کی که خواهد بتوسیند (جمع کند و حاصل را در خانه حافظه خواهد بود) در

: (CRCW-A) logical AND

مقادیر پردازندگی کی که خواهد بتوسیند (AND)، حاصل را در خانه حافظه خواهد بود) در

: (CRCW-X) logical XOR

مقادیر پردازندگی کی که خواهد بتوسیند (XOR)، حاصل را در خانه حافظه خواهد بود) در

و می‌تواند معمول تر سیب دلخواه از مقادیر باشد به حالت از حد ابتدی بوسیمه reduction که می‌نماییم

Power of CRCW PRAM submodels

EREW < CREW < CRCW-D < CRCW-C < CRCW-R < CRCW-P

CRCW مدل PRAM و انتزاعی است.

صنیف ترین مدل EREW و قوی ترین مدل CRCW-P است و

همه قوی تر است سه ارتبا طی دور

Model U is more powerful than model V if $T_U(n) = O(T_V(n))$ for some problem

معنی زبانی که با U می‌توان سریع‌تر از V است. برای مثال اگر زمان U در n^2 است زمان V از n^3 است و زبانی که با آن صرف می‌شود کمتر است. می‌خواهیم بلویم EREW هم از CRCW صنیف تر است.

CRCW-p معنی می‌باید از نزدیکی اسی خواهد بود که را قرار دهند. دلیل این است که می‌تواند برای هر یک مثال فقط پیدا شوند. این با این سیاست باعث می‌شود که اخیره دارد. مقدار خود را ذهنی کند.

تفصیل:

پردازش CRCW-p دارای یک از مدل کی PRAM است و می‌خواهیم آن را به مدل EREW تبدیل کنیم. معنی می‌خواهیم که پردازش با مدل CRCW-p، اتوسما پردازش CRCW-p، مدل سیم داشته باشد. اتوسما پردازش CRCW-p، slow down factor آن که در بدین معنی ناصله است. آن این است که دسترسی log را در زمان $O(n \log n)$ داشت. هزب کنیم CRCW-p دسترسی حداکثری.

در ابتدا می‌خواهیم که EREW پاره‌سازی ننمود در ادامه مثالی می‌زنیم.

۱) write the p memory addresses in a list.

در ابتدا مخانه حقیقه را در لیستی به صورت سُن (۲-۱۴) قراری دهیم.

۲) Sort the list of addresses in a sending order

معنی آن، را به ترتیب صعودی مرتب کریں.

۳) Remove all duplicate addresses

همه آدرس کی تکراری را حذف کنیم.

۴) Access data at desired addresses

نهایت داده را در آدرس مورد تکرار قراری دهیم.

۵) Replicate data via parallel prefix computation

برای این مرحله Rank، را به دست می‌آوریم. ابتدا مقدار آن ابود و در هر یک رکورde را در Rank اضافه می‌نمود. برای به دست آوردن Rank فیلم دویم دادم پردازش می‌تواند بینزد و محبت parallel computation است.

۱ ۱ ۱
۶ ۱
۵ ۱
۲ ۲ ۲
۳ ۲
۶ ۳ ۳
۱ ۵ ۵
۱ ۶ ۶
۲ ۶

صلح (۱۴-۲)

متوسط مرحله ۱:

این خواصیم در آدرس حافظه با استفاده از پردازنده و میزان را در لست بینیم به سه واحد زمانی نیاز داریم:

پرتاب مرحله ۲):

سریع ترین الگوریتم هرتب سازی هی سُنّتیم از مرتبه ۳ وعا است و پردازنده هیم در مدل EREW لستی را مرتب کنیم با مرتبه ۳ وعا من توانیم اینکار را آنام دهیم.

مرتبه مرحله ۳ و ۴):

هی خواصیم همه آن کی هی خواهد در سیه خانه مقدار بذارند را حذف کنیم. ارسوت اینجا پردازنده با اندسی کوچکتر است و مقدار پردازنده با اندسی پردازنده را ذمیه هی کنیم. در اینجا همچنان دو شری خواهد مقدار خود را در آدرس ۲ پردازنده ای هی اندسی آن کوچکتر است را نهاده من دریم.

ملیسری پردازنده حفسته هی خواهد داده کی خود را در حافظه بینیم. سیه پردازنده هی خواهد داده خود را در خانه ۱ بینیم، سیه پردازنده هی خواهد داده خود را در خانه ۲ بینیم و سیه پردازنده اول و خواهد داده خود را در خانه ۳ خواهد داده و پردازنده دوهم هی فراخود داده خود را در خانه ۲ حافظه بینیم و ... هایما به پردازنده کی هی بینیم داده که رابین خود تا ن عومن کنید برای همچنان ایمان چند پردازنده هی خواهد داده کی خود را در خانه ۱ حافظه بینیم. سیه نبا برایه داده کی بین پردازنده کی عومن هی سرده به طور سیه

داده کی مرتب سُوند سریع ترین الگوریتم ای هی سُناسم در مرتبه M و با استفاده از درخت دودوی می توان آن را مرتب کرد. پس در مرتبه M وعا می توانیم داده کی پردازندۀ کرا مرتب کنیم.

اگرمن سه پردازندۀ می خواهیم داده کی خود را در خانه حافظه برخیزد پردازندۀ اول اوپریت با همانتری درد همکن است بلوئید همچنان این کرا مرتب کرده و همکن است مقدار پردازندۀ پنجم به جای مقدار پردازندۀ اول قرار بگیرد. ولی اینه اتفاق نز افتاد زیرا مرتب سازی stable است همراه آنکه جلوتر است همراه جلوتری باشد.

سه پردازندۀ می خواهند به خانه ۱ دسترسی داشته باشند ولی پردازندۀ ای ک اندسین همکنی دارد مقدار خود را در آن می ریند معنی پردازندۀ شماره ۱ می تواند مقدار خود را در خانه ۱ حافظه برخیزد دو پردازندۀ می خواهند مقدار خود را در خانه ۲ حافظه برخیزد و پردازندۀ همچو این مقدار خود را در آنجا برخیزد.

در سریار دسترسی به خانه ک الگوریتم EREW ک فاکتور M وعا دارد چون صریح از این مرحله در مرتبه M وعا حفستند. مرحله ۵) :

مرتبه ایه مرحله هعم M وعا است.

عنده مرتبه مرحله اول (۱) ۰ است. اینکه صریح از اینه ای خواهد داده کی خود را در آنجا قرار دهد از قبل همچون ایست و م خانه حافظه را در لیست پردازندۀ ای تراویض دعیم و پردازندۀ که آن لیست دسترسی دارد. پردازندۀ اول به خانه اول، پردازندۀ دوم به خانه دو و ... دسترسی دارد و داده ک را طوری روی پردازندۀ که جای بجا کردم که مرتب سُوند.

با مرحله EREW ، مرحله CRCW را سُبیه سازی می سنم در مرحله EREW از اینکه خانه حافظه می توانند بخواهند و ما اینه جا همچنین کار را کردم و عنده مرحله داشته بشه داشته در حافظه همچون کردم هم کدام پردازندۀ می خواهد در کدام خانه حافظه کار کند. پس خانه کی شماره ۱، ۲، ۳ ... به پردازندۀ شماره اول نیاز دارد.

سین داده کی اے می خواهد یعنی روی پردازندہ کو دینخنا سُود، خانہ کی حافظہ مسُحون میں ستد برای مُنالِین سه مقدار ۱ مقدار اول روی پردازندہ اول میں رودو.

مرتبہ الگوریتم در صفر مرحلہ موجہ است و ما خواستیم مدل CRCW-parallel پیاده سازی کنیم آنجا کہ ایک بود خواہش نویسنده بیتیت هم زمان و اولویت را مسُحون کر دیم کہ کدام کی کی میں بقیہ می توانند بتوسینه parallel prefix. هر کدام از اینہ کے سعی slowdown دارد و بـ اندازه موجہ صفر با بررسی امر اسی زمان داریم پردازی مدل CRCW-p را تبیین سازی کیفیم.

ما م خانہ حافظہ داریم:

۱	۶	۵	۲	۳	۶	۱	۱	۲
---	---	---	---	---	---	---	---	---

همه خانہ بـ مقدار ۱ می خواهد داده کسیان را بـ پردازندہ اول بدھند و می خواهد روی پردازندہ اول بتوسینه و می توئیم خواہش نویسنده بیتیت ایست اینہ کی داده کی حفستہ میان چند روی پردازندہ اول بتوسینہ سُوز اینہ اعداد شان دھنندہ می رہ کی حفستہ و خود سان بتوسینہ فرستوند و داده آنے کی جائی دیگری ایست.

مسکو کار داریم کی خواهد دند روی پردازندہ اول بتوسینہ م پردازندہ داریم کہ این الگوریتم را انجام می دھیم و لزومی ندارد پردازندہ اول عرب سُود و مقدار پردازندہ اول روی پردازندہ کی ریزیم ولی ایسی سه مقدار ۱، فتح ۱ اول روی پردازندہ اول اجری سُود و دو مقدار بعدی بـ درد منظر خورند و ھیچ پردازندہ ای آنے کا اجر اینی کند پردازندہ دوم بـ مقدار بعدی را بلیڈ و بررسی می سیم کی حیثیت داده می تراویح روی پردازندہ دوم بـ دو دن و بین دو مقدار ۲، اولی می تراویح روی پردازندہ دو دن بـ دو دن و بین

ما با استفاده از CRCW-p، EREW را مدل کر دیم.

ما کتر slow down در اینجا موجہ است و بـ اندازه $\Theta(\log p)$ slow down داریم. در اینجا هد کار کی ای انجام می دهد برای هر مرحلہ سعی موجہ دعم می خواهد زیرا مرحلہ ای ای خواهد هم زمان

بلندار سعی $\log n$ هم ضرب می شود زیرا صردا کردن ب اینرازه $\log \log n$ کنتر سده داش ریس
ضرب می شود در زمان اجرا هنوز می شود. البته در حالت بدینه اتفاق می افتد و ممکن است همان
سی دامنه ای نیاز دارد با همان سی دامنه کاری دلخواه دهد ولی دو بدترین حالت بیندار، $O(\log n)$ slowdown

ما سهان دادیم که قوی ترین مدل CRCW PRAM می تواند با صنعتی ترین فرایند معنی EREW
سببی سازی شود و اختلاف آن در حد ضرب می شود و عی.

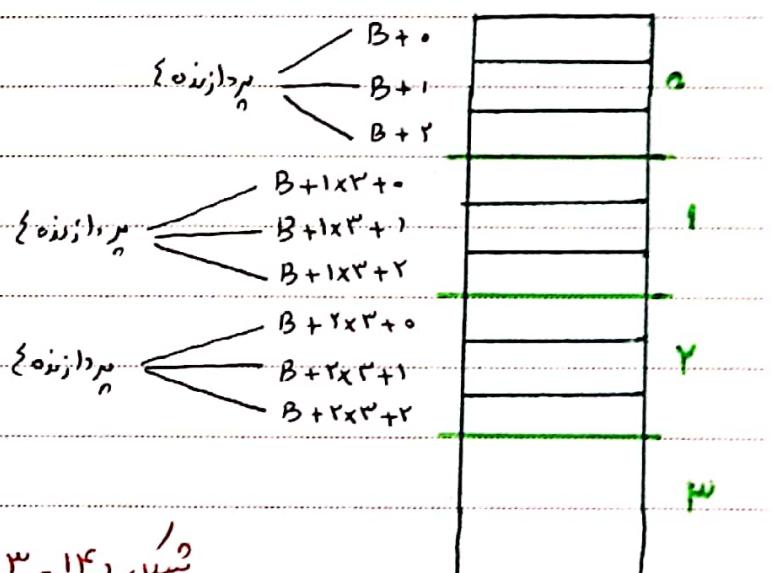
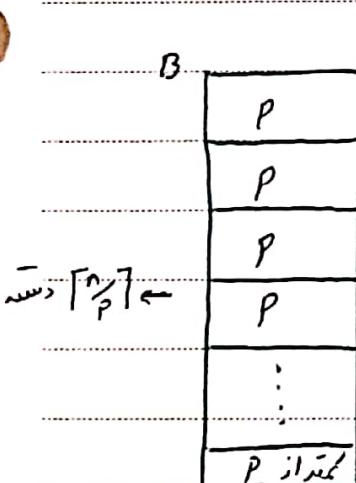
لطفتیم وقت واقعی بر الگوریتم کی کارآمد موازی محاسبه حجم زمان اجرای آن polylogarithm
است. اینجا عدم در حد می شود با برانه کلاس پیچیدگی آن بهم گزینش داده و می خواهیم
دقیقت مسرگست برای ما چه است وسعه حجم از مدل کی قوی تر استفاده کنیم

Some Elementary PRAM Computations

* initializing an n -vector (base address = B) to all 0:

```
for j=0 to  $\lceil \frac{n}{p} \rceil - 1$  processor i do
    if  $j \cdot p + i < n$  then  $M[B + j \cdot p + i] := 0$ 
```

end for



شیوه (۱۴-۳)

از اینجا به بعد وارد مسائل الگوریتم می شویم:
مُعْنَى حاَفَظَهُ بِالْخَانَةِ دَارِيمُ لَهُ خَواَصِيمُ باَمِ پِرَادِيزِهُ آنِ را مقدار دهن اولیه (initialize) سُنْ کَوْ حَافَظَهُ بِطَولِ الْوَدْمِ پِرَادِيزِهُ دَارِيمُ وَهَدْفُهُ مَا إِنْ إِسْتَ كَمْ تَامَّ خَانَةَ كَيْ، إِنْهُ حَافَظَهُ رَبَاهُ مقدار دهن اولیه سُنْ و آدرس مایه آن ۳۰ است.
پرسش:

۸- خانه حافظه داریم وی خواصیم می پردازند تقسیم کنیم به هر پردازند حینه خانه می رسند چرا فرقن کنید ۹- سیرین داریم وی خواصیم بین شرط تقسیم کنیم به هر شرط حینه سیرین می رسند؟! مقدادی لَهُمَا دَسْتَادِي ۱۰- سیرین می سیرند برای همان لَهُ ۱۱- مقدار بخواصیم بین شرط تقسیم کنیم کس تقدیماً ۱۲- مقدار و دو شرط مقداری می سرند

$$\begin{array}{r} 11 \\ \hline 13 \\ - 3 \\ \hline 2 \end{array}$$

این باتوجه به این ماحصلی هم است و $2 = \frac{1}{2} = \frac{1}{2} = \frac{1}{2}$ می سود و برعکس آن که عد-تائی حفسته و چون
عد-تائی وجود دارد حالت خوب بینانه این است که بهم ۴-تائی بدھیم و این رده داسته باشد بهم
۴-تائی ص-دھیم

از دیده دیگر، فرقن کنید ۸- الحکیم داریم اگر خواصیم آن را به دسته کنی ۳- تائی تقسیم کنیم حینه دسته ۳- تائی داریم چه ببرای میان ۱۱- الحکیم داریم که می خواصیم به دسته کنی ۳- تائی تقسیم کنیم حینه دسته کارازم داریم
داریم چه باشد دسته ۳- تائی نیاز داریم،
۱۱- الحکیم داریم می خواصیم به دسته کنی ۳- تائی یا احصار تقسیم کنیم حینه دسته کارازم داریم؟ ۱۲- دسته
میان ۳- دسته ۳- تائی درست دسته ۲- تائی نیاز داریم.

فرقن کنید ۱۳- داده و ۳ پردازند داریم سوچ $\frac{1}{2} = \frac{1}{2} = \frac{1}{2}$ دسته تقسیم می سووند و عام دسته که
۳- تائی حفسته ولی دسته آخر امتر از آن است.
حداکثر سقف $\frac{1}{2} = \frac{1}{2}$ دسته داریم. سلیمان ۱۴- ۳۰

پردازند که حرارت با میلیم کار کنند و ۱۵- ۲۰- ۱۶- ۱۷- ۱۸- پردازند داریم

۱۹- آدرس مایه
آن: سهاره بلاک وی تواند مقادیر مختلف بگیرد.

ن: سهاده پردازند

م: تقدیر پردازند

فرض کنیم ۳ پردازند، ۲، ۱، ۰ پردازند. اینها عبارتند:

۱) خواهیم متعادل خانه‌گی بلاک و آبرابر باه کنیم.

$j=0$

$$j\cancel{p} + i < n \text{ then } M[B + j\cancel{p} + i] := 0$$

$$B + 0 = 0$$

$$B + 1 = 0$$

$$B + 2 = 0$$

پردازند، ۰ مقدار خانه ۵، پردازند، ۱ مقدار خانه ۴ و پردازند، ۰ مقدار خانه ۲ را در بلاک و
برابر باه چنسته
اکنون بلاک و تمام سده و اعف است:

$j=1$

$$1 \times 3 + i < n \text{ then } M[B + 1 \times 3 + i] := 0$$

$$B + 1 \times 3 + 0 = 0$$

$$B + 1 \times 3 + 1 = 0$$

$$B + 1 \times 3 + 2 = 0$$

در بلاک ۱، پردازند، ۰ مقدار خانه ۵، پردازند، ۱ مقدار خانه ۴ و پردازند، ۰ مقدار خانه ۲
و ۱ هرسته و در بلاک بعدی چشم به همین سورس است.
خانه‌گی و هر بلاک و طبیعت، ۰ خانه‌گی ۱ هر بلاک و طبیعت، ۱ خانه‌گی ۲ هر بلاک و طبیعت
پرداختند.

بعد پردازندهای باشی استراتژی خاص به خانه‌گی مخصوصی از بلاک دسترسی دارد.
پس برداری خواهد هد خانه‌گی را کند من و دوید و زمان سقف $(1 - \frac{1}{M})T$ عملیات زیر
روایتیم بدیم:

$1 - \frac{1}{M} T$ بقدام بلاک است و $1 - \frac{1}{M} T$ لیل شروع سهاده پردازی ازه است.

پردازش موازی

پرسش:

چرا الگوریتم بست معرفی شده $n \times n + p \times p$ ماسه است؟
ذیرا ممکن است دسته آخر سقاد امتحان داشته باشد و ممکن است بین از پردازنه که کار نلند و آن است رای تو سیم که دسته $n \times n + p \times p$ خانه برای پردازنه آخر نیست، که بزرگتر آن که رای کند.

پس سه بردار $n \times n$ -تائی داریم که بار دیگر EREW پردازی و صریح فقط به خانه خودش دسترسی دارد و همچوی اولویت وجود ندارد.

هر تیه این الگوریتم:

با استفاده از میدار زنده این نار بازیان $\frac{1}{n} \times \frac{1}{n}$ انجام می شود.

سی موکم خانه م لست همیشہ باشد، خانه ای است که در بلاک خانه i^2 وجود نداشته باشد و ممکن است در i^2 -م خانه i^2 و ... ممکن است در بلاک خانه i^2 وجود نداشته باشد و ممکن است در خانه که پردازده است.

* Adding two n -vectors & storing the results in a third (B', B'' و B)

اگر براهم دو بردار دیگر خانه حافظه را باهم جمع کنیم چه مرتبه ای کار زم است؟ بلکه بردار n^2 -تیه است؟
زناین سی خواهیم دو بردار را جمع کنیم و بعد متوجه جمع آن که را مرتب کنیم و در نهایت بردار سوم ذخیره اینم این که علیای است که ساروی بردار کشیده ایم جوی توانیم الگوریتم این که داریم مول بعنوان EREW پرسیم

برای مثال جمع بردار اوی با همن اگوریتم ای دو قسم از مرتبه $\frac{1}{n} \times \frac{1}{n}$ است زیرا نظریه بنظریه می تواند جمع کند و همان نکه پردازنه داده کن درای خودش را بداده پردازنه دیگر جمع فرغ

آنکه دو بردار داریم که $\frac{1}{n} \times \frac{1}{n}$ است و بردار اول را n^2 -تیه دو بردار دوم هم دو بردار خودتان ای فرقتی داده که دوی پردازنه داده و باید دویی می دهد متوجه این است که همان خانه ۵ دو بردار دیگری خانه ۱ دو بردار دیگری خانه ۲ دو بردار را جمع کنند و وقتی بلاک تمام شد سری خانه کی

بلات ا رنگه و نتیجه مبتدا تغیر آن؟، ا جمع مرست.

* convolution of two n -vectors: $W_k = \sum_{i+j=k} U_i \times V_j \quad (B_w, B_u, B_v)$

مفهوم بینام convolution یا همرب حینه حلهای داریم وی تراشی همرب حینه حلهای دو بیان را فیاسی سینم یعنی حاسه همرب در این کی عبارت آن ک است با بدست م آوریم که K همرب است وی تواند از ... بسی در فصل کی بعدی م بوئیم دو مرتبه تابع قبول می تراشیم از نه کار را ایام دفعیم

2.5 Data Broadcasting

می خواهیم سه داده را به صورت زنده broadcast سینم یعنی سه تعداد داده را برای همه ارسال می کرد. اراده همیفه ترین مدل یعنی EREW PRAM را در زایی کی سینم وی خواهیم سه داده را در مدل برای همه ارسال می کرد.

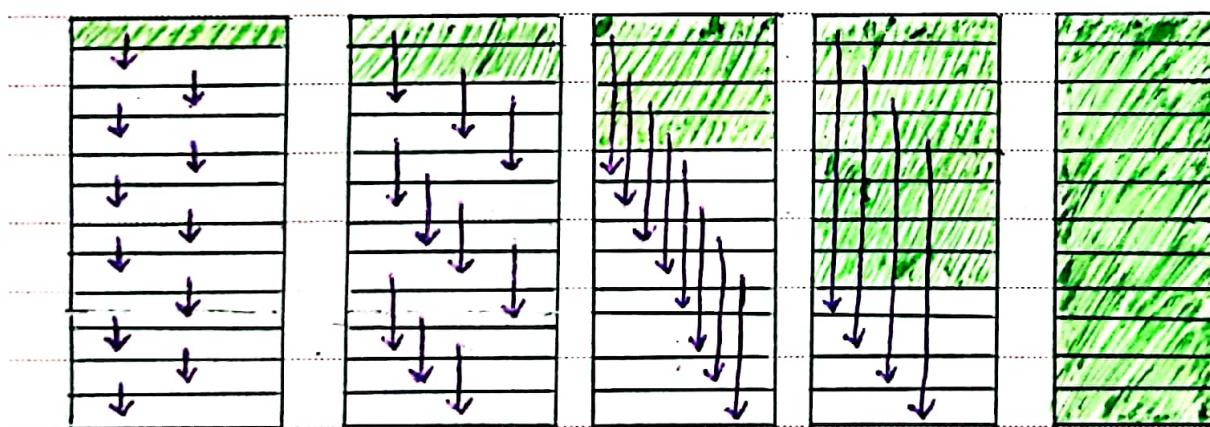
Making p copies of $B[0]$ by recursive doubling

For $k=0$ to $\lceil \log p \rceil - 1$

proc j , $0 \leq j < p$, do

copy $B[j]$ into $B[j + 2^k]$

end for



recursive doubling بتو EREW PRAM, اول broadcast: $(\frac{p}{2}, 1)$ شل



در این درس پردازندۀ مقدار خود را بخانه بعدی خود مقدار خود را بخانه ۹ من عدد ۴ مقدار خود را بخانه ۳ و ۵ مقدار خود را بخانه ۷ من عدد و بخانه ترتیب پردازندۀ آنرا محمل است. پردازندۀ آنرا مدیریت کند اما بعینون نزد خود را ببینون برای طوری آن را مدیریت کند اما بعینون نزد خانه کی سفیده شکل (۱۴-۲۳) بخانه خود مقدار خود را همچنان داده broad cast نشده است زمانی که ناز همچشم سرود فقط مقادیر خانه کی ۴ و ۶ درست است.



مسئلۀ ۱۴-۲۳ بدن EREW PRAM در broadcast

در دفعه های آنرا بخانه داریم پردازندۀ آن را بخانه محسنه نهاده که در این آن فعال محسنه پردازندۀ ۴ و بخانه ۵ پردازندۀ ۳ و بخانه ۱ و فعال محسنه اکنون دو خانه ۴ و ۱ مقادیر درست خود را دارند.

در این درس در برابر در برابر ارسال می شیم. معنی ۴ مقدار خود را بخانه ۲، پردازندۀ ۴ بخانه ۳ می فرمیم. بقیه هم داده ارسال می کند ولی جیز کی این فرستند دستور به درین فوراً نیازی نداشته باشد. نتیجه این بازی باعث می شود اینجا خانه ۳، ۲، ۱ مقدار درست داشته باشد.

در دور بعد پردازندۀ مقدار خود را اینجا خانه آن طرف تر ارسان می کند. پردازندۀ ۴ بخانه ۵، ۳ در این ناز مقادیر خانه کی ۵، ۱، ۳، ۲، ۴، ۶، ۷ درست محسنه.

در دور بعد پردازندۀ ۱، ۰ کی خود را به مقدار خانه آن طرف تر ارسان می کند. معنی ۴ داده خود را بخانه ۸ و ۱ ارسان می کند و چون در این مرحله کل آرایه پر منشود دستور داده عزیز داده بخانه روش making p copies of B[0] by recursive doubling می بینیم.

زیرا ساختار مسئله در برابر در برابر بازی سنتی است. ب متوجه پردازندۀ خانه داریم و سه پردازندۀ مقدار خود را درین مدد پردازندۀ broadcast می نماییم این

خانه ک حافظه کی روی پردازنده دست نمایند. [B] حافظه روی پردازنده ب، [A] B حافظه روی پردازنده
ب، دالی آن خر
پرسش:

تعداد دفعات این الگوریتم چقدر است؟
ما دھنسیه ک دو برابر دو برابری کند. جی چیزی را دو برابر دو برابری سندیا
تعداد دفعات باشد که $p \geq 2^k$ شود و همین دو برابر اولین ک را پیدا کن $k \geq \log p$ شود
و دلیل:

$$2^k \geq p \rightarrow k \geq \log p \quad k = \lceil \log p \rceil$$

k دقیقاً باید $\lceil \log p \rceil$ باشد پس تعداد دفعات این الگوریتم $\lceil \log p \rceil$ است چون هر مرحله
را دو برابری کند معنی باید اولین ک را پیدا کنیم که $p \geq 2^k$ شود

for $k=0$ to $\lceil \log p \rceil - 1$

ا- بینه دلیل است که k را از ۰ در تکرار فرمیم

proc j , $x \leq j < p$ do

برای هر پردازنده غیر ثابت x و j است مراحل بعد را انجام بده در این مثال ۱۲ پردازنده داریم
و خواهد تا ۱۱ است.

copy $B[j]$ into $B[j+2^k]$

[j] B را همچنان در $[j+2^k]$ اسپی می کند
یکبار $k=1$ بعد $k=2$ تا سقف $\lceil \log p \rceil$ بررسد

* مساله اینه چیزی:

- در این روش مسلسلیت داریم برای مثال پردازنده "p" بجای دسترسی دارد به اساساً وجود ندارد و
اعلاً من خواهیم از پردازنده "p" استفاده کنیم و صرف که اینه است سایه "p" کار ننم
و همان است در سیستم ما ۱۰۰ پردازنده وجود داشته باشد و ما خواهیم از "p" ... "p" آن



استفاده اکثیر و نیز خواستم پردازند، پس بعد در سیر باشند که اینه دوست ناخواسته مقدار حافظه داشتی
پردازند بعدی (۲،۳)، (۱،۴) تغییر صورت

redundant copying (۸)

پردازند که دلخواهی سی کی دارند افتد

array bound is not exceeded (۸)

هر را وعایت نمایند از مرز تجاوزی نمود و عدد مستقیم از مرز بینی نمایند

• All-to-All Broadcasting on EREW PRAM

در اینه الگوریتم خواستم در مدل EREW هر پردازندگ داده‌گی خود را برای همه رساله است

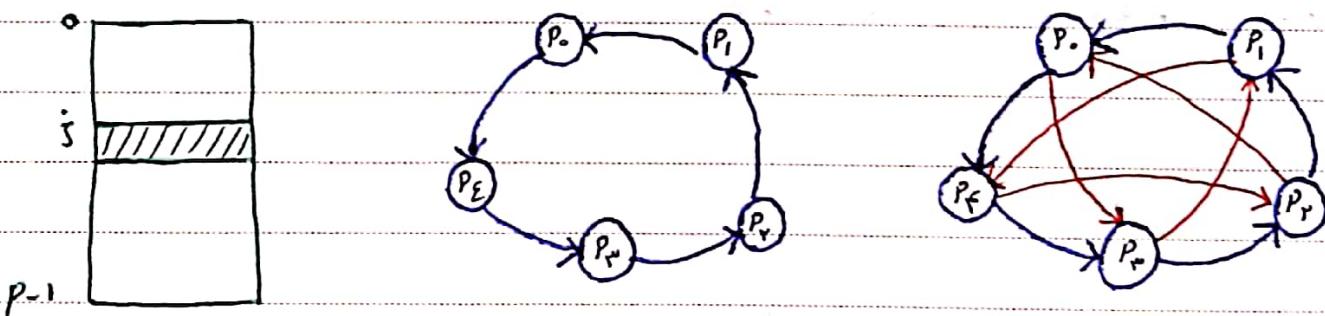
• EREW PRAM algorithm for all-to-all broadcasting

processor j , $0 \leq j < p$, write own data value into $B[j]$

for $k=1$ to $p-1$ processor j , $0 \leq j < p$ do

 Read the data value in $B[(j+k) \bmod p]$

endfor



در مرحله اول هر سی پیام خود را ب دستوری مخصوص در شیوه $(4-4)$ ، B_{p-1} ، B_p ، B_{p+1} و ال آخوند
در اینهاي اين مرحله هر يك پردازنده دو مقدار دارد. مقدار خودمن α و مقدار پردازنده همچنان را دارد.
در مرحله بعد B_{p-1} به فاصله دو پردازنده دنگر من خواسته و در اينهاي اين مرحله هر يك پردازنده β
مقدار دارد.

سپس طول n ام را اقرار اسی α و طول n ام را β و اصلاحه می سئم تا زمانی که هر يك پردازنده β
مقدار پلکانی را داشته باشند

$B[0]$ مقدار متناهی را α خانه ای از حافظه مفستند در واقع سه آرایه α داریم که هر خانه آن متناهی
باشه مقدار روی سه پردازنده است.
هر يك پردازنده داده خود را در $B[0]$ و در آرایه α داد است

$B[0]$ مقدار پردازنده β را دارد.

$B[1]$ مقدار پردازنده β را دارد.

$B[-1]$ مقدار پردازنده β را دارد.

for $k=1$ to $p-1$

از $k=1$ سه دسته باید $1-p$ -بار بغير خواهد

$k=1$ و $j=0$

$$B[(0+1) \bmod p] = B[1 \bmod p] = B[1]$$

پردازنده β مقدار $B[1]$ را خواهد

$k=1$ و $j=1$

$$B[(1+1) \bmod p] = B[2 \bmod p] = B[2]$$

پردازنده β مقدار $B[2]$ را خواهد

$k=1$ و $j=p-1$

$$B[(p-1+1) \bmod p] = B[p \bmod p] = B[0]$$

پردازنده β مقدار خانه $B[0]$ را خواهد. اگرچه هر يك پردازنده مقدار خانه β باشد سی خود را

دارد. شیوه $(4-6)$ روش خواندن علی β نیوویم است.

سپس $k=2$ می شود

$k=2, j=0$

$$B[(0+2) \bmod p] = B[2 \bmod p] = B[2]$$

پردازند p مقدار خانه $B[2]$ را بخوانند.

$k=2, j=1$

$$B[(1+2) \bmod p] = B[1 \bmod p] = B[1]$$

پردازند p مقدار خانه $B[1]$ را بخوانند.

⋮

در مرحله آخر $k=p-1$ است:

$k=p-1, j=0$

$$B[(0+p-1) \bmod p] = B[p-1]$$

پردازند p مقدار خانه $B[p-1]$ را بخوانند.

جزئی این الگوریتم:

آنچه الگوریتم $1-p$ -باری چرخد و مرتبه آن $O(p)$ است.

Naive EREW PRAM sorting algorithm using all-to-all broadcasting

processor j , $0 \leq j < p$, write a into $R[j]$

for $k=1$ to $p-1$ processor j , $0 \leq j < p$ do

$$L = (j+k) \bmod p$$

if $S[L] < S[j]$ or $S[L] = S[j] \& L < j$

then $R[j] = R[j] + 1$

endif

end for

processor j , $0 \leq j < p$, write $S[j]$ into $S[R[j]]$

PAPCO

110

اگون مقدار rank را مرتب می‌سین.
برای مثال ϵ نقره می‌شیم و هر کدام را مقدار rank بین خود مقدار rank
مده است. نظری که عددی را اعلام کرد، اگر خود توان بزرگتر با مساوی باشد، اعلاف بود
لکن مقدار rank خود اختلاف کنید.

$$R=2 \quad 13 : P_1$$

$$R=0 \quad 4 : P_1$$

$$R=1 \quad 10 : P_2$$

$$R=3 \quad 26 : P_3$$

با این الگوریتم می‌توانیم rank را مرتب می‌سین.

k : سیزده و لازم است

j : شماره پردازنده و $P < j \leq k$ است

هر پردازنده که جا هم در P می‌شوند

برای مثال ϵ پردازنده داریم

$$k=1 \quad 0 \leq j < \epsilon$$

$$k=1 \quad j=0 \quad L = (0+1) \bmod \epsilon \quad L=1$$

P مقدار P را میرد

$$k=1 \quad j=1 \quad L = (1+1) \bmod \epsilon \quad L=2$$

P مقدار P را میرد

$$k=1 \quad j=2 \quad L = (1+2) \bmod \epsilon \quad L=3$$

P مقدار P را میرد

$$k=1 \quad j=3 \quad L = (1+3) \bmod \epsilon \quad L=4$$

P مقدار P را میرد

if $s[L] < s[j]$ or $s[L] = s[j] \& L < j$

اگون مقدار خود توان را با پردازنده کناری مقایسه می‌سیند.

اگر مقدار پردازش سُن از مقدار پردازش کناری بزرگتر نباشد مساوی بود و $\hat{X} < L$ بُلی - rank پردازش اضافه می شود.

اگر $S[j] = S[L]$ و $j < L$ باشد به rank اضافه نمی شود زیرا می خواهیم حالت استable sort باشیم

ساده تر است اگر هر سی سُن عدد داشت و بر اساس آن به rank اضافه می شود و در نهایت rank می شود پس از اینجا دارند.

processor j و $p \leq j < p$ و write $s[j]$ into $s[R[j]]$

در نهایت rank پردازش مسحون است و می خواهیم آرایه را مرتب کنیم و پردازش خام باشد مقدار خود را در خانه $R[i]$ از آرایه L بذارد چون جایگاه i در rank خود منع است و داده خود را در آنجا کنیم می کنیم.

مرتبه این الگوریتم:

از $O(p)$ -باری حرفه داریم که کارکرا خود را می خودسان انجام می دهند.

پرسش:

آیا این سریعترین الگوریتم است یا خیلی این سریعترین الگوریتم است یا خیلی این سریعترین با مرتبه $O(m^2)$ هم داریم البته نیز درین مدل $EREW$ و دری می شود این مدل بیان شده است.

اسلاخ بعد الگوریتم با این رسمیت من دارد می خواهد بر اساس عدد سریعی افراد دارد آن که را مرتب کنند.

Q-7 Semigroup or Fan-in Computation

در ادامه حاسبه semigroup در مدل $EREW$ را بیان می کنیم

در semigroup می عمل دو دویی داریم که سریع است.

می خواهیم حاصل مقدار پردازش کردار خانه $[p-1] \rightarrow [p]$ ذهنی کنیم و در نهایت $S[p-1] \rightarrow [p]$ را بخواهیم پردازش کرد.

بُرداشت broadcast

EREW PRAM semigroup Computation algorithm

proc j , $0 \leq j < p$, copy $x[j]$ into $s[j]$

$s := 1$

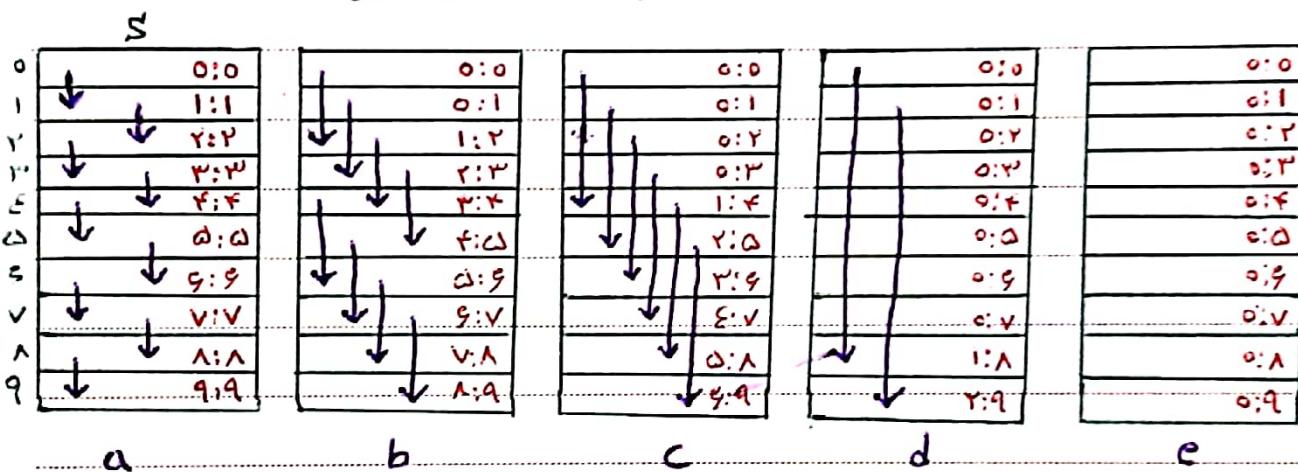
while $s < p$ proc j , $0 \leq j < p-s$ do

$s[j+s] = s[j] \otimes s[j+s]$

$s := 2s$

end while

Broadcast $s[p-1]$ to all processor



EREW PRAM, Semigroup بُرداشت

پس از خروجی از $s[0]$ تا $s[p-1]$ را چه سیستم وحدات، اندرو $s[p-1]$ متراد داشتم و سینه ای داشت که خروجی خواهد بود. بردازندگی این مقادیر را داشته باشند.

برای هر بردازندگی j بزرگتر از p است j را درون $s[j]$ بی خوشنی پس از مقداری داریم که روی حافظه علی بردازندگی این کرده است. سه اندرو j را برابر با دفعه ایستاده و تابوتی که $s > p$ است و

proc j , $0 \leq j < p-s$

از نسخه ای دویم است و نسخه ای از خروجی $s[j]$ بزرگتر است. این سرمه خنثی دویم است و نسخه ای از خروجی $s[j]$ بزرگتر است.

P4PCO

عویض برای همه بردازندگی خواه تا کم فعال می‌شود.
اکنون $S = 1$ است بنابراین خواه تا کم فعال می‌شود. در سلسیون (۱۴-۷) از جرایح
فعال می‌شود.

$$S[j + S] = S[j] \otimes S[j + S]$$

$S[j + S]$ جمعی نند داری عمل ضرب باشند، ضرب جزئی نیست or $S[j]$ جزئی ندارد و فقط
باشد / ساخته پذیری آن برقرار نباشد (semigroup computation).

$$S = 1 \quad j = 0$$

$$S[0+1] = S[0] \otimes S[0+1]$$

مقدار خانه‌ی $S[1]$ و $S[0]$ را جمع کرده و در خانه $S[2]$ می‌ذارد. (۱:۰ در قسمت ط سلسیون (۱۴-۷))

$$S = 1 \quad j = 1$$

$$S[1+1] = S[1] \otimes S[1+1]$$

مقدار خانه‌ی $S[2]$ و $S[1]$ را جمع کرده و در خانه $S[2]$ می‌ذارد. (۲:۱ در قسمت ط سلسیون (۱۴-۷))

در این مثال تا $S[9] = S[8] + S[9]$ جلوی رود و جلوی راز آن هنوز رود.

در انتهای حلقه مقدار کم دوباره برمی‌شود.

$$S < P$$

$$2 < 9 \quad 0 \leq j < 9 - 2$$

$$j = 0, S = 1$$

$$S[0+2] = S[0] \otimes S[0+2]$$

$S[2]$ می‌باید حاصل $S[1] + S[2]$ بود و اکنون $S[1] + S[2] = S[0] + S[1] + S[2]$ می‌باید بذارد. بنابراین
خانه ۰، ۲ از خانه ۰ تا ۲ را جمع کرد (۲:۰ در قسمت ط سلسیون (۱۴-۷))

$$j = 1, S = 2$$

$$S[1+2] = S[1] \otimes S[1+2]$$

$$S[3] = S[1] \otimes S[3]$$

[1] شامل ۱:۵ د [۲] شامل ۳:۲، اباعض مجموعه پس ۳:۵ را داخل خانه سمع و زد دست
۳ شنبه (۱۴-۷-۲۰۲۳)

در مرحله بعد دباره S را دو برابری کن و $S = 4$ می شود.

امن الگوریتم سعی کنترل در د لامراست

نماین که $S = 2$ است مقدار $\sqrt{2} - p < \epsilon$ نتیجه $p = \sqrt{2} - S$ باعماق رو داده شوند (۱۴-۷-۲۰۲۳).

$p = 1.5$ و نزد حد اسکرین $\sqrt{2} - 1.5 < \epsilon$ باعماق رو داده شوند.

بعد مرحله لامراست زیرا سعی دسترسی به اینه صورت است که (عنوانه انجام نماید).

اما این الگوریتم همچنانز روی recursive doubling اشغال محاسبه می شود. زیرا در آنها

خواستیم broadcast کنیم و اینجا همه پردازنده که مقدار دارند دسترسی کنند حسابات کمال می شود.

مرتبه الگوریتم:

مرتبه اینه الگوریتم $O(\log p)$ است زیرا هر دو دو برابری کنند و پردازنده که همیشه در پردازنده دو برابری می شوند و اینه لامراست دو برابری می شود.

$$S_0 = 1$$

$$S_1 = 2$$

$$S_2 = 2^2$$

:

هر تنه آن حد اسکرین $\log p$ است.

در پردازنده کنند و اینه K اینه الگوریتم متوقف می شوند $\log p \leq K$ است.

پرسش:

speedup چقدر است؟

الگوریتم خواستیم باشه پردازنده اینه K را جمع بزنیم همانیه p دعفه، می شود.

$$S_p = \frac{t_1}{t_p} = \frac{p}{\log p} \quad S_p = O\left(\frac{p}{\log p}\right)$$

امنه الگوریتم بهینه است اما speedup همینه است و بعد دلیل آن را نویسیم.



اگر از چهار پردازنده در نیست n -تایی استفاده کنیم توانیم رابع ب- speedup بینهایت داشت اما زیرا وقتی رابع ب- speedup صحت ندارد مسئله باشد $n = O(p \log p)$ باشد و از چهار پردازنده استفاده کنید و speedup بینهایت بدست من آید.

و گذن $O(\frac{P}{\log P})$ است و حالت ملی نیست.

parallel prefix computation

EREW PRAM algorithm for broadcasting by processor i

processor i write the data value into $B[i]$

$s := 1$

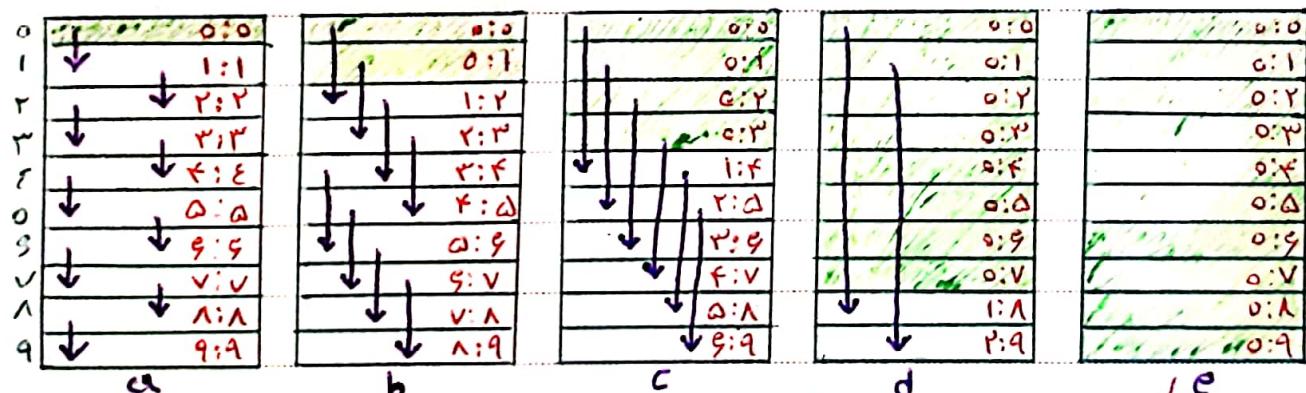
while $s < p$ processor j , $0 \leq j < \min(s, p-s)$, do

copy $B[j]$ into $B[j+s]$

$s := 2s$

endwhile

processor j , $0 \leq j < p$, read the data value in $B[j]$



recursive doubling by EREW PRAM,, parallel prefix حساب: (N-1E) سلسله

در recursive doubling و EREW,, Data broadcasting,, حکیمی کاری اتفاق انجام دارد و خواص جلوی آن را ببینید و باید پردازنده را کنترل کنیم و اجازه ندهیم که پردازنده

در این سوژه دی تراین کاری کنیم که پردازنده کی بعده ولرد بازی سووند و می تراین کاری کنیم که
طبقه پردازنده که در این سوژه و الگوریتم قبلی خودش parallel prefix را حساب کرد
باز مثال در سیل (۱۴-۸) میتواند مقادیر ۰:۵، ۰:۷، ۰:۸، ۰:۹، ۰:۱، ۰:۲، ۰:۳، ۰:۴، ۰:۵
هم هست و علاوه بر اینقدر مقدار را حساب کردیم parallel prefix هم هست
پرسش :

وقتی $S = [P-1]$ را بدست آوردیم چنونی تراین آن را روی چه کنیم؟
معنیه ۰:۹ را بدست آوردیم و می خواهیم روی چه broadcast کنیم با استفاده از روشن
اینها که را انجام می دهد و از خانه آخر دخانه سواره ۰:۹ به خانه سواره ۰:۸ و ...
ارسان می سود.

مرحله اول یکی بین می شود، مرحله بعد دو تا دو تا و ... ارسان می سود و کسی تراین نمی شود
کنیم که روی چه صورت نشود، مانند اینکه τ نوزاد است و مسح فری کردم که انجا بروند
 $\tau \leq \min[P-S, S]$

معنیه این $S=1$ است فقط سه خانه جلو بروند
وقت broadcast از $\min[S, P-S]$ پردازد و مثلاً پردازنده کی خواهد بود $\tau = \min(1, 9)$
وقتی $S=1$ است داریم :

$$\tau \leq \min(P-S, S)$$

$$\min(10-1, 1) = 1$$

و از خانه پردازنده پردازد ۱ است پس فقط ۱ مقدار خود را ارسان می شود و بقیه پردازنده کار
اخفانه انجام نمی دهند.
اگر $S=2$ باشد :

$$\tau \leq \min(10-2, 2) = 2$$

و از خانه پنجم پردازنده پردازد ۲ باشد و پردازنده ۲، ۳، ۴، ۵، ۶، ۷، ۸، ۹، ۱۰ مقدار
سووند باشد:

$$0 \leq \tau \leq \min(10-4, 4) = 4$$



و ۴۷ است بنابراین خودا سری ترازنده، ۲۱، ۲۰، ۲۳، ۲۴، ۲۵، ۲۶، ۲۷ و ۲۸ فعال می‌شود.

پس اینه دش میش مارا حل هر یند دستیر قیاس به اقرونه را ندارد.

جلسه پانزدهم:

حلبیه بدل را بعید از این مدل کی پردازش موازی دانوام پردازش CRCW، CREW، EREW، PRAM و CRCW، محبت کردم و متعددی از الگوریتم اینه مدل کی روی اینه مدل کی رسانید و معرفی شدم (CRCW ای معرفی شده غالباً روی EREW بود و یعنیم اگر بتوانیم EREW باشد تبدیل کنیم باید slowdown ارزاز داریم $\Theta(n \log n)$).

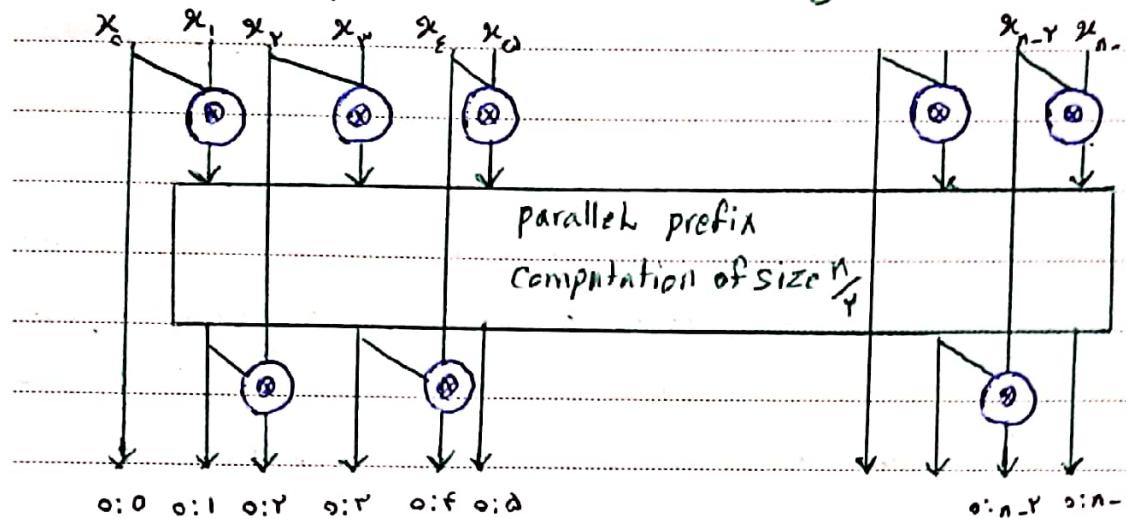
سپس در مورد PRAM computation یا محاسبات PRAM ساده روی مدل EREW محبت کردم و این سخن سخن توانست دو میش داشت recursive doubling، اینکه این کردیم باشد و کاخی بود $\min(s, p-s)$. رایج دست است آزاده در ادامه در مورد مدل مرتب سازی PRAM EREW PRAM محبت کردم و هر کسی سه سهاره باشد rank باشد و برای این جای خودش را ببردم کرد و مابوشه باید مساح ترانسیست اطلاعات جایی را ببراید من ترانسیست rank خودتان را بروزرسانی کنید.

در دور اول میان عدد بعدی را می برسیدی و مابوشه بعد بعدی rank خودتان را بروزرسانی کنید و بقیه هم به صورت ترتیبی در دور بعدی با دو فاصله و در دور بعدی با سه فاصله و در دور بعدی با چهار فاصله بیشتر دالی آخر مرتبه اینه الگوریتم $O(n \log n)$ است. اینجا میگذرد پردازنده که محسنتند اینه الگوریتم قابلیت اینه را دارد که بتواند در مدل ای دیگری از انتقال پردازنده ای در مرتبه $O(\log p)$ بیاده سود. برای این در درخت Binary tree اینه اینکه مرتب سازی را در مرتب سازی را در مرتبه $O(\log p)$ انجام دهیم.

سپس در مورد الگوریتم Fan-in computation prefix computation محبت کردم و در راهی $O(n \log n)$ داشت درون جدیدی از الگوریتم شبیه الگوریتم recursive doubling اینه که می توانست مجموع خانه ای $a_1 \dots a_m$ را در خانه $a_1 \dots a_{m-1}$ ذخیره کند و در مرتبه $O(m \log m)$ انجام می شود و یعنیم اگر باشه پردازنده می خواستیم اینه کار را انجام دهیم مرتبه آن $O(2^m)$ می شود و اگر $\frac{p^2}{\log p}$ را بدهست آدریم speedup در حدود $O(\frac{p}{\log p})$ بدست می آید.

دستوریم parallel prefix دستوریم است. فرقی نیز نکند با این تفاوت حاصل محاسبه متنها را در خانه ۹:۰ تراویح دهد و در مرحله قبلی ۱:۵، ۱:۶، ۱:۷ آخر

• A Divide & conquer parallel prefix algorithm



divide & conquer شن (۱۵-۱) : محاسبه با استفاده از مدرج اول parallel prefix.

بی خواهیم شد این دستوریم برای محاسبه parallel prefix جلوییم.

۱) دستوریم اول:
۲) شمام اول:

هر ععنیر را با ععنیر کناری سمت راست جمعی کند و حاصل را در پردازنده سمت راست نهاده دارد
پس $\frac{n}{2}$ مقدار خود را ب $\frac{n}{2}$ می دهد و محاسبه می کند و حاصل در بخشی ماند.
 $\frac{n}{2}$ مقدار خود را ب $\frac{n}{2}$ می دهد و محاسبه می کند و حاصل در بخشی ماند.

$$T(p) =$$

امنه مرحله در می داده زمان انجام می شود.

نتیجه از ۸ بایت صنان تعداد پردازنده است

پردازش موازی !!

۲) فرامندگان:

پس از پردازش داریم و سر بر پردازش سعی مقادیر دارد... تعداد سیم کوپر پردازش که برای راست دری هر سیم کوپر پردازش داریم و باز از نظر درودی کوپر پردازش داریم
وقتی پتو را با ۱۰ جمیع کیم حاصل آن در پتوی روی داشتی
وقتی پتو را با ۱۰ جمیع کیم حاصل آن در پتوی روی داشتی
و به همین ترتیب:

نیابردن پردازش کی پتو، پتو، پتو و... می خواست. حالا در مرحله بعد از پتو با ۱۰ جمیع سیم معاوی را زد
در پتوی روز داریم مقدار پتو و پتو و پتو مقدار پتو و پتو را از قاعده استفاده نمود

$$(x_0 + x_1 + x_2 + \dots + x_n) = x_0 + x_1 + x_2 + \dots + x_n$$

در این و دوی بیانور است recursive ساخته شده است... ابتدا سر بر پردازش ای خود را به پردازش
نمی خواست راستش جی ذهن تا حسابه را انجام دهد و این کار را recursively و با سر بر پردازش انجام می دهد

زمان این مرحله ($T(p)$) = اینست زیرا پردازش عیفار را بنابراین پردازشی داشت

۳) فرامندگان:

حالا این سعی داریم و در بین این سلسله ۱۰-۱۱-۱۲ حاصل ۵۵۵ و ۱۰۵ را داریم وی در سیم سوم حاصل این را نداریم پس آن را با ۱۰ جمیع کیم و حاصل ۲۵۰ را بدست می آوریم.

ازین مرحله ب ۱ واحد زمان نیاز دارد چون همه این کار که با یکم انجام می شود.

$$T(p) = 1$$

نیابردن:

$$T(p) = 1 + T(p/10) + 1 = T(p/10) + 2$$

روش حل اول: استفاده از قاعده اساسی

$$T(p) = T(p/2) + 1$$

$$a=1, b=2$$

طبق سمت درم قاعده اساسی:

$$F(p) = 2 = \Theta(p^{\log_2 1})$$

$$T(p) = \Theta(\log p)$$

روش حل دوم: استفاده از جایگزینی دوبار

محاسبه دفعات ترکیب لورت زیر است:

$$T(p) = T(p/2) + 1$$

$$T(1) = 0 \quad \text{حالتی که سو عضو را که پردازند داریم}$$

$$T(2) = T(1) + 1 = 0 + 1 = 1$$

$$T(2^2) = T(2) + 1 = 1 + 1 = 2 = 2 \times 1$$

$$T(2^3) = T(2^2) + 1 = 2 \times 2 + 1 = 2(2+1) = 3 \times 2$$

$$T(2^4) = T(2^3) + 1 = 3 \times 2 + 1 = 2(3+1) = 4 \times 2$$

⋮

$$T(2^k) = k \times 2$$

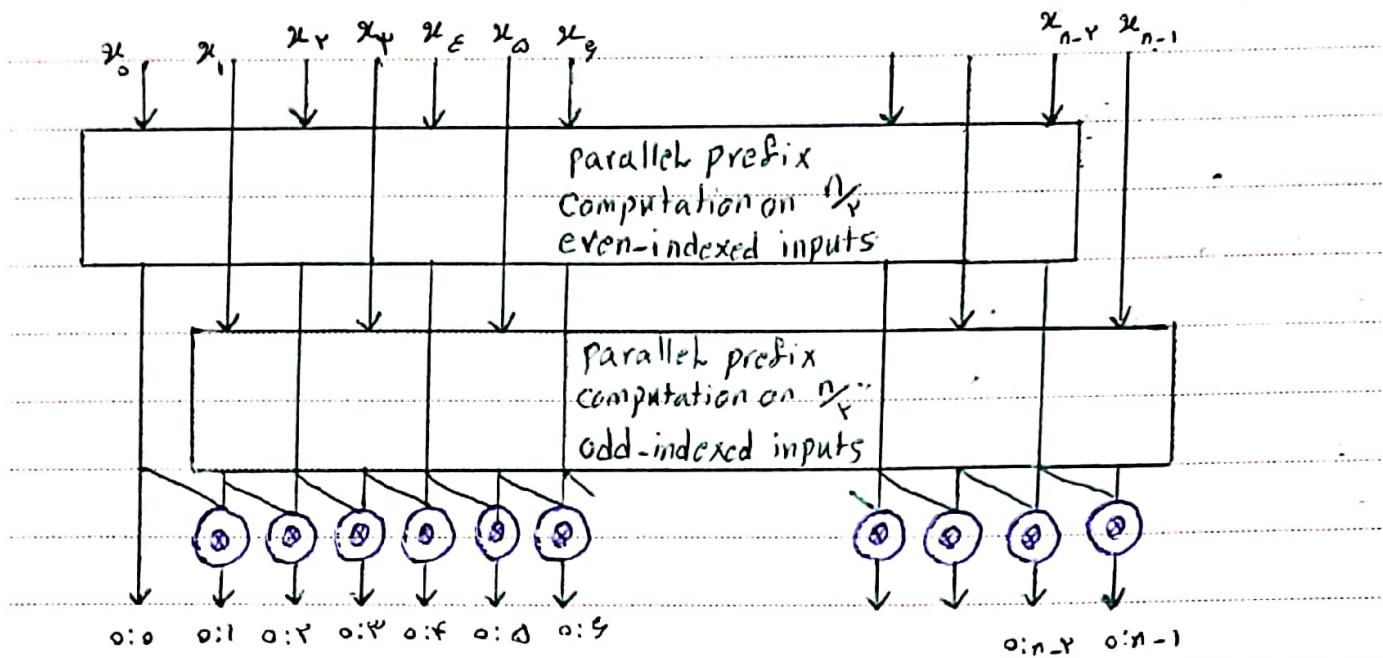
$$2^k = p \quad k = \log p$$

$$T(p) = \log p$$

• Another divide & conquer algorithm

ی خواهیم در مورد الگوریتم دلیری میست که نیم به نیم است سریعتر با صنیف تراز الگوریتم قبلی باشد.

این الگوریتم دو شرکت دلیری برای محاسبه parallel prefix میباشد. (باید در زیر مسئله محاسبه دلیری کی زوج را با هم دلیری کی زوج را با هم می سازیم).



divide & conquer ... ممیزی دارند از طریق دوستفاده از پارالل پریفیکس (۱۵-۲۰) سُل

اللورينج دومن:

پردازندہ کی زوج سمارہ کی ۲۰۲۴ء میں پردازندہ کی ضریب سمارہ کی ۲۰۲۵ء میں دارند۔ خود جن box اول میں parallel prefix پردازندہ کی زوج و خود جن box دوم میں میں جو اس بہت سے حریطہ بہت سے parallel prefix

در box اول با μ جمعی بود و حاصل در پارامتر n خواهد بود. مقادیر $n = 1, 2, \dots, n-1$ را در box اخیر box درم مقدار μ و خروجی box اخیر box درم مقدار μ می‌باشد.

محاسبہ box کے میزان انجام میں سوند و پردازندہ کی زوج رابطہ box و پردازندہ کی مزدراہ box دلیر داد است داں دو کاملہ مستقل از هم اجر میں سوند.

نیا برلن زبان ($p(T)$) سُمال سُک (پر) T (سست چون معدود box با هم اهمام می‌سوزد).

در پایان شلنج (۱۲۵-۱۲۶) سیم دوچرخه را دارد و وقتی با پلو جمع می‌شود آنها را دارد.
سیم سوم مسافت ۲۵ کیلومتر است و وقتی با ۲۵ کیلومتری شود ۱۲۵ را دارد.

سیم حجراں سال ۱۹۶۷ء اسے درستی با یو جمی سرڈ ۳:۵، دارود بھن لئے ترسیب۔

نیابران در مرحله آفرینش جمع داریم و سرگردام مقدار قبلی را می سیرد و با خود من جمعی کند.

پس داریم:

$$T(p) = T(p_1) + 1$$

$$T(1) = 0$$

$$T(2) = 0 + 1 = 1$$

$$T(2^r) = T(2) + 1 = 2$$

$$T(2^r) = T(2^r) + 1 = 2 + 1 = 3$$

⋮

$$T(2^K) = K$$

$$T(p) = \Theta(\log p)$$

پس زمان و صریبی این الگوریتم مودعا است.

تذکرہ:

ستکلوریان از جمع هر عمل نیم در هر ماتنده فنرب جمع، OR و AND و برای دو بیست و پنجم کوییم عمل "جمع" انجام می سودند.

پرسش:

از تکرار ناظر بردنی کدام الگوریتم سریع تر است؟

الگوریتم دوم سریع تر است زیرا دو box که باهم انجام می سوند ناظر بردنی متوجه نخواهد و دو box باهم اجرا می سوند و در آن هر چهارمین باره دارد پس ناظر بردنی سه جمع و زمانی که دو جعبه باهم و به صورت از هم جلویی روشن را احساس می کند.

پرسش:

از تکرار سیستم کدام الگوریتم کار بیشتری انجام می دهد و کدام الگوریتم reliability بیشتری دارد؟

از تکرار کار انجام می دهد و کاری که سیستم انجام می دارد الگوریتم اول سه حسابی parallel prefix 6 ب اندازه پنجم دارد در حالیکه درست است اما ناظر بردنی متوجه نخواهد شد اگر الگوریتم دوم باشد

P4PCO

پردازش مرازی

سخت امراض پُردازش سخت امراض دیرینه را می‌حسابه کند ولی این در ابتدا اینجا اینها را می‌داند زیرا فقط نئو سخت امراض دارد و این در ابتدا پُردازش می‌کند و این در ابتدا فقط نئو جمع اعنانه دارد.

هزینه ساخت و نگاری این در ابتدا دوم بیشتر است و Reliability آن پایین تر است زیرا احتمال خطا بالاتر است و این از جعیه که به مردمانی دچار می‌شون سود کل سیستم بهم می‌رسد زیرا در حالت سریال محسنه و صدر در box باشد باهم جلوی نمایند.

احتمال خرابی در دستگاه به موازات عدم کاری کند به مرابت بجستجو از حالات است که بسته دستگاه کار نمایند زیرا backup برای آن نیست و در پُردازش جلوی نمایند.

محاسبه کی، اینجا سده این در ابتدا اول:

$$W(p) = W(\frac{p}{2}) + p$$

$$\frac{p}{2} \text{ جمع در باعث} \frac{p}{2} \text{ در پایین اینجا می‌شود و } p = \frac{p}{2} + \frac{p}{2} \text{ مجموع دارد}$$

در پُردازش کاری است که $W(p)$ اینجا می‌شود

$$a=1, b=2$$

$$F(p) = p = 2(p^{\log_2 \frac{1}{2}} + \epsilon)$$

مرتبه ۲ از دم بیشتر است

$$W(p) = \Theta(p)$$

نایابان میزان کار اینجا سده در سیستم دوپاده رزی مطرح اول $\Theta(p)$ است

محاسبه کل کار اینجا سده در سیستم دوم:

$$W(p) = W(\frac{p}{2}) + W(\frac{p}{2}) + \Theta(p)$$

در پُردازش کاری نیاز داریم مقدار جمع ۱-۲-۳-۴-۵-۶-۷-۸-۹-۱۰-۱۱-۱۲-۱۳-۱۴-۱۵-۱۶-۱۷-۱۸-۱۹-۲۰-۲۱-۲۲-۲۳-۲۴-۲۵-۲۶-۲۷-۲۸-۲۹-۳۰-۳۱-۳۲-۳۳-۳۴-۳۵-۳۶-۳۷-۳۸-۳۹-۴۰-۴۱-۴۲-۴۳-۴۴-۴۵-۴۶-۴۷-۴۸-۴۹-۵۰-۵۱-۵۲-۵۳-۵۴-۵۵-۵۶-۵۷-۵۸-۵۹-۶۰-۶۱-۶۲-۶۳-۶۴-۶۵-۶۶-۶۷-۶۸-۶۹-۷۰-۷۱-۷۲-۷۳-۷۴-۷۵-۷۶-۷۷-۷۸-۷۹-۸۰-۸۱-۸۲-۸۳-۸۴-۸۵-۸۶-۸۷-۸۸-۸۹-۹۰-۹۱-۹۲-۹۳-۹۴-۹۵-۹۶-۹۷-۹۸-۹۹-۱۰۰

در پُردازش کاری نیاز داریم مقدار جمع ۱-۲-۳-۴-۵-۶-۷-۸-۹-۱۰-۱۱-۱۲-۱۳-۱۴-۱۵-۱۶-۱۷-۱۸-۱۹-۲۰-۲۱-۲۲-۲۳-۲۴-۲۵-۲۶-۲۷-۲۸-۲۹-۳۰-۳۱-۳۲-۳۳-۳۴-۳۵-۳۶-۳۷-۳۸-۳۹-۴۰-۴۱-۴۲-۴۳-۴۴-۴۵-۴۶-۴۷-۴۸-۴۹-۵۰-۵۱-۵۲-۵۳-۵۴-۵۵-۵۶-۵۷-۵۸-۵۹-۶۰-۶۱-۶۲-۶۳-۶۴-۶۵-۶۶-۶۷-۶۸-۶۹-۷۰-۷۱-۷۲-۷۳-۷۴-۷۵-۷۶-۷۷-۷۸-۷۹-۸۰-۸۱-۸۲-۸۳-۸۴-۸۵-۸۶-۸۷-۸۸-۸۹-۹۰-۹۱-۹۲-۹۳-۹۴-۹۵-۹۶-۹۷-۹۸-۹۹-۱۰۰

Complexity: $\Theta(p)$

$$W(p) = \gamma W\left(\frac{p}{\gamma}\right) + \theta(p)$$

$$a = \gamma, b = \gamma$$

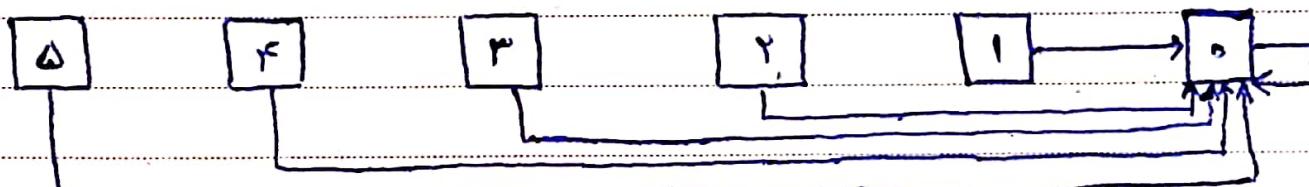
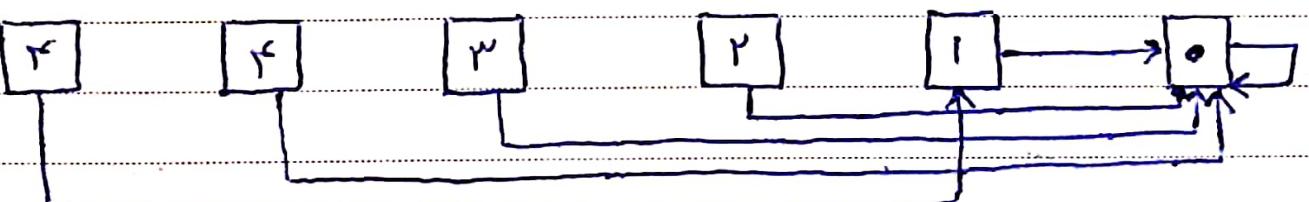
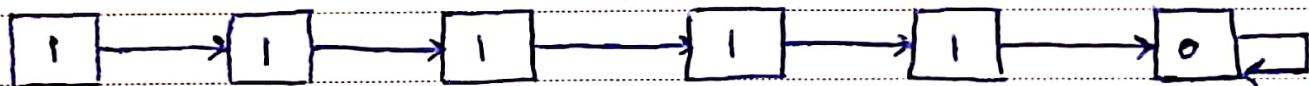
$$F(p) = \theta(p) = \theta(p^{\log \gamma} (\log p)^{\gamma}) \rightarrow W(p) = \theta(p^{\log \gamma} (\log p)^{\gamma})$$

$$W(p) = \theta(p \log p)$$

کار انجام شده سستم درم $\log p$ - بار بیشتر از سیستم اول است در حالیکه زمان الگوریتم درم محتقر و مربع تر از الگوریتم اول است.

Ranking the elements of a linked list

محض خود رتبه i لیست پیوندی را معرفی ننموده و درینجا چون i را معرفی کنیم



عملیاتی از ابتدا و بعد از سه مرحله مرار

بروشن رتبه‌بندی به این صورت است. می‌خواهیم rank هر کدام در لیست پیوندی را محاسبه کنیم.
لهره‌ای که ندارد با $Next$ آن به خودش اشاره می‌کند. آن راه در تظری سیرم و بعدی هر کدام دارند $rank = 1$.

عنقره‌ای به لوره علاوه بر خودش نیز $rank$ لوره سمت راست را بخودش اضافه می‌کند.
در مرحله اول $rank$ آخرین لوره سمت راست $= 5$ است زیرا آن به خودش اشاره می‌کند.

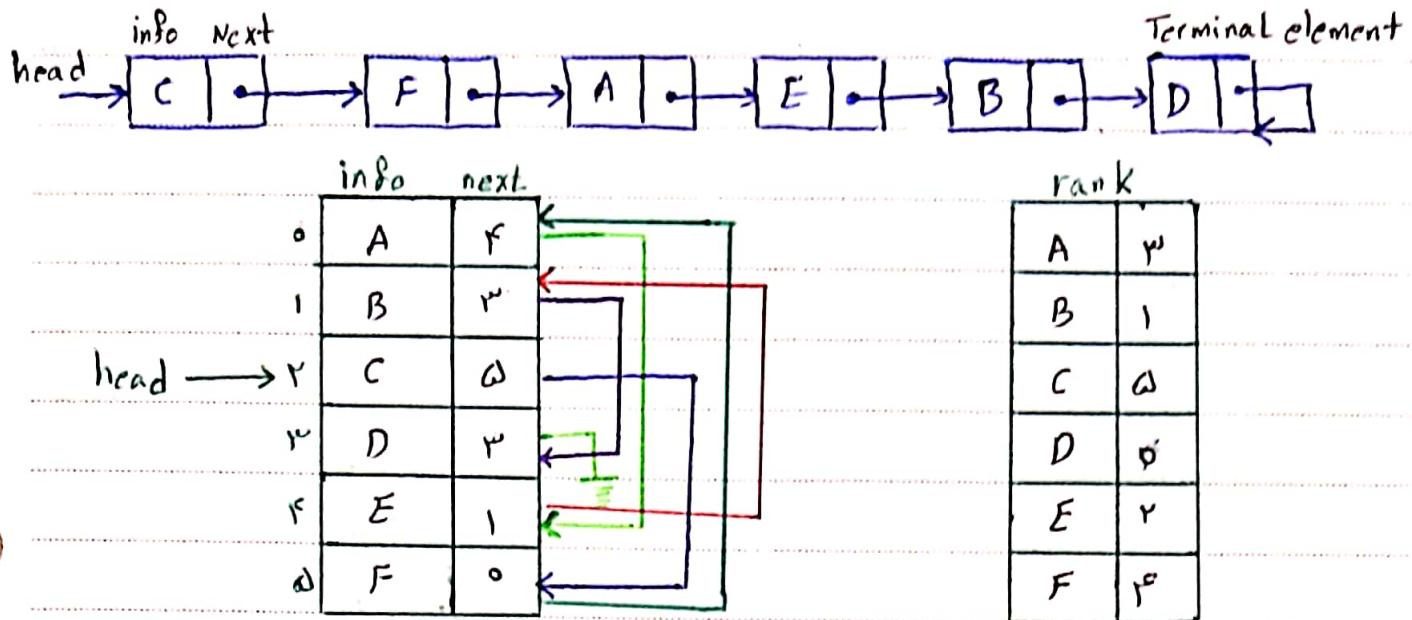
وقتی لوره‌ای $rank$ خودش را با هر سمت راست جمع کرد و به خودش اضافه کند $pointer$ آن به $Next$ لوره سمت راست اشاره می‌کند.

به همین ترتیب $rank$ را روی هر لوره که بعدست می‌آوریم.
همه این کارهای ساده در کله همه این کارهای باینم می‌سُود و هم باعث $Next$ خود را $update$ می‌کند و هر چند هر کله $rank$ را با هر لوره سمت راست خود جمع می‌کند.
مراحل تازه‌گیری دفعه پیدا می‌کند که $Next$ هر لوره که برابر با 0 سُود و هم باعث $Next$ شان به لوره آخر اشاره می‌کند که $Next$ آن لوره خودش است.
اگر $rank$ لوره که را پیدا کردم. در لیست اول از بینت چیز برابر با 0 است چون خاصه‌له آن از سر لیست $= 5$ است لوره بعدی خاصه‌له 0 و ... دارد.

این سه سورتمی برای پیدا کردن $rank$ در لیست پیوندی و استفاده از پردازش موازنی است:
سرط آنده هر کدام از درون پردازش‌ای باشد و $FOCUS$ از هر کدام باشد و حسابه را بایم داشت.

اگر $head$ $rank$ ای است $rank = 0$ دارو
در دفعه ما لیست پیوندی را بیشتر نشان داده سُون در $15-3$ نداریم و به صورت مکه جدول است از هر خانه به جای اشاره می‌کند. $3-15$.

در دفعه ساختار جدولی را به صورت لیست عالی می‌صنویم که لیست پیوندی در حافظه به صورت جدول است و لیست پیوندی در حافظه این عالی می‌نشینید و $Next$ بعدی هر خانه ای محاسبه است و $3-15$ عالی انتزاعی قابل قرائت برای سما است.



پیش (۱۵-۱۶)

خودم: برای اینجا E مرتبه است و در خانه ۲ حافظه است. پس درستون Next A مربوط به عدد ۲ است.
A مرتبه است و در خانه ۴ حافظه است. پس درستون Next D مربوط به عدد ۴ است.
D مرتبه است و در خانه ۳ حافظه است. پس درستون Next C مربوط به عدد ۳ است.
C در خانه ۲ حافظه است و در خانه ۱ مرتبه است. پس درستون Next F مربوط به عدد ۱ است.
F در خانه ۵ حافظه است و در خانه ۰ مرتبه است. پس درستون Next B مربوط به عدد ۰ است.
B در خانه ۱ حافظه است و در خانه ۳ مرتبه است. پس درستون Next E مربوط به عدد ۲ است.
E در خانه ۲ حافظه است و در خانه ۱ مرتبه است. پس درستون Next C مربوط به عدد ۳ است.
C در خانه ۰ حافظه است و در خانه ۲ مرتبه است. پس درستون Next F مربوط به عدد ۱ است.
F در خانه ۵ حافظه است و در خانه ۰ مرتبه است. پس درستون Next D مربوط به عدد ۴ است.

info	Next	Rank
A	۴	۱
B	۳	۱
C	۰	۱
D	۳	۰
E	۱	۱
F	۰	۱

info	Next	Rank
A	۱	۴
B	۳	۱
C	۰	۲
D	۳	۰
E	۳	۲
F	۴	۱

info	Next	Rank
A	۳	۳
B	۳	۱
C	۱	۴
D	۳	۰
E	۳	۲
F	۴	۴

info	Next	Rank
A	۳	۳
B	۳	۱
C	۳	۰
D	۳	۰
E	۳	۲
F	۳	۴

مرحله اول مرحله دوم مرحله سوم مرحله چهارم.

۱۵-۱۶) : انجام مرحله اول پیش (۱۵-۱۶) براساس جدول

در واقع ماتنیت پیوری را به سه (۱۵-۱۳) نوادیم و نه جدول است اما همانند جای اسارت نهند در جدول زمان است و بعد از آن چند شری نیست و در مرحله اول B به خانه ۳ معنی D اسارتی کند.

در مرحله اول $rank = 0$ و $rank[D] = 0$ دقت برای هر اسارت و حلقه عرسی به $Next$ خود منتهی است. در مرحله اول $rank$ آن را بخوبی (ضامنه) کند. برای هنال در مرحله اول $rank[C] = 0$ خود را با $rank[F]$ جمع کند و سپس به $Next$ فرود معنی فرود A اسارتی کند. همان‌گونه پردازند و در آن استفاده دیردازی می‌کند.

آخر جوابیم نتایج سطح بالاتر داشته باشیم با این شاهدجویی درین و پردازه خذن که پردازند دلیل محاسبه را (نیام) می‌دانند. در انتها آدرس دهنده بعد از عومنی سُوند و به این ترتیب $rank$ -بندی بدست خواهد شد.

• PRAM list ranking algorithm

○ PRAM list ranking algorithm (via a pointer jumping)

processor j , $0 \leq j < p$, do {initialize the partial ranks}

if $next[j] = j$

then $rank[j] = 0$

else $rank[j] = 1$

endif

while $rank[next[head]] \neq 0$ processor j , $0 \leq j < p$, do

$rank[j] = rank[j] + rank[next[j]]$

$next[j] = next[next[j]]$

endwhile

یک لست را با الگوریتم PRAM مقادیر زیری محاسبه.

اسراتی محاسبه این $rank$ آن $rank[j] = 0$ بود برای هر j پردازند و در

PAPCO

نیز اینجا مقدار rank آن برابر با صفر شود.
اگر مردله بگه دادو زمان می برد و سر بردازنهای next خودش را دارد و بردازنهای بعدی خود را دارد و "rank" نباشد کند.
سپس اگر $next[i]$ خودش بود و $rank[i] = 0$ می باشد در نیز $rank[i] = 1$ می باشد و در اینجا مقدار rank = 1 است. اینجا آنقدر ادامه داشتم که $next[i+1]$ هم $rank[i+1]$ را داشته باشد اینجا $rank[i+1] = 1$ است. اینجا $rank[i+1] \neq 0$ است. head $rank[head] = 0$ است و تا وقتی که $rank[head] \neq 0$ باشد $rank[head] = 1$ می باشد.
آنچه میگویم $rank[i+1]$ می باشد $next[i+1]$ را بخواهد و $rank[i+1]$ را بخواهد. اینجا حلقه این مسئله را انجام می دهد. اکنون
$$rank[j] = rank[j] + rank[next[j]]$$
$$next[j] = next[next[j]]$$

تذکرہ:

در این سورسیم تعداد پردازندگی را به اندازه تعداد خانه که در تکلیف رفتیم.

نکته: حابب این است که این سورسیم باعث صفر شدن مقدار rank می شود و لستهای تغییر می کند. حالا اگر بخواهیم لستهای تغییر نکند باید چیزی را کنیم؟
خودم: کافی است که کسی را این در زمان ممکن تبدیل کنیم.
استفاده مراسوی کرد این فرمک را توصیه می کنم. از استاد پریس!

تعداد تکرار در این سورسیم از صرتیه ۷۰۰۰ است زیرا همچنان (نجام می شوند) و همچنان از سر بردازندگی بعدی دسترسی پیدا می کنند، پردازندگی بعدی هم پردازندگی دسترسی پیدا می کنند.
تعداد تکرار در دفعه مرحله دفعت بی صفر اول پردازندگی... برای همان در شکل (۳۱-۳۲) تعداد تکرار ۳۳ است دعوهی:

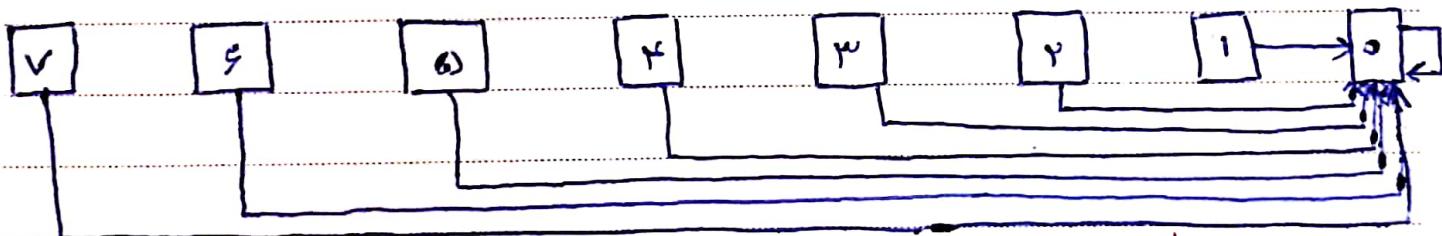
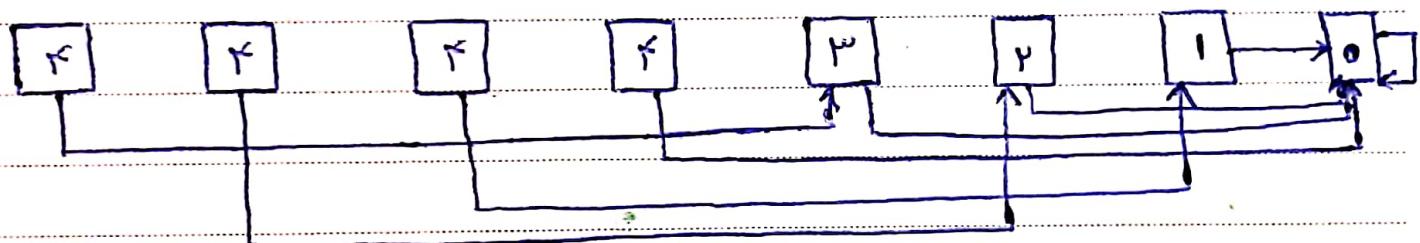
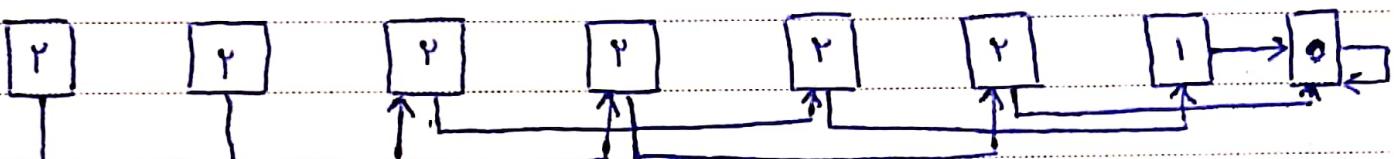
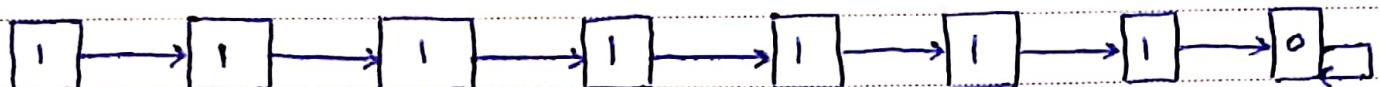


$$\lceil \log_2 8 \rceil = \lceil \log_2 9 \rceil = 3$$

اگر ۸ بُرگه داشته باشیم مقدار سُدار ۳ مرتبه دوسترا:

$$\lceil \log_2 1 \rceil = 3$$

اگر ۸ بُرگه داشته باشیم هم مقدار حالت ۹ بُرگه اندیهای به ۳ مرحله نیاز داریم.
الگوریتم ابتدا ۵۰٪ را کم کن و الگوریتم کم کر در هر دور ۵۰٪ کم کن از مرتبه \log حسنه.



عمل (۱۵-۶) : اجرای الگوریتم روی ۸ بُرگه.

۲.۵ Matrix Multiplication

در ادامه ضرب دو ماتریس را می‌نویسیم.

اگر بگوییم دو ماتریس را در چه ضرب کنیم سطر نام ماتریس A در سطر زاده ماتریس B ضرب بی شود و داریم C ماتریس C به دست خواهد.

در ادامه الگوریتم ضرب دو ماتریس آورده شده است.

Sequential matrix multiplication

for $i=0$ to $m-1$ do

 for $j=0$ to $m-1$ do

$t=0$

 for $k=0$ to $m-1$ do

$t=t+a_{ik}b_{kj}$

 endfor

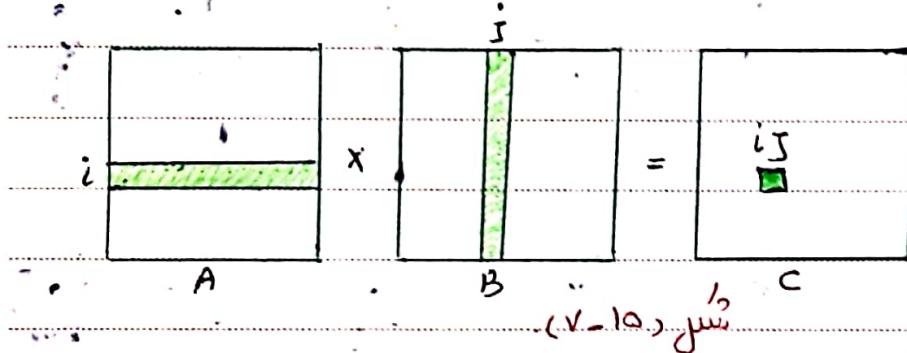
$c_{ij}=t$

 endfor

endfor

$$c_{ij} = \sum_{k=0}^{m-1} a_{ik} b_{kj}$$

: $m \times m$ ماتریس کی



سُل (V-10)

نیازمند برای ماتریس $m \times m$ داریم، و اگر نه
که داریم، می‌گزند.

حاکای این ماتریس $m \times m$ باشد نیازمند که از ۰ تا $m-1$ حرفی کند زیرا m -تایی index داری می‌گزند. از ۰ است، k را از ۰ تا $m-1$ در نظر بگیریم، $t=0$ علاوه بر این عدد بعدی را با بعد
تبیی جمعی کنیم.

حلقه for سوم با شرط k داریم c_{ij} را جمع دو کی چون کل ماتریس را جو خواهیم بود،
دو حلقة for برای $i=0$ تا $m-1$ و $j=0$ تا $m-1$ و $t=0$ تا $m-1$ نیاز داریم.

در این سوریم در m^3 پردازند استفاده شده دو دفعه از محاسبه انجام می‌شود.

پردازنده مجازی
الگوریتم زیرا سه حلقة for داریم و سرعت آن m^3 -بار می‌چرخد

• PRAM matrix multiplication using m^3 processor

◦ PRAM matrix multiplication using m^2 processor

proc (i, j) , $0 \leq i, j < m$ do

begin

$t = 0$

for $k=0$ to $m-1$ do

$\Theta(m)$ steps: Time optimal

CREW model is implicit

$t = t + a_{ik} b_{kj}$

endfor

$c_{ij} = t$

end

لطف راه رفاقت برای این مسئلہ را سریع جمع کنیم این است که m^3 پردازنده داشته باشیم و رفعی کوشش سطر ماتریس A در سه ستون ماتریس B هنرخوب می‌شود هر زمان دو یک سطر کوئی ماتریس A در سه ستون کوئی ماتریس B هنرخوب نیست تمام درایکی ماتریس C را هر زمان می‌توانیم بدست آوریم.

نمایه این می‌توانیم از آن پردازنده استفاده کنیم و برای هر درایکی c_{ij} کسی پردازنده داشته باشیم و در این که هر زمان محاسبه می‌شوند

مدل پردازنش EREW نیست و CREW است زیرا هر زمان دو پردازنده می‌توانند سطر را انجام دادند و ممکن است در سه ستون تر ماتریس B دوسری در سه ستون افزایش آن صرف کشیده و حاصل سطر را انجام دستون تر ام باقی مانند پردازنده در خانه c_{ij} ماتریس C از پردازنده

نمایه این مدل پردازنش در اینه الگوریتم CREW است.

اینچه چنین است زیرا ابتدا ب ترتیب لذوقی اتفاق پردازندهای کاری ندارد و اینه قابل حل نیز نیست. ممکن است در حالیکه برای ما وهم است که پردازندهای چه شکلی کنار هم تراوید بگیرند.

- PRAM matrix multiplication with m processor

- PRAM matrix multiplication using m processor

for $j=0$ to $m-1$ proc i , $0 \leq i < m$ do

$t = 0$

for $k=0$ to $m-1$ do

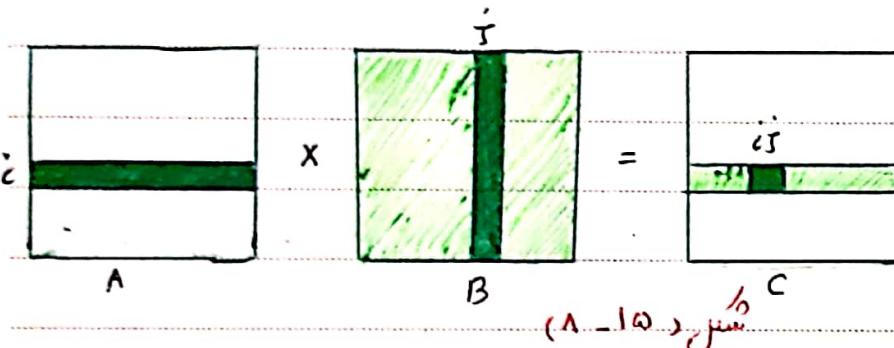
$$t = t + a_{ik} \times b_{kj}$$

endfor

$$c_{ij} = t$$

endfor

$\Theta(m^3)$ steps: Time-optimal
CREW model is implicit



این الگوریتم حالت دیگر از پردازنده برای ضرب دو ماتریس است.

پردازنده را متناظر با سطر ماتریس C در ترتیب مرتبه معنی زمانی بهتر سطرا در حال پرسان است. سطرا بعدی آن نعمتی تراوند پرسند. پس برای ساختن سطر ماتریس C سه پردازنده در ترتیب پیشیم و این حلقه راست است.

for $j=0$ to $m-1$

در دایم ضرب انجام می دهد منتهی همه پردازنده های زمان هدف سطرا را ضرب می کند. بنابراین مرتبه آن $\Theta(m^3)$ است. معنی سطرا کی ماتریس C همان ساخته می شوند و معنی همه درایه کی اول سطرا کی C باهم ساخته می شوند. بدین دلایل دویم سطرا کی C همان ساخته می شوند و بدین ترتیب.

مرتبه $\Theta(m^3)$ است زیرا $m \times m$ برای ضرب و $m \times m$ برای حفظ روی ستون که است وست بدین دلیل سه m را کم کرد.

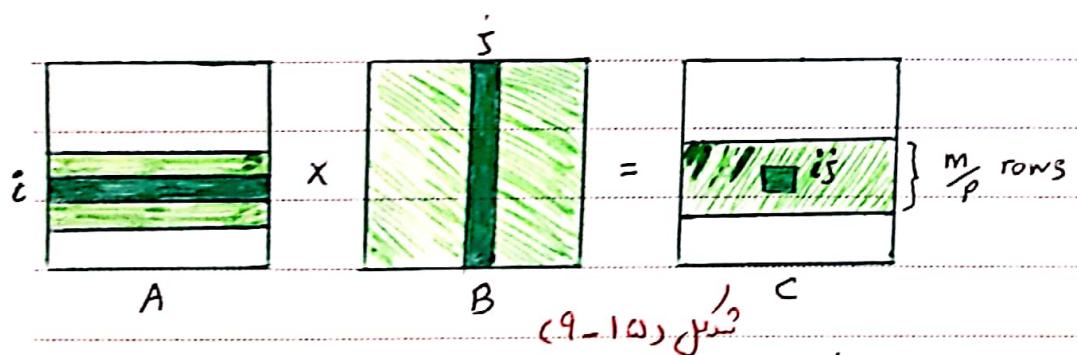
مدل پردازشی ما اینجا CREW است زیرا همان‌ی توانیم چندستون را با یک سر برایم.

اما نکته‌ای از وجود دارد اینه است که در مدل EREW هم‌ی توانیم اینه الگوریتم را در مرتبه $\Theta(m^3)$ اجرا کنیم وی کار جایی از توان انجام داد اینه است که بی ترتیب‌دزی هست معجزه‌ی کنیم که با سیفیت دادن به کارکنی سه دسترسی اریب (9kewed) به عالم دهد و جلوتر دومورد آن صحت از کنیم.

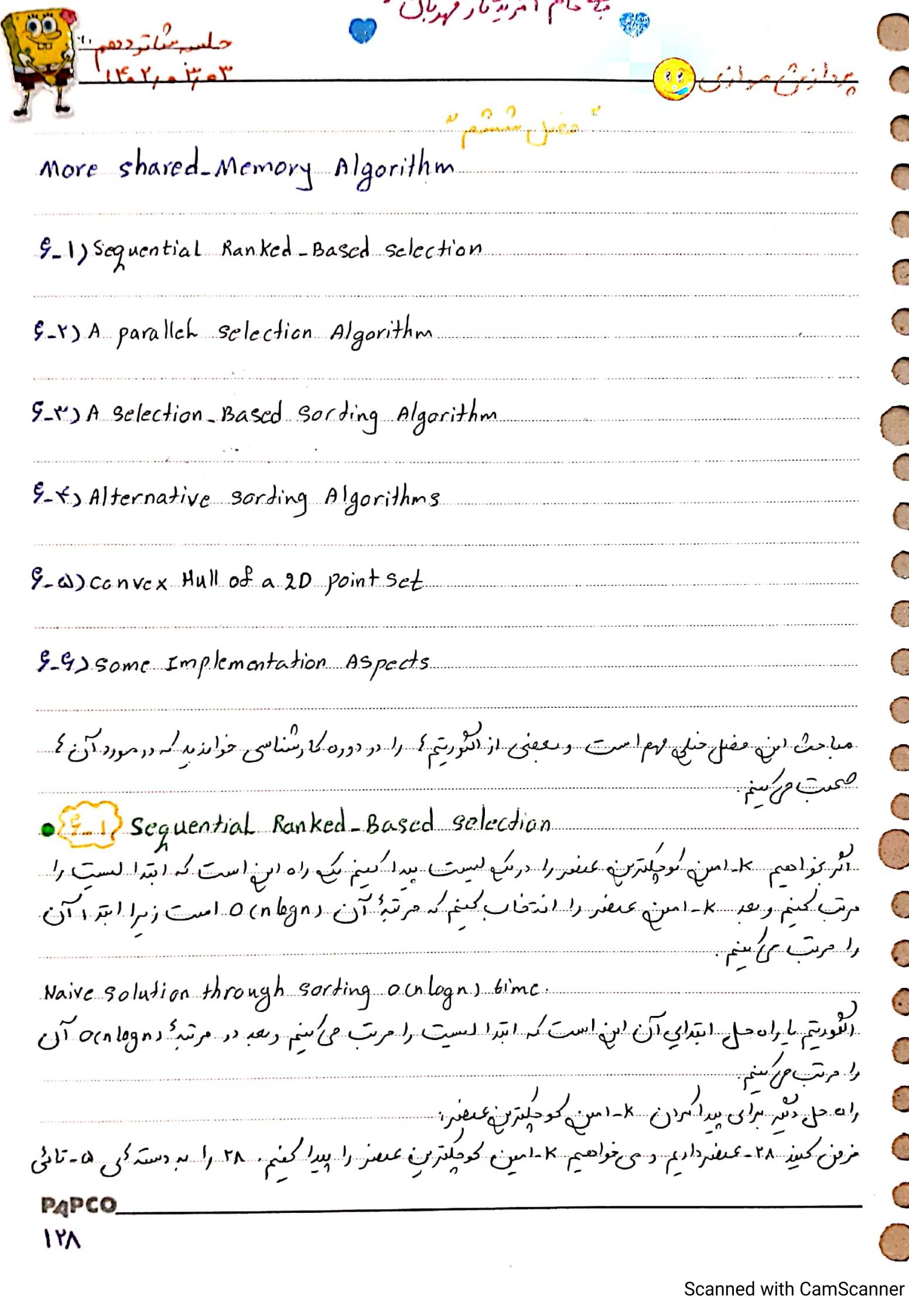
• PRAM matrix multiplication with processor

در مورد ضرب ماتریسی است اینه مقدار پردازنده که به اندازه ماتریس i برابر و در مقدار پردازنده که محدود است داشته باشیم، مفرغ کنیم اینه مقدار پردازنده داریم وی خواصی از آن که برای ضرب ماتریسی استفاده کنیم سه راه داریم مفهومی در ریاضی به نام "ضرب ماتریسی" است. معنی اینه توانیم ماتریسی کو را ببلوک کنیم $\frac{m}{p}$ ، $\frac{m}{p}$ ، m بلوک سینه‌ی کنیم و m بلوک با اندازه $\frac{m}{p}$ داشته باشیم. بنابراین دستی که پردازنده سه بلوکی را حساب می‌کند، پردازنده دیگر بلوک دیگر را حساب می‌کند و ای آخر.

هر تیه اینه درست $(\frac{m}{p})^2$ است که زیرا در هسته حلاوه‌ی اینه من کنیم و اینه الگوریتم را در عینت ترتیب‌دزی دوی ساختار دیگر بیهوده کامل توضیح می‌دهیم.



در مورد دو اسلامیه بیهوده استاد صحت مورد.



More shared-Memory Algorithm

۹-۱) Sequential Ranked-Based Selection

۹-۲) A parallel selection Algorithm

۹-۳) A Selection-Based Sorting Algorithm

۹-۴) Alternative sorting Algorithms

۹-۵) convex Hull of a 2D point set

۹-۶) some Implementation Aspects

مباید این فضی خالی کم است و معنی از الگوریتم را در دوره کارسناش خواهد داشت مورد آن کمیت محاسبه است.

۹-۱) Sequential Ranked-Based Selection

پیشنهادیم که اینکه کوچکترین عصر را در لیست پیدا کنیم که راه این است که ابتدا لیست را مرتب کنیم و بعد که اینکه عصر را انتخاب کنیم که مرتب شده آن $O(n \log n)$ است زیرا ابتدا آن را مرتب کریم.

Naive solution through sorting $O(n \log n)$ time

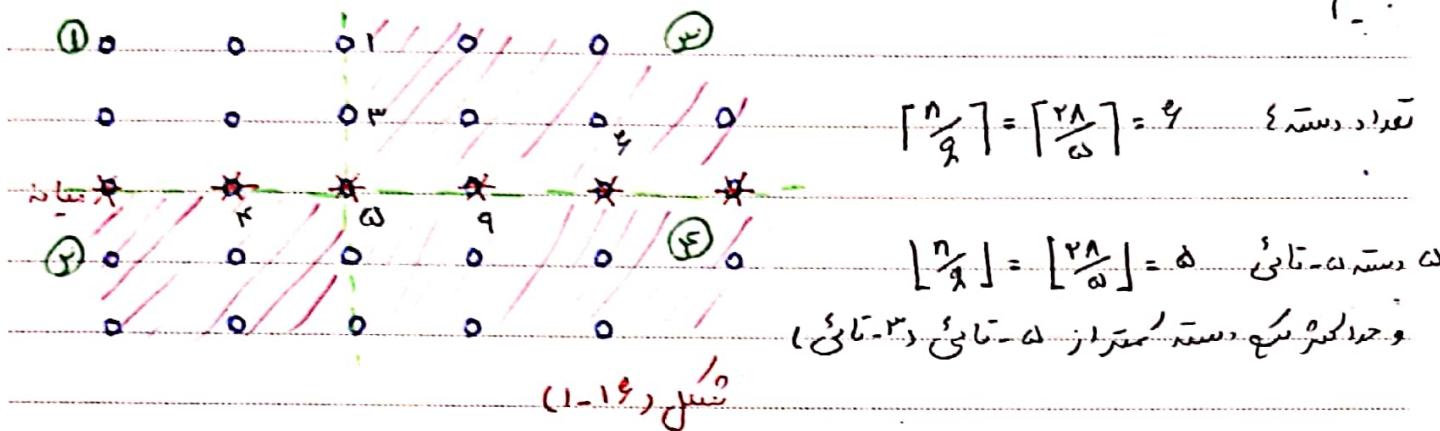
الگوریتم ساده حل ابتدایی آن این است که ابتدا لیست را مرتب کریم و بعد در مرتب شده آن را مرتب کریم.

راه حل دیگر برای پیدا کردن کوچکترین عصر، مرتب کنید - ۲۸ - عصر را در می خواهیم که اینکه کوچکترین عصر را پیدا کنیم. ۲۸، را بدسته کی ۰- تا بی

PAPCO

تبیل می‌شیند سابل ۵ دسته ۵-تائی دلخواه دسته ۳-تائی می‌شود.

نیاز به ۷ تعداد عناصر دو اندازه دسته است و $\lceil \frac{7}{2} \rceil = 4$ دسته داریم و حداقل سه دسته داریم که مترادز و عغفر دارد و ممکن است چنین دسته‌ای هم نداشته باشیم.



۱۰) درستیم می‌فتن که اینکه کوچکترین عغفر را آورده ۸-عغفری

۱) ابتدا ۸ عغفر را به دسته‌ای ۶-تائی تقسیم می‌نماییم و طبیعی است که $\lceil \frac{8}{2} \rceil = 5$ دسته خواهیم داشت که حداقل سه دسته مترادز و عغفر دارند.

در سلسه ۲۸-۲۱-۱۶-۱۱-۱۰ عغفر را به دسته‌ای ۵-تائی تقسیم می‌نماییم که $\lceil \frac{28}{5} \rceil = 6$ دسته داریم و حداقل سه دسته مترادز ۵-تائی معنی ۳-تائی داریم.

۱۱) صریح از $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ دسته را صریح می‌شیم

در سلسه ۱۰-۱۱-۱۶-۱۱-۱۰ دسته را صریح می‌شیم.
چون هر دسته حداقل دو عغفر دارد برای حرف کردن آن دسته و انتخاب میانه آن دسته بروزمان $\Theta(1)$ نیاز داریم مگر مجموع بروزمان زیر برای این حرف‌له بیناز است.

$$\lceil \frac{n}{2} \rceil \Theta(1) = \Theta(n)$$

در مثال ذکر شده زمان مرتب سازی هر دسته $\theta(1)$ است زیرا هر دسته ω عضو دارد و با در نظر گرفت دسته ω 150 عملیات دارند اما در 100 کلال انجام می شود و بنابراین زمان آن صفری از 1 است.

مرتب سازی با زمان $O(n \log n)$ برای حالات است که n بسته بی ریاضی می شود زمانی که n کوچک ($n = 15, 20, \dots$) است الگوریتم کی مرتب سازی زمان $\Theta(n^2)$ دارد.

الگوریتم مارکسی:

فرض کنید کی خواهیم مسأله ای حل کنیم و سه بیان از اینکه مسأله معتبر از n بعد آن را حل می کردم و سه مسأله را به مراحل معتبر از n می سلیم و کار را بآن کی دنبیه تا انجام دهد. با الگوریتم مارکسی مسأله را به حالت قبل تری برم و سیستم اسی خواص با حالت قبل تر باید آن را حل شد. یعنی ساختار استقرائی دارد.

اگر n کی خواهیم کرد کوچکترین عضو را در آرایه A -تائی به دست آوریم. ابتدا آرایه را دست به دست کرد و بعد آن را مرتب می سینم و میانه هر دسته را به دست من آوریم. سه عالو از اینکه ما را در میانه می سود و یعنی بودجه مسأله معتبر از n عضو را است باجند آن را حل می کنم و عالو از تعداد عضو معتبر از n باشد کی توافق n -امین عضو را پیدا کنم و n کی تواند هر چیزی باشد و عالو خود الگوریتم است.

مثال:

$$\text{عضو سوم} = 3 = 7/2$$

ابتدا آرایه را مرتب می سینم. بعد از مرتب سازی عضو و میانه میانه است.

$$\text{عضو سوم} = 3 = 7/2$$

منتظر از میانه یا میانلین در الگوریتم عضو و میانه میانه است. 3 و 3 عضو میانه است یعنی عضوی که در موقعیت $7/2$ باشد میانه است.

۳۳) حال الگوریتم را برای یافتن میانه یعنی عصفرو سه این صانع $\frac{1}{3}$ تراخوانی کنیم
معنی عصفروی که در $\frac{1}{3}$ است را پیدا کنیم.

زمان انجام این کار $\frac{1}{3} T$ است.

الگوریتم برای هسته از n عصفرو خودش جواب می دهد و به آن که میانه دسته که را پیدا کن
میانه معنی عصفروی که در موقعیت $\frac{1}{3}$ تراخوانی است.

در مثال ذکر شده میانه در $\frac{1}{3}$ تراخوانی و زمان انجام آن $\frac{1}{3} T$ است.

۴۴) این عصفرو را به خوبی با الگوریتم quick sort و partition بحث کنیم و عصفرو که بعد از دسته
 تقسیم حرجی شوند:

۱) عنصر کوچکتر از میانه میانه که دیگر آن که ۷ تا است.

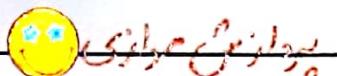
۲) عنصر مساوی با میانه میانه که دیگر آن که ۶ تا است

۳) عنصر بزرگتر از میانه میانه که دیگر آن که ۸ تا است

مفعول از دسته که میانه میانه ک است و وقتی آن را پارسیون می کنیم عنصر کوچکتر قبل و عنصر بزرگتر
بعد از آن تراویح می شوند وقتی پارسیون می کنیم که هایی که نسبت بین و سه شرده ۷، ۶، ۵ را داریم

زمان اجرای این مرحله $O(n)$ است.

فرض کنیم خواهیم $20 - 15 - 10 - 5 - 1 - 0$ تا کنیم پیدا کنیم و $5 = g$ است
ابتدا دسته که $1 - 5 - 10 - 15 - 20$ دسته کوچکتر عصفرو را در آرایه A قرار می کرد و آن را پارسیون حرجی کنیم
برای مثال میانه میانه که در حرجی قرار می شود را دنبال $15 - 10 - 5 - 1 - 0$ این کوچکترین عصفرو دسته کم دسته
بزرگتر از میانه میانه که در حرجی دسته کم دسته کوچکترین عصفرو دسته کم دسته
دوباره پارسیون می کنیم و میانه میانه که در حرجی $15 - 10 - 5 - 1 - 0$ قرار می شود فرض کنیم 3 عصفرو مساوی با



میانه سعی داریم که آن را هم ردهای سینم مادبنا ل ۲۰- این کوچکترین عدیت داشتم ~ ۴ عدیت دارد و از عدیت های ۱۳- مقدار مساوی دارند و برای ۲۰- این کوچکترین عدیت نایاب بین عناصر ۱۳ تا ۴ بگردیم و مساوی را هم ردهای سینم و به درد مانع خود دار.

وقتی میانه ای را پیدا کریم دسته مرتبه آن را هم جای جای سینم بگیری مثلا در سطح ۱۹- آ) میانه میانه برابر با ۵ است وقتی آن را مرتب می سینم در بینی حالت چه سمت چیز و هر سمت راست مرتب شرکته اند. علی‌الله تو از میان میانه بزرگتر باشد و مفرغ منزکند و بینی حالت را در تکلیر شرکته علی‌الله از میان میانه که بزرگتر است هر طرف میانه میانه که حد اینها تواند هر عناصر را داشته باشد.

امروزه بسیان باید در دسته بزرگتر (یعنی سابل هر عناصر) دنبال ک- اینه عدیت بگردیم و بنابراین

$$n^{\frac{1}{4}} \leq (|L|, 16) \text{ Max}$$

و چون بسیان هست باید در دسته هر عناصر دنبال ک- این کوچکترین عدیت بگردیم

(۱۵) پس دسته ای که خواهیم دنبال عناصر ک- ام بگردیم حد اینها هر علی‌الله - عدیت خواهد داشت.

زمان کار زم بار این مرحله ($n^{\frac{1}{4}}$) T است و اینورتیمی تواند ک- اینه کوچکترین عدیت را محاسبه کند.

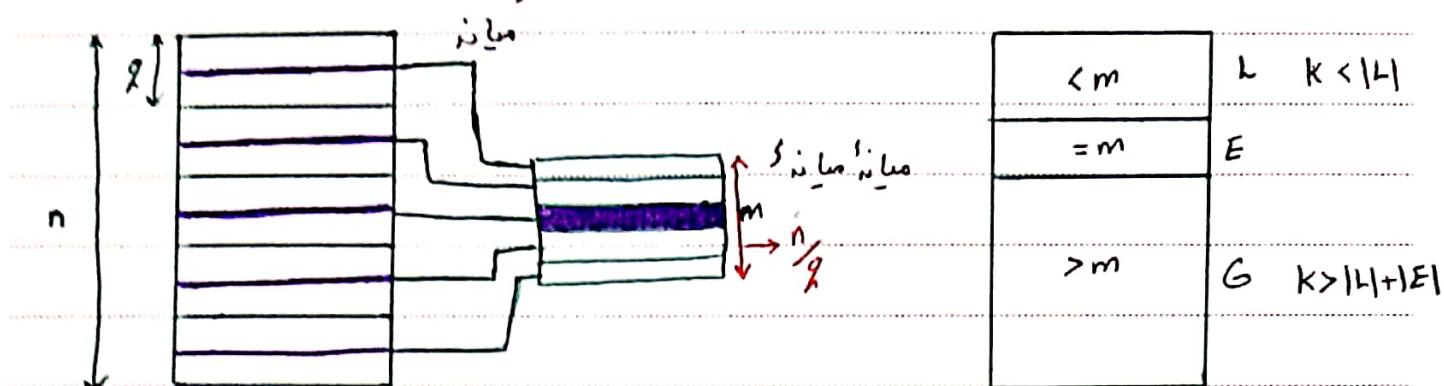
$$T(n) = O(n) + T(\lceil \frac{n}{4} \rceil) + O(n) + T(\frac{3}{4}n) = O(n)$$

(۱۶) T: خود اینورتیم را فراخوانی کردیم که میانه هر را به دست آورد.

(۱۷) T: دوباره پارسیشن زدیم و به عالم و نفتیم عناصر را مرتب کرد که ($n^{\frac{1}{4}}$) T زمان عمر بود.

جواب این معادله باز نسبتی را ام از طرقی درخت پارسیتی به دست آوریم از مرتبه $O(n)$ است. یعنی

در مرتبه $O(n)$ حداقتیم که k -امین کوچکترین عضور را به دست آوریم.



(r-19), جزء

Linear-time sequential Selection algorithm

o Sequential rank-based selection algorithm $\text{select}(S, k)$

1) if $|S| < q$ $O(n)$

then sort S & return the k smallest element of S

else

divide S into $\frac{|S|}{q}$ subsequences of size q

Sort each subsequence & find its median

Let the $\frac{|S|}{q}$ medians form the sequence T

endif

2) $m = \text{select}(T, \frac{|T|}{q})$, find the median m of the $\frac{|S|}{q}$ medians of T ($\frac{n}{q}$)

3) Create 3 subsequences $O(n)$

L: Elements of S that are $< m$

E: Elements of S that are $= m$

G: Elements of S that are $> m$

4) if $|L| \geq k$

then return $\text{select}(L, k)$

$T(\frac{N}{q}n)$

P4PCO



```

else if |L| + |E| > k
    then return m
else return select(G, k - |L| - |E|)
endif
endif

```

ما این دسته کی هستی تقسیم کردیم و سردهست را مرتب کردیم و میانه آن را به دست آوردیم. اندروز بزرگ نسبت خودش زمانی برای این امور هم کوچکتر از $\frac{1}{n}$ است. مقادیر مسأله با سُد مرتب سازی آن است.

$$\sum_{i=1}^n \Theta(i) = \Theta(n)$$

اگر بزرگ نسبت جمله دست علیه کند میانه کوچک را به دست آوردیم و در آن رایه آن مرتبی دیگر داشتم و دسته میانه کوچک داشتم. اتساعی دیگر داشتم و خود این دورنمایی میانه کوچک را حساب کن و خود این دورنمایی میانه کوچک را به دست اورده و تی میانه کوچک را بزرگ کرد و با این مرتب دو عنصر را سنت. بعده میانه کوچک را بزرگ کرد و عنصر را سنت. این امر کوچکتر را سنت. چیزی و عنصر مسأله را در یک دفعه بزرگتر نیز ستر را در یک مرتب از دهد.

اگر هم ابود برای مثال $\frac{1}{n}$ نسبت میانه $\frac{1}{n}$ عطفرا داریم و هی خواهیم شد. این کوچکترین عطفرا داریم. آن را مرتب می‌سینم و عطفرا سوم را بری داریم و اگر آن رایه کوچک نسبت داشته و هر سنت و هر من رابع نباشد آن مرتب از $\frac{1}{n}$ نیست.

پس اگر آن رایه $\frac{1}{n}$ از هم کوچکتر بود آن را مرتب میانه و $\frac{1}{n}$ این عطفرا را انتخاب کن.

$\frac{1}{n}$

مرتب مرتبند $\frac{1}{n}$ -امن کوچکترین عطفرا برمی‌دارد.

else (مرتب است):

$\frac{1}{n}$, اب $\frac{1}{n}$ دسته تقسیم مرتبند البتة به $\frac{1}{n}$ دسته تقسیم مرتبند زیرا همچنان است از $\frac{1}{n}$ بیشتر نسبت.

پس عنصر را به دسته کی هستی تقسیم مرتبند و سردهست را مرتب کرده و میانه را برمی‌دارد و در آن رایه

PAPCO

نام تا زیر

S [0 | 0 | 0 | ...]

$$|T| = \lceil \frac{n}{k} \rceil$$

T [* | * |]

میانه دسته دوم
↓ میانه دسته اول

آرایه T، تعداد $\lceil \frac{n}{k} \rceil$ عضو را در تعداد عناصر آن همتر از آرایه k است. معنی آن است که عدد عناصر آن همتر از n است. پس از تواند خود الگوریتم Select را بفرزند. الگوریتم Select (کارکرد آن عضو را در آرایه k پیدا کرده) کند.

حالوی تو باید از تعداد عناصر از n همتر بود. می توانستیم آن را حل نیم و گذرنخ آرایه T را با $\lceil \frac{n}{k} \rceil$ عضو را و عضو میانه آن معنی $\lceil \frac{n}{k} \rceil = |T|$ را بدست می آوریم و عضو میانه آرایه T را پیدا کرده.

سپس آرایه k را براساس T پارسیش می کنیم و سه دسته L، E، R که در تکراری عویض و عناصر را می کنند. می خواهد.

لی تو باید از عضو کوچکتر از میانه میانه که بود آن را در L بگذار از عضو مساوی با میانه میانه که بود آن را در E بگذار از عضو بزرگتر از میانه میانه که بود آن را در R بگذار

فرمکنیه $= L$ است و اینجا دلیل این کوچکترین عضو با سیم پس در عبارت دست دوی اشاره

اگر $k \geq L$ بود باید دنبال K در L بگذاریم برای مثال $= L$ است و ما دنبال $= L$ - این کوچکترین عضو را می بینیم و باید $= L$ - این عضو را در آرایه L، Select کنیم. معنی مسئله به L که حسنه من باید داشته باشد حل کند زیرا تعداد عناصر آن از n همتر است.

اگر $k > L + E$ است، فرمکنیه $= L$ داده دنبال $= L$ - این عضو را می بینیم. پس باید عضو k را در E پیدا کنیم. اگر $m = 50$ (میانه) میانه که باشد باید به این لایه $k > L + E$ است پس:

PAPCO



حلمه صفر دهم
۱۴۰۲، ۱۳۰۷

مُدَارَسٌ مُدَانِي

۱۴- این عصر من می‌از m کی درن که است. چون m تا بیست سرعت دارم، پس خود m را مری پردازد.

۱۵-۱۶-۱۷- این عضور را در کارایی و پیداگزینی می‌دانیم. این عضور را در درجه اول (سالان ۷ تا ۱۵) سویم و ۲- این عضور را در درجه دوم (سالان ۱۶ تا ۲۰) بسیار بایدی خواهیم داشت.

جلسه دعوه دهم:

Algorithm complexity & example

$$\frac{n}{g} = \omega \text{ , } g = \omega \text{ , } n = \gamma \omega$$

$$T(n) = T\left(\frac{n}{g}\right) + T\left(\frac{w}{f}n\right) + cn$$

S: ♀ ♀ ω ♀ ν 1 ♂ ν Λ ν 10 ν ♀ ω ♀ Η Ι ν 1 ν 1 ν ♀ ν ♀ ν

$T = \frac{E}{\hbar}$

I R I o R II R III G F D G V D A F D G V F D F G A
L E G

$$|L|=V \quad |E|=Y \quad |G|=19$$

٦٣

۵- امن کوچکترین عصب را بیدار کنید.

۵- امنیت کوچکترین در مرا را درد و باید در آن جا حسنه سرد و دارم.

S: 1 Y 1 o R 11

T₃: | |

o - - - - - E - - - G

۷- این کوچکترین عضور در کتابهای ۱ است

P4PCO

نهایی نه زدیم دسته ۵- تاکی است و $\omega = \Omega(n^2)$ است. در این مثال $n=5$ داده را به دسته ۵- تاکی تقسیم کردیم و سپس میانه آن را بدست آوردیم. میانه دسته اول ۶، میانه دسته دوم ۳ و میانه دسته سوم ۴ است. اکنون سپس میانه این میانه را بدست آوردیم و میانه $\frac{3+5}{2} = 4$ برابر با ۴ است.

نسبت به میانه $pivot$ کوچکتر از میانه هستند را مست جب و عناصری که بزرگتر از میانه هستند دست $\omega(n^2)$ دارند. این کوچکترین عضور بزرگ باشد و $\omega(n)$ را حذف کنیم و در سایر دنبال آن بزرگترین ایتر دنبال $\omega(n)$ این کوچکترین عضور بزرگ خود را پسوند. در واقع ایتر در ناچیز $\omega(n)$ بینت خود را بازیگردانی $return$ کنیم ایتر دنبال $\omega(n)$ این کوچکترین عضور بزرگ باشد در سایر دنبال $\omega(n)$ این کوچکترین عضور باشیم تا $\omega(n)$ این کوچکترین عضور را بدست آوریم و مسئله با این شرورت حل می شود.

A parallel selection algorithm

Parallel rank-based selection algorithm PRAMselect(S, k, p)

1. if $|S| < k$

$O(n^k)$

then sort S & return the k -th smallest element of S

else broadcast $|S|$ to all p processors

divide S into p subsequences $S(j)$ of size $\frac{|S|}{p}$

processor j , $0 \leq j < p$, compute $T_j = select(S(j), \frac{|S(j)|}{p})$

endif

2. $m = PRAMselect(T, \lfloor \frac{T}{p} \rfloor, p)$ میانه میانه $\{m\}$

$T(n^{1-\frac{1}{p}}, p)$

3. Broadcast m to all processors & create 3 subsequences

$O(n^{\frac{1}{p}})$

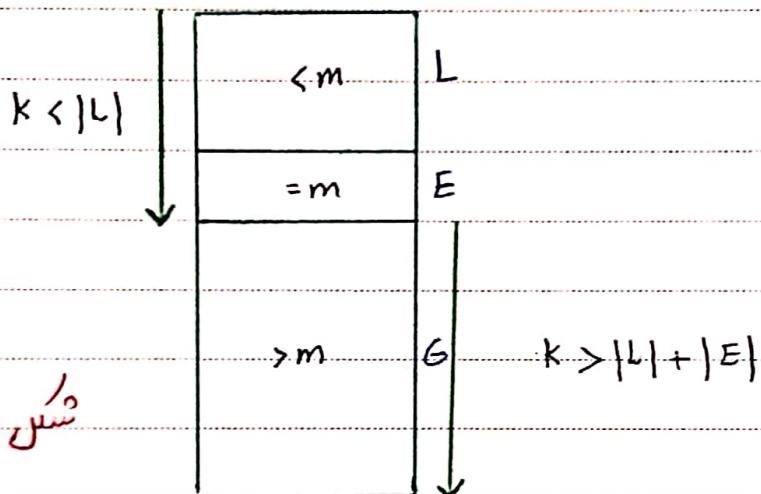
L: elements of S that are $< m$

E: elements of S that are $= m$

G: elements of S that are $> m$

P4PCO

4. if $|L| > k$ $T(\frac{n}{k}n, p)$
 then return PRAMselect (L, k, p)
 else if $|L| + |\varepsilon| \geq k$
 then return m
 else return PRAMselect ($G, k - |L| - |\varepsilon|, p$)
 endif
 endif



• خواصیم در مورد PRAM Selection نیم معنیه روی عمل PRAM محبت کنیم. یعنی اگر تعداد لکه هایت از ۴ باشد، $\lceil \frac{4}{k} \rceil \leq 1$ برابر است آوردن k -امین کوچکترین عضور L را مرتب حرف سینه زیرا هسته از ۴ است و روی هی از پردازنده آن را sort می کنیم و k -امین کوچکترین عضور را برای داریم.

• در عین این تصورت بین پردازنده های broadcast می شوند.
 اگر لکه های عضور داشته باشیم به صورت پردازنده ای $\frac{1}{k}$ عضوری رسید. در حالت قبل هم را باشیم پردازنده انجام می دیم اگرین هی خواصیم $\frac{1}{k}$ را که جدا کنیم تا برای $\frac{1}{k}$ هایی می سینم که به ۹ پردازنده درون دنباله S_i که بجزا حلقه ای $\frac{1}{k}$ از S_i که از اندازه $\frac{1}{k}$ داشته باشند. S_i معنی $S_i = 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9$ را بپردازنده های $\frac{1}{k}$ می دیم و ای آخر دو هر کدام $\frac{1}{k}$ عضور دارند. هر کدام $S_i = 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9$ پردازنده های $\frac{1}{k}$ می تفسم سود به هر کدام تقریباً 3 عضوری رسید پس هر کدام $\frac{1}{k}$ عضور دارد.

مدرسہ

- هر پردازنده میانه خود را حساب می کند. میانه میانه کو را کدام پردازنده حساب می کند؟
هر پردازنده که با هم حساب می کند PRAM select است. میانه میانه کو را که پردازنده
حساب می کند دوست پردازنده حساب نمایند و می خواهیم اندرین سریعتر باشد و این را بعنوان
حساب کند که $O(n)$ نمایند و این میانه میانه کو را که پردازنده حساب کند که بخار نمایند و
اتفاقاً اینجا دو کار را که در اینجا می خواهیم کیا هست پیدا کنند.

پردازش مجازی

۱۰ مرتبه مرحله اول:

بطرور طبیعی تعداد پردازنده که باید از تعداد داده کمتر باشد - تعداد داده که n است می تعداد پردازنده که از مرتبه x باشد:

$$p = (n)^{1-x}$$

$$0 \leq x \leq 1$$

تعداد پردازنده که از n کمتر و 1 است.

اگر $x=0$ باشد n پردازنده داریم.

اگر $x=1$ باشد ۱ پردازنده داریم.

ما این مرضی مسئله را حلیمی برمیم. می n داده داریم و آن را بین پردازنده که تقسیم شده باشند.

$$\frac{n}{n^{1-x}} = n^x$$

نباید این در مرحله اول n را بین دسته کی سلین و هفته ای اینه بین هر کدام تقسیم نمایند بلطفا n است (برای مثال ۵ تا برای ۳، ۵ تا برای ۲ و ...) می بینند تقسیم کردن از مرتبه $(n)^0$ است.

n عضفر داریم و ما n پردازنده کاری شده باشند می تعداد صورست n^x می سود. اگر جواہیم میانه هر دسته را پیدا کنیم از مرتبه 0 تعداد عناصری می باشند $(n)^0$ می سود. شاید زمان محاسبه میانه صورست $(n)^0$ است.

۱۱ مرتبه مرحله دوم:

می تعداد پردازنده که یعنی p ، میانه داریم از مرتبه $(n)^0$ است و زمان پیدا کردن میانه میانه با n پردازنده در $T(n^{1-x})$ است.

۱۲ مرتبه مرحله سوم:

n عضفر داریم و broadcast کردن به n پردازنده را از مرتبه $(n)^0$ تر فرمیم در سیستم CRCW می توانند همزمان بخوانند و پردازنده می توانند همزمان بخوانند و از مرتبه $(n)^0$ می سود و لی زمان

کردن طبق الگوریتم کی تبلی از مرتبه $O(n^{\frac{1}{2}})$ فرستاد چون $CRCW$ است و همین متوالیت بخواهد.

عنصر را نسبت به میانه میانه تقسیم کنیم. هر دسته خودش بجزای این کار را انجام می‌دهد یعنی وقتی دسته اول خودش را نسبت به میانه میانه کی خواهد خودش را درجای درست ترار می‌دهد. دسته دوم میانه پردازند آنرا.

میانه کی توانیم بدکار را درست بلویم که $CRCW$ است زیرا همان سری پردازند. مقادیر این را در کوچه خانه ترار می‌دهد، پردازند، دیگر می‌توانند مقدار را در خانه دسته ترار بدهد. یعنی از میدلیم مطلع هستند نباشان در واقعیت این طوری نیست و مدیریت می‌خواهد.

پردازند اول مقادیر عصفر دارد سه نسبت به میانه میانه آن را مقاسه کرده و در جای درست (L یا E یا G) می‌ذارد. پردازند دوم هم همین کار را کند و می‌بینیم میانه کمینه L می‌داند و به نوعی مدیریت می‌کند و دو پردازند صادر رسانی را در کوچه خانه ترار می‌کند و در نهایت کار درست است و می‌توالیت انجام دهد.

پس می‌توانیم بندی هم میانه $O(n^{\frac{1}{2}})$ نیاز دارد.

مرتبه مرحله های راه:

مدد دسته دارم $n^{\frac{1}{2}}$ هست، مساوی یا بیشتر از میانه میانه است. دیدترین حالت زمانی است در در $\frac{n}{\sqrt{n}}$ آنرا دنبال عصفر بگردیم و مرتبه این مرحله $O(\log n)$ است.

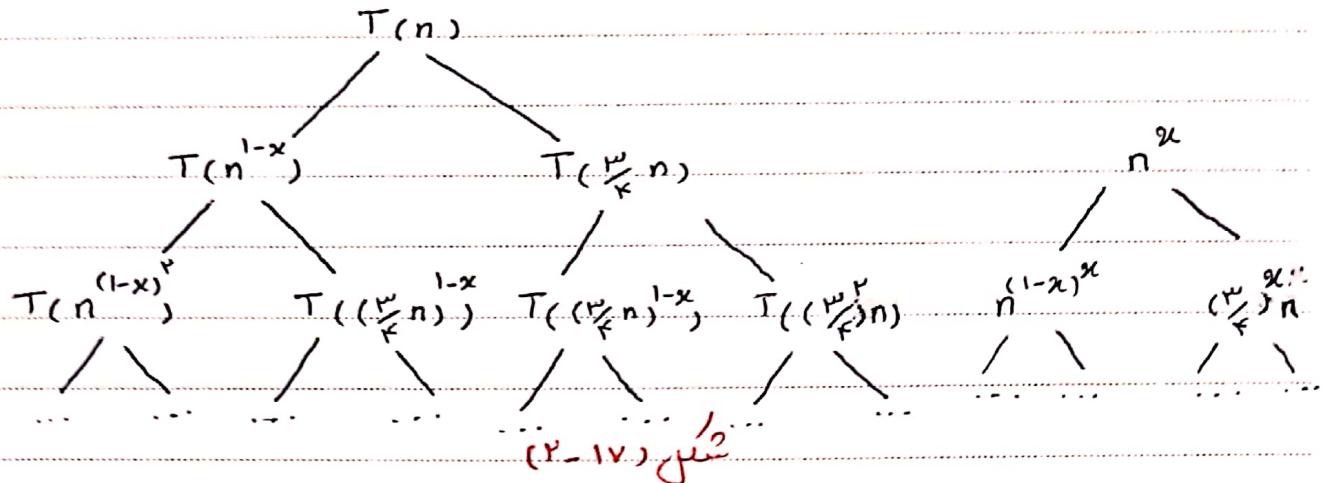
نباشان زمان مرتبه الگوریتم:

$$T(n, p) = O(n^{\frac{1}{2}}) + T(n^{\frac{1}{2}}, p) + O(n^{\frac{1}{2}}) + T(\frac{n}{\sqrt{n}}, p)$$

می‌توانیم در مقدار $O(n^{\frac{1}{2}})$ را مقدار $O(n^{\frac{1}{2}})$ در تظریم و به طور این می‌توانیم بلویم:

$$T(n, p) = O(n^{\frac{1}{2}}) + T(n^{\frac{1}{2}}, p) + T(\frac{n}{\sqrt{n}}, p) = O(n^{\frac{1}{2}}) + O(\log n)$$

اگر درخت دقتیم آن را بگوییم رابطه مابین سطح زیر را درست:



جواب این معادله و درخت از مرتبه $O(n^x)$ است.

Algorithm Complexity & efficiency

$$T(n, p) = T(n^{1-x}, p) + T(\frac{x}{4}n, p) + Cn^x$$

: Speedup حسابی

$$S(p) = \frac{t_1}{t_p} = \frac{\Theta(n)}{\Theta(n^x)} = \Omega(n^{1-x}) = \Omega(p)$$

: efficiency حسابی

$$E(p) = \frac{S(p)}{p} = \Omega(1)$$

: work(n, p) حسابی

برنامه ای که این مقدار عدد دستیاً برابر باشد با

$$W(n, p) = p T(n, p) = \Theta(n^{1-x}) \Theta(n^x) = \Theta(n)$$

حالات ایده‌آل را در تظریه فرم:

با مقدار $p T(n, p)$ حینی ایده‌آل است و این اتفاق نیافتد.

اُنر ۱ = مُراد دھیم جِد اتفاقاً می اند ہے (بدینه از سُو پردازندہ استفادہ کئیں)

$$T(n, 1) = O(n^x) = O(n)$$

اُنر ۰ = مُراد دھیم جِد اتفاقاً می اند ہے (بدینه از n پردازندہ استفادہ کئیں)

$$T(n, n) = O(n^x) = O(1)$$

اُنر ۲ پردازندہ داسٹہ باسُم و بجو اھیم K-امن کوچکترین عصفر را پیدا کئیں آبازیان آن دافعاً O(1) می سُرد؟!

خیر، سُوچ چیزی اینجا حذف سُدہ پیدا نہ سُرد و فتن درخت می سُم سُوچ چیز کی داریم کہ از مرتبہ $\log n$ است

$$\frac{n}{n^{(1-x)}} \quad \frac{n}{n^{\frac{1}{x}}}$$
$$(2^{\frac{1}{x}})^i n \leq 1 \quad n \leq (2^{\frac{1}{x}})^i, \log_{\frac{1}{x}} n \leq i$$

اُنر ۳ میں مرتبتہ آن $O(n^x)$ می سُرد

اُنر ۴ میں مرتبتہ آن $\log n$ است

$$T(n, n) = O(n^x) + O(\log n)$$

$$x=1 \rightarrow T(n, n) = O(n^1) + O(\log n) = O(n)$$

$$x=0 \rightarrow T(n, n) = O(n^0) + O(\log n) = O(\log n)$$

سُوچ چیز میں $O(\log n)$ terms درجیں اور $O(n^x)$ درجیں اور $O(n^x)$ حذف سُدہ اند در حال لیے اُنر ۰ میں مرتبتہ $O(n^0)$ باقی رائے $O(n^0)$ می سُرد

فرضی x میں $O(n^x)$ میں n نہیں تھا وہی معادلہ راحلی سُم طبق قُنیتی مجانی ریاضی (asymptotic) مرتبتہ $O(n^{-1})$ را بدست می آدمیں دیں اُنر مرتبتہ $O(\log n)$ را در تظر فلیریم اینہ طوری نہیں۔

وقتی معادلہ بازسُتی درخت شعل (۱۷-۲۰) راحلی سُم با عامل شاریتیں بے (۱) می رسداں

$\log \frac{n}{k}$ بعد $(\frac{3}{4})^n$ این خود من مرتبه $i \in (\frac{3}{4})^n$ داری دیگر $\log \frac{n}{k}$ حداقل در این سیر سو زمان شاره تین داریم. و کی چون جاگی معزینه $O(n^2)$ باقی است ب سرمه آن مدعی نباشد آن را به عنوان مرتبه آنورتیم در تکراری سیر

A selection-based sorting algorithm

parallel selection-based sort PRAMselectionsort(s, p)

1. if $|S| < k$ then return quicksort(S) $O(1)$

2. for $i=1$ to $k-1$ do $O(n^k)$

$$m_i = \text{PRAMselect}(s, i, \frac{|S|}{k}, p) \quad \{m_0 = -\infty, m_k = +\infty\}$$

end for

3. for $i=0$ to $k-1$ do $O(n^k)$

make the sublist $T(i)$ from elements of s in (m_i, m_{i+1})

end for

4. for $i=1$ to $\frac{k}{4}$ do in parallel $T(\frac{n}{k}, \frac{4p}{k})$

PRAMselectionsort($T(i)$, $\frac{4p}{k}$)

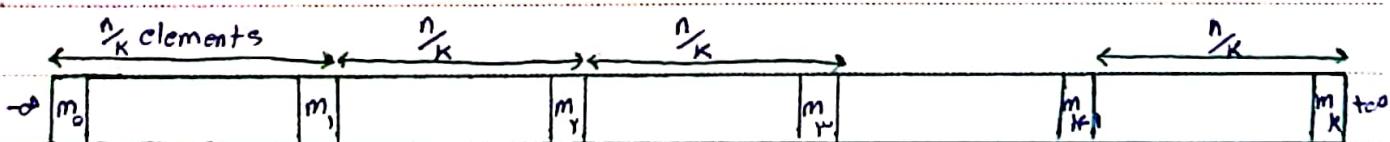
$\{\frac{p}{k}$ process used for each of the $\frac{k}{4}$ subproblems}

end for

5. for $i=\frac{k}{4}+1$ to k do in parallel $T(\frac{n}{k}, \frac{4p}{k})$

PRAMselectionsort($T(i)$, $\frac{4p}{k}$)

end for



partitioning of the sorted list for selection-based : $(k-1)v$

PAPCO

۱۴۹

در مرور اگر n عددی باشد، n -تایی مرتب سازی را بر اساس n -تایی k -تایی k -تایی مرتب سازی بر اساس k -تایی مرتب سازی را انجام دهد. اینجا می‌بینیم که k -تایی مرتب سازی را انجام دهد.

تفصیل:

تعداد پردازنده‌ها n در ترتیب n خواهی خواهیم از تعداد داده‌ها n برابر باشد و پردازنده‌ای i با i -تایی مرتب سازی را بپارهند.

مرحله اول:

الgoritem $K \times K$ با استفاده از quicksort را برای مردانه.

مرحله اول:

مرتبه اگر n در حالت متوجه $n! \log n$ و در بدترین حالت $\frac{n(n-1)}{2}$ است. اینجا می‌توان $K \times K$ است. quicksort آن را برای n در ترتیب n بگیر.

نکته:

اگر خواهیم n اعشار را با quicksort مرتب کرد، آن $O(n^2)$ است. اینجا هم چون تعداد عناصر K کوچک و $K < n$ است، quicksort آن $O(n^2)$ است. پس ما سعی آرایه K در طول آن از دیدی مثل K کوچکتر بود. اگر n در زمان $O(n^2)$ انجام می‌شود.

چون تعداد داده‌ها n است مرتبه این مرحله $O(n^2)$ است.

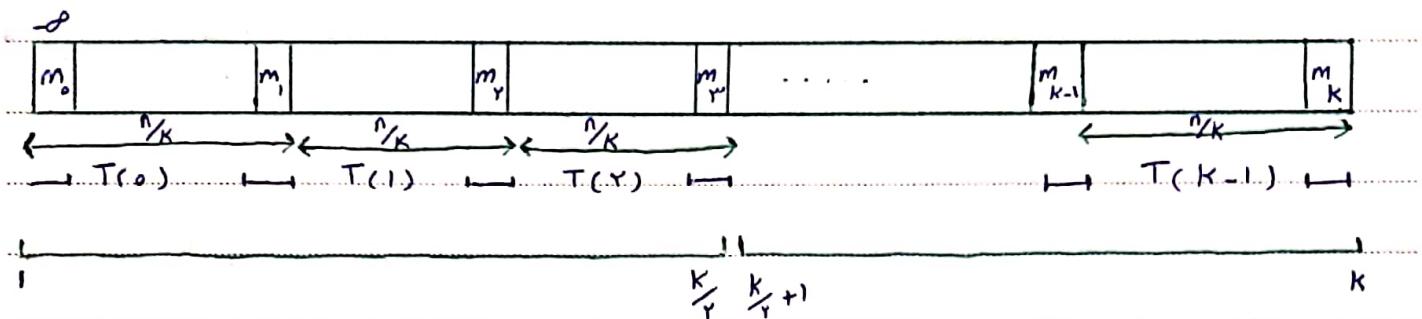
مرحله دوم:

تعدادی خانه درست می‌شوند و در آنچه خواهیم چنید دسته داشته باشیم و دسته دسته دسته دسته $K-1$ دریم.

اگر آرایه K است و می‌خواهیم طوری این آرایه را تغییر دهیم و دسته بندی شوند. دو خانه اضافه نمود.

در تظری عیّم، خانه اول را با m_0 و خانه آخر را با m_k نویم و آن را عیّم دانیم. جدیدی را تولید می کنیم و بررسی کنیم در این آرایه جدید چه اتفاقی می افتد.

$S_{i,j}$



شکل (۲-۱۷)

تعادل بر ∞ ، $m_0 = -\infty$ ، $m_k = +\infty$ را مراری دیگم. ما k عضور داریم که می تعداد عناصر را $|S|$ است. و باید آن را که از k دسته اند، $k-1$ تقسیم کنیم. m_k باید مقداری داشته باشد و در واقع $k-1$ عضور را تولید کردیم از براساس کم لسویی حفستند.

اکنون را بر k تقسیم کنیم به k دسته تقسیم کنیم و k عدد بوجیکی است و منع نزدیک هم نشست. (برای مثال، ۵، ۱۰، ۱۵، ۲۰، ۱۱، ۱، ...)

فرهنگ کنیم 1000 عضور داریم و $S = 1000$ است و $k = 100$ می باشد.

$$\frac{100}{k} = \frac{1000}{100} = 10$$

نایاب این اندازه، مقدار دسته 10 است.

ما $\frac{100}{100}$ کوچکترین عضور را پیدا کنیم یعنی 10 -امین کوچکترین عضور را پیدا کنیم و در خانه m_1 می نویسیم زیرا $= 10 = \frac{1000}{100}$ است و 20 -امین کوچکترین عضور را در m_2 می نویسیم و ... در m_{k-1} مقدار 990 -امین کوچکترین عضور را مراری دیگم و تا آخر بازی عنصر سرچای خود را می رویم.

موقب مرحله دوم:

پیدا کردن PRAMselect در آرایه S (از حرفه $O(n^2)$ است) و آن را در m_i نویسیم

P4PCO

از مرتبه $O(n^2)$ بود و لیست صفحه l در آن مرحله K -بار ابراز می‌شود. باشد مرتبه آن مرحله $O(n^2)$ باشد و کجا هر مقدار K کوچک دیرای مثال $n=100$ و ... است. پس مرتبه آن مرحله همان $O(n^2)$ است و هر کجا K است و توانیم از آن صرف تطریخ نمایم.

۵ مرحله سوم:

لیست T خالص باز (m_1, m_2, \dots, m_k) است و در آن نسبتی زیرا قبلًا جای آن که مسحون شده را به عنوان ترسیم دفعی لیست که هم هم طور است بنابراین K لیست $T_{k-1}, T_{k-2}, \dots, T_1$ از $m_{k-1}, m_k, m_{k-2}, \dots, m_1$ داریم و لیست T از m_1, m_2, \dots, m_k است.

مرتبه مرحله سوم:

ساخت این $sublist$ در مرتبه $O(n^2)$ انجام می‌شود

هر من کوچک مقدار پردازند که $n^{1-\alpha}$ و n تعداد عنصرها است

$$\rho = n^{1-\alpha}$$

$$\frac{n}{n^{1-\alpha}} = n^\alpha$$

پس دسته کراحتوری ساخته است؟

هر پردازندن ای n^α عضو دارد بنابراین وقتی عضو اول را که سردمتوصیی شود باید در کدام لیست بلندارد. صحن طور وقتی عضو دوم را که سردمتوصیی شود باید در کدام لیست آن را حرازد. بنابراین پردازندن اول n^α زمان کافیم (در واقع وقتی پردازندن اول این کار را انجام می‌دهد پردازندن دویم فهمیم که را انجام می‌دهد و آن فهم بزمان n^α نیاز دارد. لذا برای ما فهم سنت n^α تا داخل دارند. بازدارند و در نظر می‌گیریم اتفاقی می‌افتد با این افتاد و این در مدل PRAM برای ما فهم سنت زیرا ساده کان را ایده‌آل، Collision free در تطبيق می‌بریم.

پس مرتبه این مرحله $O(n^2)$ است.

پردازش موازی

۰ مرحله پنجم:

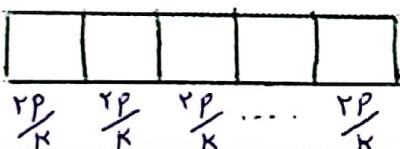
ل

در واقع بالکاری که انجام دادم عناصر ۱۵، ۲۰، ۳۰، ۹۹ را سرچابی خودساز می‌کنم. ما دسته داریم و آن را به دو قسمت تقسیم کنیم و دو قسمت پرتوانی در تهری سریع و پردازند. یعنی داریم.

همه لیست مورد تهری را روی دسته کی موجود داریم اول بایورت موازی انجام می‌دهیم و به هر دسته $\frac{P}{K}$ پردازند. می‌رسد:

$\frac{P}{K} = \frac{2P}{2} = K$ برای هر دسته $K=15$ دسته بایورت باید به هر دسته در $\frac{P}{K}$ اول $\frac{2P}{2}$ باشد. پردازند. می‌رسد.

در این مسئله هم پردازند داریم با بدینه پردازند. دسته تقسیم سود و به هر دسته $\frac{2P}{K}$ پردازند. می‌رسد.



حالا دسته کی خودساز را مرتب می‌سازیم زیرا recursive نهاده می‌شود.

پس PRAMselection sort را برای هر دسته از دسته کی جدا صادر می‌زنیم.

دسته اول $T(1)$ را $\frac{2P}{K}$ پردازند. دسته دوم $T(2)$ را $\frac{2P}{K}$ پردازند. مرتب می‌شوند.

پردازند دسته اول مرتب می‌شوند و مطمئن هستیم $\frac{2P}{K}$ دسته بعدی رطی ب $\frac{2P}{K}$ دسته اول ندارند زیرا Select کردیم و تمام عنصر بزرگتر در $\frac{2P}{K}$ بعدی هستند.

۰ مرحله پنجم:

دقیقاً اول مرتب سودن پردازند که دسته کی هم و اینبار می‌رسد. پردازند. بعدی انتها من پیدا شوند.

پس در $\frac{2P}{K}$ بعدی از $(1+2)T$ $T(K)$ را مرتب می‌کند و در راه است آرایه مرتب می‌شود.

پرسش:

چرا K دسته را به دو قسمت تقسیم کردیم؟! برای ایندی سریع شد.

پرسش : دانشجو

آیا مرتب سازی پل اول ب $\frac{1}{k}$ دوم ریاضی دارد؟
بله و بطور دارم وقتی سی عناصر را پیدا کریم همه عناصر قبل از آن کوچکتر و همه عناصر بعد از آن بزرگتر هستند

خالق : اگر این طوری باسسه های این sort انجام می دهیم
اصلاً برای همین select کردیم وقتی سی \rightarrow این کوچکترین عناصر را پیدا کردیم همه عناصر ایجاد شده در (m_1, m_2, \dots, m_k) هستند ولی خود سان مرتب نمی‌شوند و همه عناصر بین $m_1 \rightarrow m_k$ در (m_1, m_2, \dots, m_k) هستند ولی خود سان مرتب نمی‌شوند

و لی آنرا کاظم است این دو دسته را بعد با هم مرتب کنیم؟
جزیره زیرا طوری m_1, m_2, \dots, m_k را چیده ایم که عناصر بین آن \rightarrow ترتیب بلند داشتند و این باعث می شود که اینها نسبت کوچکترین آن \rightarrow برای مثال (m_1, m_2, \dots, m_k) را مرتب کنند آنرا مرتب شود

هر تیه مرحله پردازم و پنجم :

هر دسته $\frac{n}{k}$ عناصر دارد و از $\frac{2P}{K}$ پردازند برای مرتب سازی آن استفاده می شود
 $T\left(\frac{n}{K}, \frac{2P}{K}\right)$

نیازی نیست مرتبه این الگوریتم :

$$T(n, p) = O(1) + O(n^x) + O(n^x) + 2T\left(\frac{n}{K}, \frac{2P}{K}\right)$$

از سعی $O(n^x)$ هست تظری من :

$$T(n, p) = O(n^x) + 2T\left(\frac{n}{K}, \frac{2P}{K}\right) = O(n^x \log n)$$

$$p = n^{1-x} \quad K = \frac{1}{x}$$

اگر در حالت خوبه سئون معادله را بگذیم و $\frac{1}{x} = k$ در ترتیب بلندیم با هم نسبت داشته باشند و این \rightarrow تعداد پردازندۀ باشد و سی معادله را حل کنیم جواب آن $O(n^x \log n)$ می شود

پردازش مراحلی

: speedup

$$S(p) = \frac{t_1}{tp}$$

$$\text{Speedup}(n, p) = \frac{\Theta(n \log n)}{\Theta(n^x \log n)} = \Theta(n^{1-x}) = \Omega(p)$$

حداقل زمان با ۱ پردازنده $\Theta(n \log n)$ است

حداکثر زمان با p پردازنده $\Theta(n^x \log n)$ است

: Efficiency

$$E(p) = \frac{S(p)}{p} = \Omega(1)$$

: Work(n, p)

$$\text{work}(n, p) = p T(n, p) = \Theta(n^{1-x}) \Theta(n^x \log n) = \Theta(n \log n)$$

اگر $x=0$ باشد حین اتفاقاً حرف افتاده؟ (معنی سه پردازنده داشته باشیم)

$$T(n, 1) = O(n^x \log n) = O(n \log n)$$

حابل باید درست است و با ۱ پردازنده مرتبه همواره $O(n \log n)$ است.

اگر $x=0$ باشد حین اتفاقاً حرف افتاده؟ آیا حابل زیر درست است؟

$$T(n) = O(\log n)$$

اگر $x=0$ باشد valid بنتیت زیرا در تحلیل کی نهی سیم فاکتور کی تعدادی را در حل معادله بازرسی دو تا لر سیم بلوغیم

بنابراین اعنی مرتبه زمانی برای $n \neq n$, $\log n$ درست است و برای $n=0$ حق داشتیم جواب درست

حست بایند

اگر $x=0$ باشد باید معادله زیر را دوباره حل کنیم و بررسی کنیم که آیا جواب همان سیم بوده باشد

$$T(n, p) = O(n^e) + T\left(\frac{n}{k}, \frac{rp}{k}\right)$$

$$O(1) + T\left(\frac{n}{k}, \frac{rp}{k}\right)$$

Example of parallel sorting

S: ۹ ۴ ۷ ۶ ۱ ۳ ۸ ۲ ۱۰ ۵ ۲ ۴ ۶ ۲ ۱ ۷ ۰ ۴ ۹ ۸

$$k=4, \alpha = \frac{1}{4}, p=n^{\frac{1}{4}}, n=20$$

$$m_0 = -\infty$$

$$\frac{n}{k} = \frac{20}{4} = 5 \quad m_1 = PRAMselect(S, 9, 0) = 2$$

$$\frac{rn}{k} = \frac{160}{4} = 120 \quad m_2 = PRAMselect(S, 12, 0) = 4$$

$$\frac{rn}{k} = \frac{160}{4} = 19 \quad m_3 = PRAMselect(S, 19, 0) = 3$$

$$m_4 = +\infty$$

$$T: \underline{m_0} \quad \underline{m_1} \quad \underline{m_2} \quad \underline{m_3} \quad \underline{m_4}$$

T: ۰ ۰ ۱ ۱ ۱ ۲ ۲ ۳ ۳ ۴ ۴ ۴ ۱ ۰ ۰ ۰ ۰ ۰ ۹ ۱ ۹ ۹ ۷ ۷ ۸ ۹

۶- این کوچکترین عدد ۲ است

۱۳- این کوچکترین عدد ۳ است

۱۹- این کوچکترین عدد ۴ است

سپس داده که سمت پاینگا مارتبین می شوند. صریح کوچکتر در ۲ است سمت پیش و هرجه بین

۲۰ است در (۰, ۱, ۲, ۳) و داده بین ۳ دفعه در (۰, ۱, ۲, ۳) و اعداد بزرگتر (زیرا در (۰, ۱, ۲, ۳)

قرار گنجیده. این دسته که لزوماً مرتب نیستند.

در مرحله بعد به صورت بازگشتی کارتبی روى هر کدام از این دسته که انجام می شود و در راست آن مرتب می شود.

در مرحله بعد به صورت بازگشتی کارتبی روى هر کدام از این دسته که انجام می شود و در راست آن مرتب می شود.

Alternative sorting algorithms

۱- خواهیم در مورد الگوریتم مرتب سازی alternative sorting محبت بینم. اینجا الگوریتم مرتب سازی

PRAM



دسته دخن، parallel randomized sort است. محتوا از \sqrt{n} کوچک‌تر است و $p \ll \sqrt{n}$ نباشد. $p^2 < n$ است. دلیل آن را تلفیر فرموده ام این برای ۲ تقسیم سوده می‌خانم کار کند.

parallel randomized sort PRAMrandomsort(S, p)

1. processor j , $0 \leq j < p$, pick $\frac{|S|}{p^r}$ random samples of its $|S|$ elements & store them in its corresponding section of a list T of length $\frac{|S|}{p}$

2. processor 0 sort the list T

{comparison threshold m_i is the $(\frac{i|S|}{p^r})$ th element of $T\}$

3. processor j , $0 \leq j < p$, store its elements falling in (m_i, m_{i+1}) into $T(i)$

4. processor j , $0 \leq j < p$, sort the sublist $T(j)$

برای هر پردازنده کی $j = 0, 1, \dots, p-1$ و $i = 0, \dots, \frac{|S|}{p^r}-1$ است. هر پردازنده ای $\frac{|S|}{p^r}$ عصر دارد و p پردازنده در آغاز هر دام از این پردازنده که باید در ترتیب دسته دخن $\frac{|S|}{p^r}$ عصر ($\frac{|S|}{p}$) از $\frac{|S|}{p}$ عصری پیش از آن که ذخیره شده بتواند این دام را لیست T پیوندارد.

پردازنده p لیست T را ساخته شده را مرتب می‌کند.

برای هر پردازنده $j = 0, 1, \dots, p-1$ و $i = 0, \dots, \frac{|S|}{p^r}-1$ (است) عناصر را در بازو (m_i, m_{i+1}) مرتب کرد.

پردازنده کی $j = 0, 1, \dots, p-1$ و $i = 0, \dots, \frac{|S|}{p^r}-1$ است. دسته کی (j, T) را مرتب می‌کند.

بررسی:

تفاوت الگوریتم alternative sorting با الگوریتم selection-based sorting چیست؟
الگوریتم تبلیغی یعنی هر یک عنصر را این کوچکترین عنصر را این کوچکترین عنصر را می‌شناسد.

امن الگوریتم این کار را از کند دیده باشی اینکه دیگر Select نماید، برای مثال ۱۵ عدد از ۲۰ عدد مقادیر بزرگ آرد و جایی عناصر را نسبت به آن که بار و بیشتر هستند این الگوریتم تبلیغ ساختار منطقی داشت و ساختار منطق آن این بود که لیست ۱۵ امن کوچکترین عدیم است ۲۰ امن کوچکترین عدیم داشته باشند ترتیب $\frac{1}{K}$ را در ترتیبی مرتفع داشت و لیست ۱۵ امن کوچکترین عدیم که $\frac{1}{K}$ و ... و $\frac{1}{K}$ است برای مثال $\frac{1}{K} = \frac{1}{15}$ بود، ۱۵ امن کوچکترین عدیم ۲۰ امن کوچکترین عدیم و ... در این الگوریتم این کار را به صورت مقادیر انجام می‌دهد این الگوریتم مانند الگوریتم Selection-based است و اینجا چنین لستی که را ماتریس الگوریتم می‌کنیم در ترتیبی $\frac{1}{K}$ (این دست می‌آورد) و در ترتیبی $\frac{1}{K}$ مرتفع داشت و نسبت به $\frac{1}{K}$ در آزادی T اعداد کوچکتر از $\frac{1}{K}$ را بدل از آن و بعد از $\frac{1}{K}$ تراویح داده و دسته ۲ را به این شورت مسحون می‌کند.

● parallel Radix sort

الگوریتم radix sort یا مرتب‌سازی جنبی

در این الگوریتم ابتدا بر اساس LSB، بعد middle bit و سپس MSB ارتقای مرتب‌سازی می‌شوند و در نهایت داده‌های مرتب شرک شوند

LSB: least significant bit

MSB: most significant bit

مثال:

پنج عدد ۳ رقمی (نفعی) که در میان مرتب‌سازی جنبی این را مرتب کنند و در عدد دو رقمی بوده

sort by LSB sort by middle bit sort by MSB

۰۱۲ ۰۱۲ ۰۱۲

۱۲۴ ۱۱۲ ۱۱۲ ۰۲۹

۰۲۹ ۱۲۴ ۱۲۴ ۰۴۸

۰۴۸ ۰۴۸ ۰۲۹ ۱۱۲

۱۱۲ ۰۲۹ ۰۴۸ ۱۲۴

اعداد به ترتیب ورود در ترتیب رنده می‌شوند و باید $stable$ باشد و این در مقدار ۲ داریم آنکه اول آمدت را ابتدا در ترتیبی $stable$ می‌سازیم.

Data movement in parallel radixsort

الgoritم radix sort قابلیت به صورت غیرموازن انجام می‌شود. اگرین ساده‌سازی آن به صورت موازن را بیان کنیم:

سازی به حساب جایی داده‌گذاری دستیافت (با جاید پاسخ) دو هر ۲ مرحله‌ی تواند به صورت موازن و مارکم انجام شود. ابتدا روی حساب جایی داده‌گذاری مربوط به بیت ۰ تعداد کریزی کنیم ممان درست داده‌گذاری در موقعیت باید داشت prefix sum انجام می‌شود.

(۱) محاسبه diminished prefix sum روی مکمل بیت ۰ برای تعیین ممان جدید داده‌گذاری مقداره درست ۰ دارند.

(۲) محاسبه prefix sum عادی روی بیت ۰ برای تعیین ممان داده‌گذاری مقدار ادراکی خود دارند عدد ۳ درستون diminished prefix sum به عنوان عدد پایه در آن محاسبه استفاده کی می‌شود.

input list	complement	Diminished	Bit 0	prefix sum	shifted list
۵(۱۰۱)	۰	—	۱	$۱+۲=۳$	۴(۱۰۰)
۷(۱۱۱)	۰	—	۱	$۲+۳=۵$	۲(۰۱۰)
۳(۰۱۱)	۰	—	۱	$۳+۲=۵$	۲(۰۱۰)
۱(۰۰۱)	۰	—	۱	$۴+۲=۶$	۰(۱۰۱)
۴(۱۰۰)	۱	۰	۰	—	۷(۱۱۱)
۲(۰۱۰)	۱	۱	۰	—	۳(۰۱۱)
۵(۱۱۱)	۰	—	۱	$۱+۲=۳$	۱(۰۰۱)
۲(۰۱۰)	۱	۲	۰	—	۷(۱۱۱)

اگر بیت ام ارزش را complement می‌نیم معنی بیت کی و را با دو بیت کی ۱، ۲ به تبدیل می‌نماییم.

سپس diminished prefix sum را می‌بینیم که از این انجام می‌دهیم مقدار sum مقدار diminished prefix sum درستون داشتم مقدار ۱ دارند را به دست می‌آوریم. معنی داده کی اصلی بیت کی آن که مقداره دارند مکمل آن ۴ صفر سود و اکثرن دری آن که diminished prefix sum می‌بینیم. در این مقاله ستوان diminished prefix sum مقداره ۱ دارد. مرتبه این مقداره در فنازکی می‌باشد ۲ مرتبه این مقداره در فنازکی می‌باشد ۱ مرتبه اینجا مرتبت سازی بر حسب رقم شان است.

پس ۲ شان می‌دهد که داده ۵۰۱۰ باید در فنازکه داشتم ترا اینجا مقداره دارند که خانه ۰ → ۱۰۰

خانه ۱ → ۰۱۰

خانه ۲ → ۰۱۰

اکثرن دوباره بیت و را درستون پیچیدم در تظری سیم درستون prefix sum بیت کی مکمل مقداره ۱ دارند را محاسبه کرده و با ۲ جمعی کنیم تا مکان داده کی بیت و آن که مقداره دارد مرتب سود.

خانه ۳ → ۱۰۱

خانه ۰، ۱، ۲، ۳ توسط داده کی بیت و آن که مقداره دارند پرسوده و داده کی بیت و آن که مقداره ۱ دارند در خانه ۲ ب بعد ترا ری سینه

عدد ۲ مقدار پایه است و prefix sum را انجام می‌دهیم تا شان مقداره چند منع داده ای است بیت و آن مقداره ۱ دارد

مرتبه این الگوریتم

زنگنه کارزم بجزی اجرای موازی الگوریتم مرتب سازی مبنی بر اساس اجرای ۲K محاسبه پیشنهادی موازی parallel prefix computation است که طول کلی بر حسب بیت است. اثربعد مقداره که باید بین مراده انجام می‌شود را از تکلیر ناظم بردن ۲K زمان کارزم دارد و K می‌شود ثابت است.

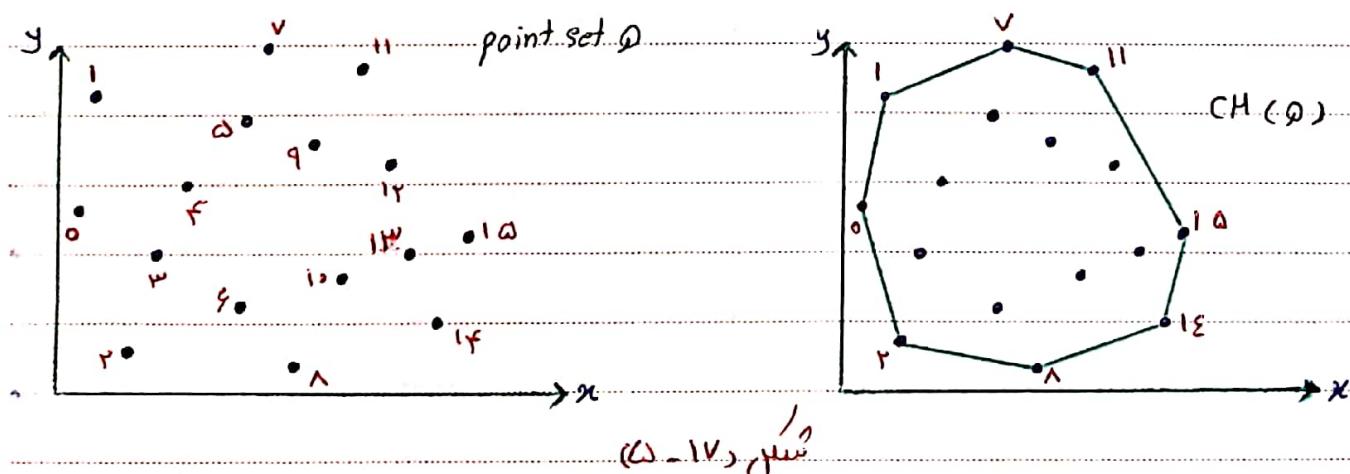
پردازش صراحتی

پردازندۀ بیکوئی اخلاقی انتها را داده سُده اند assignment می‌توانیم این کار را در $O(\log n)$ انجام دهیم زیرا prefix computation را در ساختار درختی در مرتبه $O(\log n)$ انجام می‌دهیم بنابراین می‌توانیم این کار را در $O(\log n)$ انجام دهیم.

بنجا بر اساس رقم یکان مرتب سازی اینام سُد و بعد دوباره باید همن کار را روی رقم دوم و بعد رقم سوم انجام دهیم تا مرتب سازی اینام سُور.

۶۰) convex hull of a 2D point set

پوسته محض یعنی چوبی خفاط دو بعدی در این پوسته کوچکترین چیز مطلع پوسته را بدست می آورند لیکن قائم نقاشه را در بر گیرند. در این پوسته کوچکترین چیز مطلع است که حیلسوی از خفاط را محیط می کند. برای اینه متوجه راه کی مختلف وجود دارد و یکی از راه که اینه است که می‌بایس نزدیک را پیدا کرده و نزدیک زاویه با آن را پیدا کرده و تا آنرا تا آن راهی سبی کند و چون convex hull بودست می آورد اینه که بست کی محاسباتی است.



جهتین الگوریتم ترتیب برای منظمه از مرتبه $O(\log n)$ است.

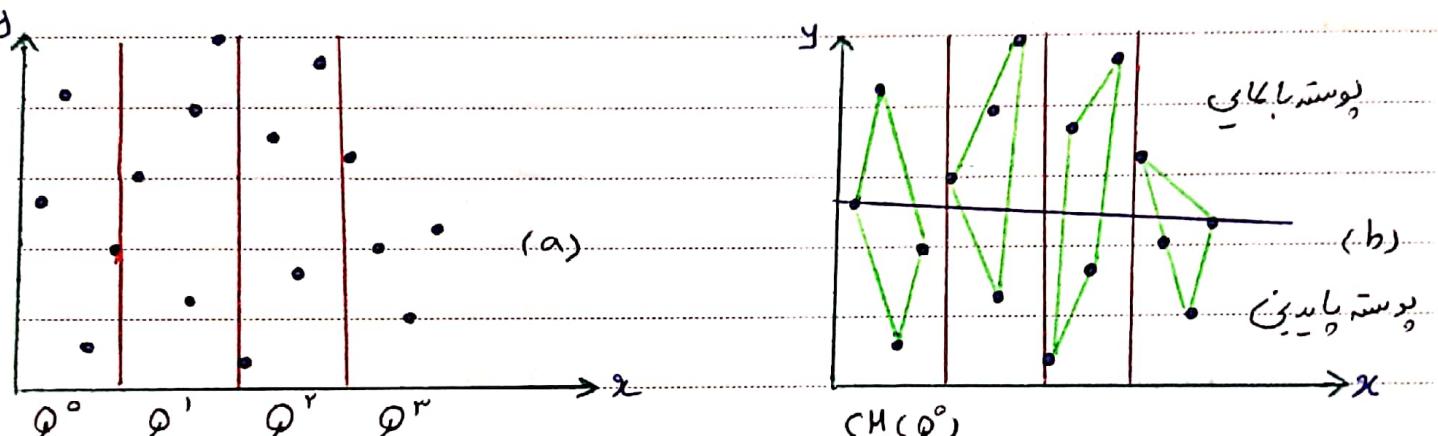
• PRAM convex hull algorithm

در ادامه الگوریتم پوسته محض را در حالت PRAM و با استفاده از پردازندۀ کی از داریم بیان می کنیم و به اینرا کافی معنی می پردازندۀ داریم.

PAPCO

parallel convex hull algorithm PRAM convex hull (S, p)

1. sort the point set by the x coordinate
2. Divide the sorted list into \sqrt{p} subset $Q^{(i)}$ of size \sqrt{p} , $0 \leq i < \sqrt{p}$
3. Find the convex hull of each subset $Q^{(i)}$ by assigning \sqrt{p} processors to it
4. Merge the \sqrt{p} convex hulls $CH(Q^{(i)})$ into the overall hull $CH(S)$



صلح (ج - ۱۷)

• ابتدا نقاط را بر اساس موقعیت x-شان مرتب می‌نماییم

• سپس ب تعداد نسبت آن را تقسیم می‌نماییم (صلح (ج - ۱۷)، (a))

• بعد کدام از آن را به دام نگیریم و هدایت آن را برداشته و منع دایم حلول در آن را می‌کرد (صلح (ج - ۱۷)، (b))

• پوسته کی محاسبه را باهم دنگام کرده و پس از اینکه محاسبه بود است آنرا

در دنگام convex hull دور ترین نقاط را در ترتیب معکوس و میان ترین نقاط را در ترتیب معمولی در ترتیب می‌بریم و سپس آن را به صورتی کند که convex hull اصلی به دست می‌آید.

پوسته الگوریتم:

مرتب سازی اولیه از مرتبه $O(p \log p)$ است.



پردازش مولازی

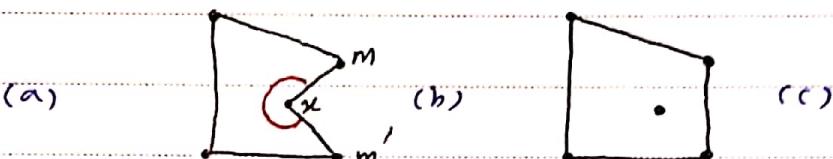
حالت پارسیشن کردن و سواره کردن آن از موقعاً است.

$$T(p, p) = T(\sqrt{p}, \sqrt{p}) + c \log p = 2c \log p$$

$c \log p$ دسته می سازیم و برای هر داده ای این را م نقطه روی T پردازند و برای داده های \sqrt{p} و $\sqrt{p} + \sqrt{p}$ تبدیل می شوند و زمان merge آن هم تغییر نمی کند. این دسته داده های از مرتبه $\Theta(n^2)$ است.

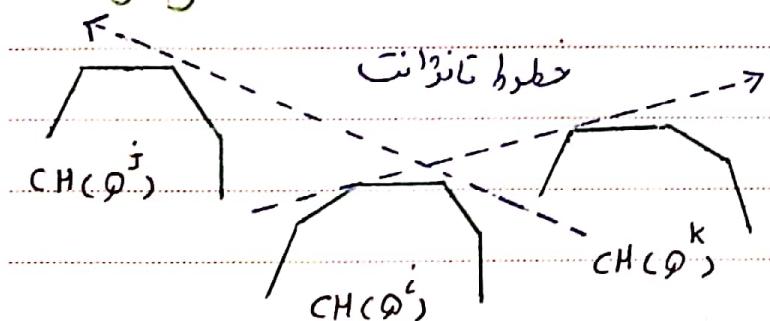
مثال:

پوسته محرب نقاط را در دست آورید.

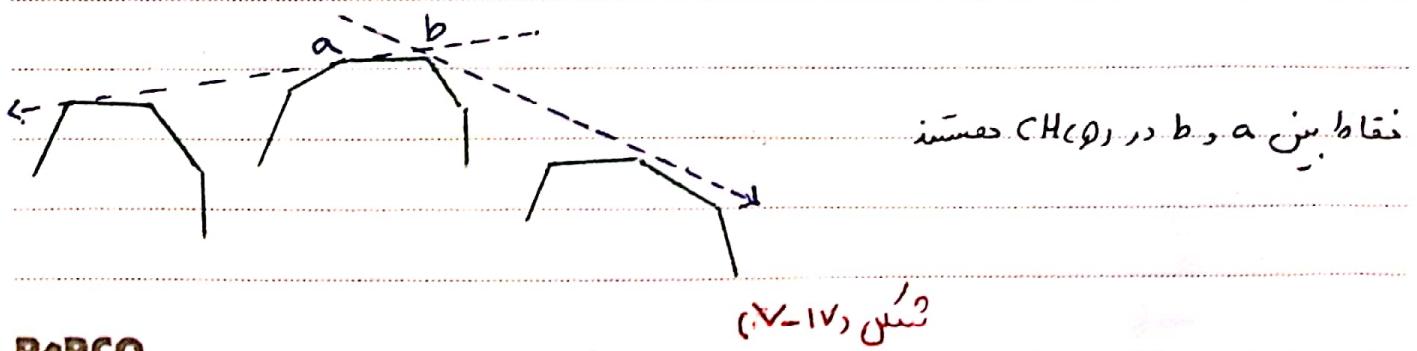


نقطه x تانژانت زاویه ای θ می سازد متقارن است و خطی به آن وصل نمی کنیم، به صحت داده های m و m' نیز فضی محرب نمی شوند زیرا زاویه بین دارند و زاویه داخلی آن متقارن است و باشد، رأس m و m' بهم وصل نمی کنیم.

Merging of partial convex hulls



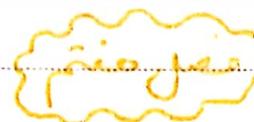
هیچ نقطه ای از $CH(Q_i)$ و $CH(Q_j)$ در $CH(Q_k)$ وجود ندارد.



در شش دلیل مثبت بازی زاده معرفه است و این زاده حذف و خلاصه نمایی نمود.
و حقیقتی دو نقطه را بهم وصل کنند زاده باشد که در ۱۸۰ باشد و زاده کسی بیشتر از ۱۸۰ داشته باشد و در نظر نمایند و سیرم.

پرسش های اولیه

Sorting & Selection Networks



v-1) what is a sorting network?

v-2) figures of merit for sorting networks

v-3) design of sorting networks

v-4) batcher sorting networks

v-5) other classes of sorting networks

v-6) selection networks

v-1) what is a sorting network?

عن خواهیم در مورد سلسله مراتب سازی محبت کنیم.
که مفاسد کشیده می تواند محبت یا مغفره باشد

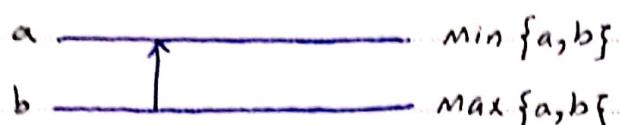
نیز می تواند محبت باشد.

یا مین حرف زدن را $\text{Max}\{a, b\}$ و $\text{Min}\{a, b\}$



مقادیر کنندۀ مقعر:

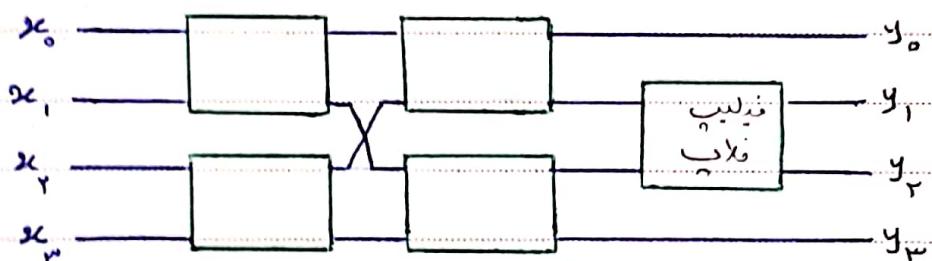
$a, b \in \mathbb{R}$ می باشند و $\max\{a, b\}$, $\min\{a, b\}$ بزرگتر از هر دوی از آنهاست.



شبکه مرتب ساز:

شبکه مرتب ساز سبکای است که بازدید هر دردی کسی دیگر، خروج داده شده باشد.

• proving a sorting network correct



شکل (۱۸-۱) نمایش چهار-تائی

در شبکه مرتب سازی جیند دردی و جیند خروجی داریم و اثربرازد جمیع مقادیر دردی، خروج مرتب باشد. یعنی دویمین شبکه مرتب ساز است. می اصلانه ساخت امکار دهنی آن کاری نداریم. اینکه اینه شبکه جیوه کاری نه در اینه درس اصلانه اهمیت ندارد و می فقط به دین کرد داریم که ساختار آن اینه طوری است که اثربرازد ط را بگیرد در مقاسه کنندۀ هست، مقدار $\min\{a, b\}$ باها و $\max\{a, b\}$ باها می باشند و همچو مقادیر کنندۀ بین a و b است که در زیر می دهد کوچکتر باها و مقدار بزرگتر باها می باشند.

خلاصه:

دقیق مطمئن باشیم شبکه مقاسه کنندۀ هست است می داشتیم (۴) می تاریم

μ	γ	ν	ω	α
γ	μ	ν	ω	α
ω	ν	μ	α	γ
α	ω	α	γ	μ

(2-18) $\frac{1}{\mu m}$

اگنون درسل (۱۸-۲۰) بین ۳ و ۲ مقدار باها و ۳ پایس هر رود. بین ۵ و ۱ مقدار اباهما و ۵ پایس هر رود. بین ۱ و ۲ مقدار اباهما و ۲ پایس هر روزه. بین ۳ و ۵ لاعاقق هر افتاده و بین ۲ و ۳ باها و ۳ پایس هر رود و در زیارت مقابر مرتب هر سویز.

مدرسہ

آیا سلن د ۱۸-۲) واقعاً کس سلسلہ صریب ساز است؟!

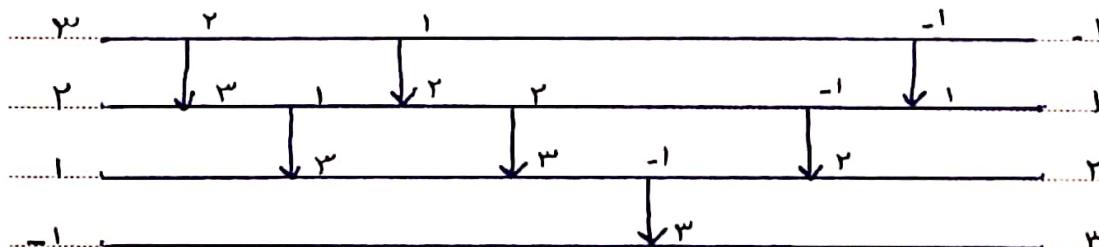
من ترددیم بگوییم سبک مرتب ساز است زیرا باید باز ای جميع مقادیر درودی خروج آن مرتب باشد و بصرخوار تائی درودی به آن بدهیم باید نشان دهیم که خروج آن مرتب است تابتوانیم مکونیم سبک مرتب ساز است.

بنابراین باید درسی برای اثبات درسی یا نادرسی محدود شود که مفاسده داشته باشیم.

۱۷۰

آخر عی درودی داسته باشیم ابع حالت درودی دریم.

ج





پیش‌نیت مذکور شد

پرسش:

اگر مرتب‌سازی، سلسله‌مرتب‌سازی سبیله‌جی دلوی است؟!
ماست insertion sort است زیرا صریح‌تر که آن سرچابی خود را مرتب نماید.

در ادامه ببینیم این سلسله‌جی دلوی تراویم بگوییم که شرکه مرتب‌سازی هست یا نه و این را بیان می‌نمایم.

و فرضیه: (۱)

اگر f تابع صعودی باشد، در آن‌ها صورت

$$F(\min\{a, b\}) = \min\{f(a), f(b)\}$$

$$F(\max\{a, b\}) = \max\{f(a), f(b)\}$$

است:

فرض کنید $a \leq b$ است آن‌ها

$$\min\{a, b\} = a$$

$$\max\{a, b\} = b$$

از طرف چون f صعودی است داریم:

$$f(a) \leq f(b)$$

$$\min\{f(a), f(b)\} = f(a) = f(\min\{a, b\})$$

$$\max\{f(a), f(b)\} = f(b) = f(\max\{a, b\})$$

سلسله مقابله شد:

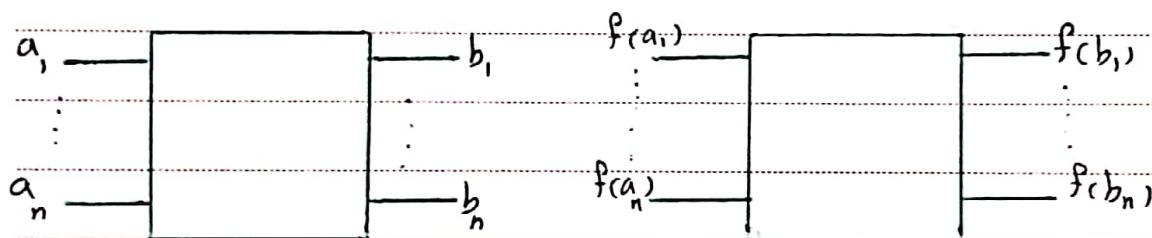
یک سلسله متصل از تعدادی سیم است که از طریق تناوبی کناره‌های به مرتبه را سُویند.

سُلْطَنِیه مُقاوِمَه لَهُ، سُلْطَنِیه مُرتب ساز منسِیت و زیگانی سُلْطَنِیه مُرتب ساز می سُوَد که هَهَ دَوَدَی کَ رَادَرْ قَدَه و خَرَدَجَ مُرتب سُورَه بَرَصَدَه.

۶- میله مرتب ساز

(٢) : مقدمة

اگر f میں سے کوئی مکانسی فرماں نہ سیم داشتہ باسیم (ورودی) (a_1, a_2, \dots, a_n) ، اب خروج (b₁, b₂, ..., b_n) بدلارہ ہے لیکن اگر f کو تابع صعودی باسیہ کو سیلہ ورددی (f(a₁), ..., f(a_n)) را بخروج (f(b₁), ..., f(b_n)) حیثیت دے،



بنیل رد معنی سه شبکه black box داریم که تعدادی ورودی (a_1, \dots, a_n) با میزد و فقط یکی از آنها درون جمعه مقامه اینجا می‌سُرد و برای این مقامه مفاسدی ورودی (a_1, \dots, a_n) را به (b_1, \dots, b_n) می‌برد.

انسات:

با استفاده از قاعده قبل، این قضیه بر اساس اثبات می شود
 مقادیه کسی مثبت و متفق را بگوییم $\sum_{i=1}^n a_i$ را دردی می دادیم خود من
 a_1, \dots, a_n می شود و دندر از آن $f(a_1), \dots, f(a_n)$ معلوم است که همان حالت قبل می شود و از
 $f(a_1), \dots, f(a_n)$ بعد $f(a_1), \dots, f(a_n)$ می شود.

PAPCO

● Elaboration on zero-one principle

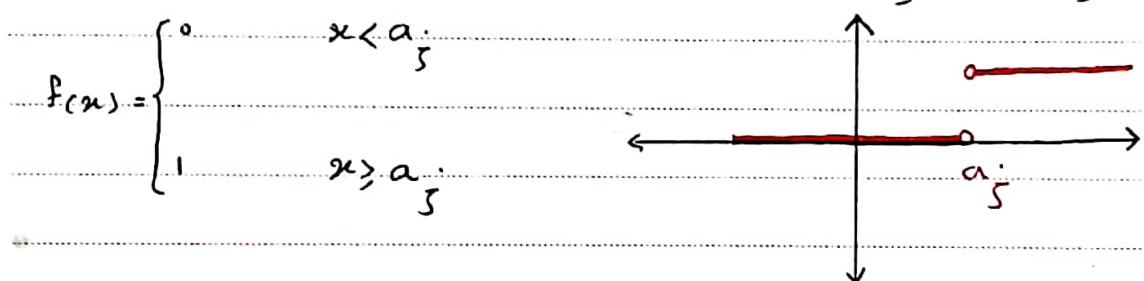
فیضانیہ اصل صفر و سه (zero-one principle) را در خروج مرتب کند لفظی که شبکه مقاسی را با ۰ و ۱ سیم تا مینیم کنی و اکثر مسائل ۲ حالت می‌سند را در خروج مرتب کند آن لیکه این شبکه تمام رسمت کوی درودی بطول ۲ را در خروج مرتب کند.

اُبادت (دیرهان خلف)

فرض کنیم این شبکه کوی شبکه مرتب ساز نباشد سیم دنبالهای چون (a_0, a_1, \dots, a_n) را در خروج مرتب نم کنی معنی $x < a_i$ دلی در خروج داریم:

$$(x < a_0, x < a_1, \dots, x < a_n)$$

تابع f را به صورت زیر تعریف کنیم:



پس f تابع معمولی است روابط دنباله $\{f(a_0), f(a_1), \dots, f(a_n)\}$ را به دنباله $\{x < a_0, x < a_1, \dots, x < a_n\}$ نگارد $f(a_0), f(a_1), \dots, f(a_n)$ را درودی باشیزی است در حالیکه خود طبق ضون ماباید مرتب باشد که سمت پس خروج خلف باطل است و حکم f است می‌سند.

اکثر خواستیم بلویم شبکه ای مرتب ساز است ماباید در هر ۴-تائی درودی را می‌سیم ماباید خروج مرتب مابشد و تعداد حالتات آن حلقی زیادی مسود است اکثر عوایر چهار حالت کوی درودی را در تغیر بلیزیم تعداد حالتات حلقی زیادی مسود را ماباید بتوانیم هر ۴ عددی را انتخاب کنیم در قضیہ ۳۱ تی تویید کا زام سمت عوایر حالتی که را در تغیر بلیزی و محدود دنباله کی بطول چهار باشیزی را در تغیر بلیزی و دیگر تراست آن که را مرتب کند منما شبکه ۴-تائی سه مرتب ساز است.

دنباله کی بطول چهار باشیزی $= 16^4$ حالت است اکثر بتواند این ۱۶ حالت را مرتب کند

حتماً سُلْه مُرْت بِسَاز حِبَار تَائِي اَسْت .

در اثبات قصیه (۳) دنباله وردی سُلْه دنباله باسیزی است چون خروجی های ای است رم داری هر کدام بلایع می‌باشد و $a_1 < a_2 < \dots < a_n$ می‌شود و $a_1 = a_2 = \dots = a_n = a$ می‌شود اما در خروجی $a_1 < a_2 < \dots < a_n$ آمده است وی باشد دنباله باسیزی را مرت بگند که نیزه است و قصیه می‌تواند سُلْه شُلْه باشیم داریم تمام حالت دنباله‌گی های را در خروجی مرت می‌شوند اما اینجا ما آن سُلْه دنباله های دادیم به در خروجی مرت مستیت .

پس ما مسئله را روی دنباله های مردم و طبق اصل داریم دنباله های مرت بمرتب شده دنباله های مرت بمرتب شوند و از اینجا به بعد کم را روی دنباله‌گی های داریم

اولن دسته از دنباله‌گی های خواصیم معرفی کنیم Bitonic دو رفتاره است .

• دنباله Bitonic باسیزی :

دنباله ای از صیغه وک است که ابتدا صعودی و سپس تردی است یا باشیم چهارشنبه دوری واحد سرایط فرق است

مقدار زیر سُلْه دنباله Bitonic است :

۰۰۰ ۱۱۱ ۱۱۰ ۰۰
لا مر

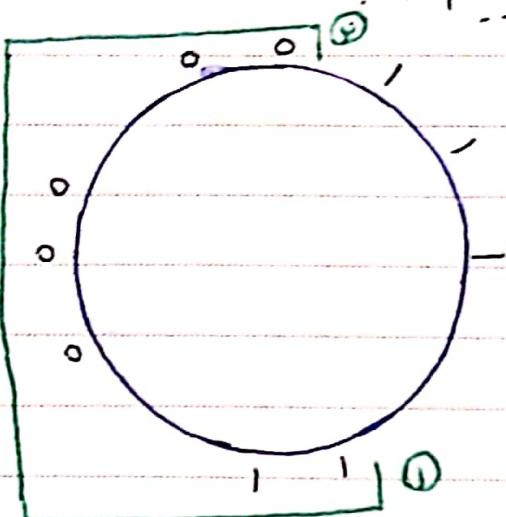
در ابتدا باشد صعودی باشد دنباله محدودی تعدادی ه و بعد مقدادی آمده دو قسم تردی می‌شود مقدادی واحد مقدادی است اول ما کامرازه دیده باشیم آمده است .

* ۵ * ۱ * ۰

مقدادی ۱ تعدادی ۱ و دیگر تعدادی داریم .
یا با سُلْه دو قسم دیگری صعودی و تردی را دارد . سُلْه دو قسم دیگری معنی اینه اعداد را دیگر تبدیل کنیم . حالا اگر از مسمات ① در شیل (۳-۱۸) به مسمات ② در آن مرت کنیم



ی توانیم آن را به صورت $1^0 1^0 1^0 1^0$ بزیم و دنباله Bitonic است.



شکل (۳-۱۸)

دنباله $1^0 1^0 1^0 1^0$ را توان از جای صعودی در صورت $1^0 1^0 1^0 1^0$ در ترتیب زیر:

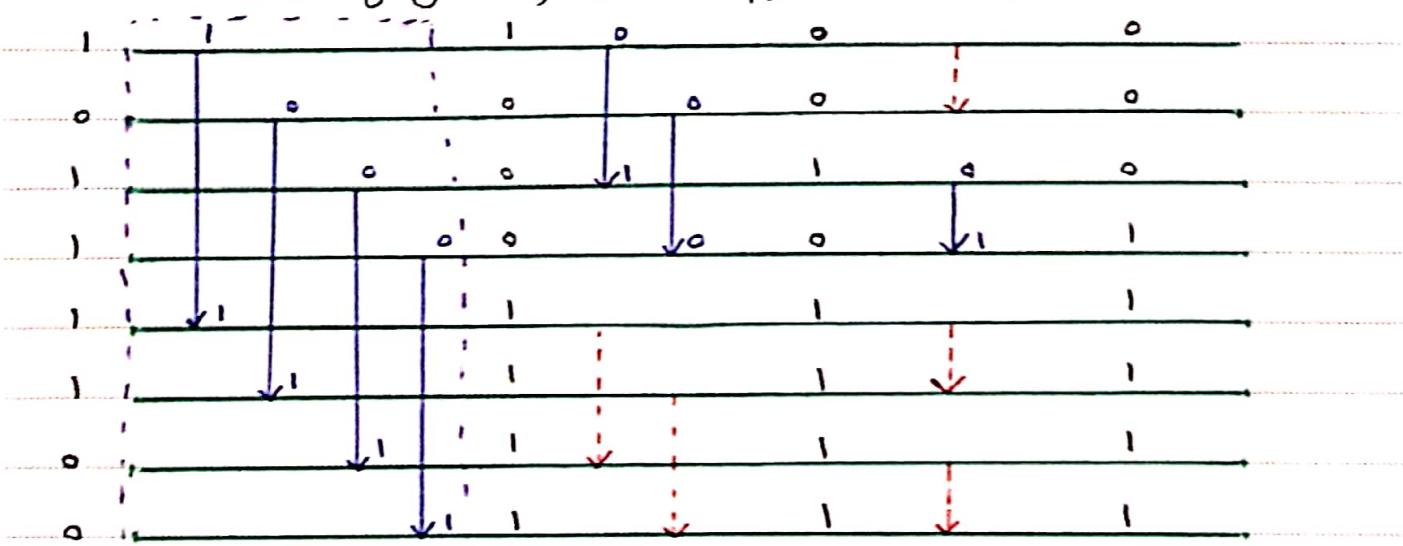
تذکرہ:

تمام دنباله‌ای Bitonic دری مفرد شو بیش از دو تسلی زیر متنست.

$1^0 1^0 1^0 1^0$

: Bitonic Sorter الورین

که دنباله‌ای از هر دو دنی دری n -تا سیم تماری سرده (تفاوت فی اندیج)!



PAPCO

half-cleaner

شکل (۴-۱۸)

اگر سیم اول را با سیم $\frac{1}{2} + 1$ در تطریع بگیریم \min را با کارو \max را پایین $\frac{1}{2}$ وزاریم و به عنوان ترتیب سیم دوم را با سیم $\frac{1}{2} + 2$ و سیم سوم را با سیم $\frac{1}{2} + 3$ و سیم چهارم را با سیم $\frac{1}{2} + 4$ ترتیب سیم پنجم را مقدار \min را با کارو \max را پایین $\frac{1}{2}$ وزاریم (معادله ۱۷) می‌شود.

اتفاق حابی می‌افتد و 50 بزم مقادیر سرچابی خودساخته‌ی روند و 50 بزم باهاز مانند در این مقاله
و 50 بزم پایین بعد مرحله دویل مرتب است. زیرا با تعداد 50 بیشتر است که تعداد 14 در حقیقی
که تعداد ماه و 1 است. یا تعداد 50 که بیشتر است که تعداد 14 نسبت برآورده است تعداد 50
بیشتر باشد بعد از تفاسید مردن به این صورت که باهازی روند و پایین می‌تواند شامل 50 و 1
باشد یا اینکه تعداد 14 بیشتر است و 14 بزم پایین می‌روند و 50 بزم ما مرتب است و 50 بزم
دیگر دوباره Bitonic است.

دوباره روی تئوری Bitonic باقی مانده مراعل باهاز مردار می‌شود و در هر مرحله 50 بزم شخص
شده و 50 بزم دیگر Bitonic است زیرا با تعداد 50 بیشتر است که تعداد 14 اگر تعداد 50 که دیگر
برابر بود مرتب سازی انجام شده بعده 50 بزم باهاز مقادیره و 50 بزم پایین
مقادیر دارند.

١٢

برای مرتب سازی دنباله Bitonic باید سیستم این کار را انجام دهد و سی نماین باش است. مقدارهای دویه و دویه نیز بایسند است. باعث تغیر در بایکام است. این دلیل کدام است؟ مقدارهای کدام هستند؟ مقدارهای دلخواهی کدام هستند؟ مقدارهای سود باید چه بایسند؟ مقدارهای سود و این کراfft و overhead این روش است.

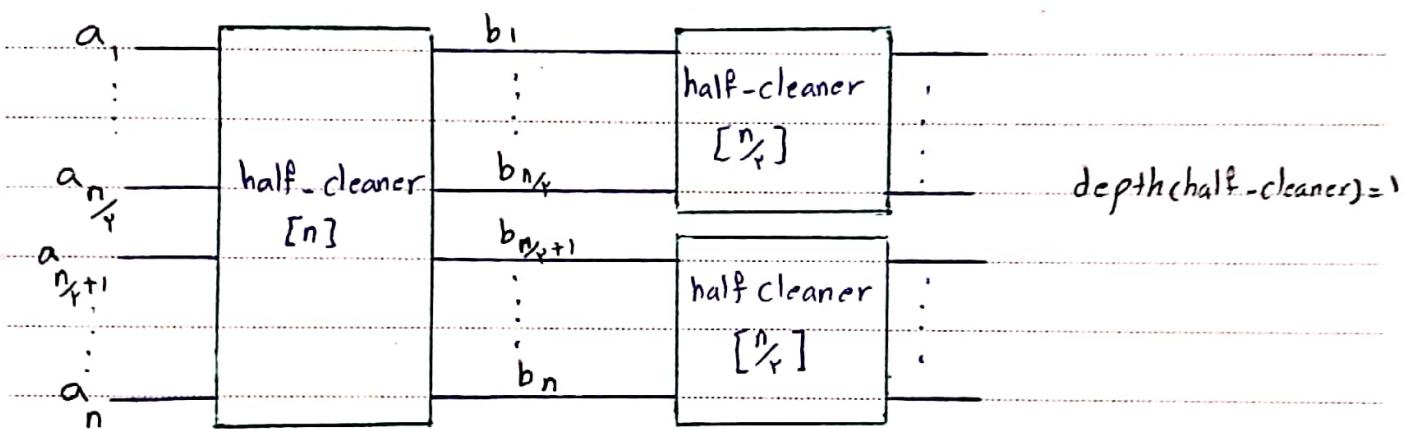
بررسی: دانشجو

می توانیم از سیناریو برای جلوگیری از Overhead استفاده کنیم! روشن باشید صورت مولازی اینجا می سردد تا سریعتر باشید و آنرا بخواهیم از سیناریو داشت! استفاده کنیم در این زمانه (n) O به آن اتفاق نمی افتد.

half-cleaner

که دنباله Bitonic صفر و که ب طول $n=2^k$ ، ای تویید ب طوری که سیم ز را با اسم $\frac{n}{2}$ + i مقایسه کرد و مقایسه از نوع مثبت است زیرا خواص min و max پایین باشد.

نتیجه شد است half-cleaner با خروجی $\frac{n}{2}$ خروجی $\frac{n}{2}$ خود است. با خروجی $\frac{n}{2}$ دقت نیست باقی مانده همچو باید نیستند خود که دنباله Bitonic ب طول $\frac{n}{2}$ است.

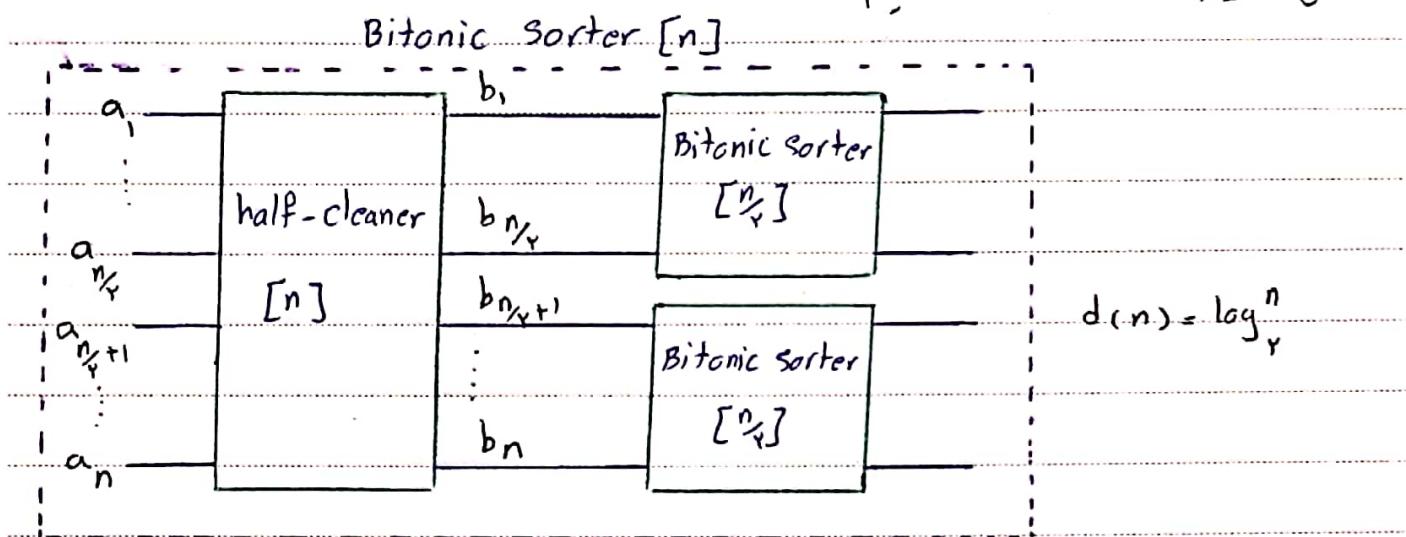


شیوه ۱۸

در شیوه ۱۸ در دردی a_1, a_2, \dots, a_n از شیوه half-cleaner مبتدی خطا اول را خله مقایسه می کند و $\frac{n}{2}$ خروجی آن و $\frac{n}{2}$ خروجی است پس از دو حجیمه half-cleaner $[n/2]$ بعد از خروجی half-cleaner $[n]$ استفاده می کند و بعد half-cleaner $[n/2]$ تا جایی که داده می خورد که half-cleaner $[2]$ شود معنی شامل شد مقایسه کننده باشد و لیکن خواص این طوری بگوئیم دی خواص recursive نظر کنیم و خروجی هر دو با دلیل باز خواص Bitonic Sorter $[n/2]$ دو دو half-cleaner $[n]$ داشتند.

کل شیوه ۱۸ recursive شد Bitonic Sorter $[n]$ معنی ابتدا half-cleaner $[n]$ که داریم و بعد خروجی آن را به در Bitonic Sorter $[n/2]$ دی دهم و شه حالی دست که تویید این کمتر از n تا دردی کند من آن را دنیامی دهم. شه half-cleaner $[n/2]$ دو دو Bitonic Sorter $[n/2]$ است و شه Bitonic Sorter $[n/2]$ شه Bitonic Sorter $[n/2]$ است.

ب محض ترتیب آن ک را سبک می دهیم.



$$d(n) = \log_2 n$$

شکل ۴.۱۸

: half-cleaner معنی

معنی (depth) برابر با است.

در شکل (۴.۱۸) در مرتبهای زیادا بیان شده، خط اول که متساوی است، خط دوچهار که متساوی است و در در خطه که متساوی است وجود دارد بنابراین

$$\text{depth(half-cleaner)} = 1$$

معنی معنی half-cleaner برابر با است.

: Bitonic Sorter معنی

$$d(n) = 1 + d(\frac{n}{2})$$

$$d(2) = 1 \rightarrow d(n) = \log_2 n$$

معنی half-cleaner موجود در Bitonic sorters برابر با است

معنی $d(2) = 1$ معنی اگر دو ععنی داشته باشیم با این معنی هر دویی متساوی شود.

: $d(\frac{n}{2})$

معنی $d(n) = 1 + d(\frac{n}{2})$ انسانی دارد، شکل (۴.۱۸)، Bitonic sorters $[\frac{n}{2}]$ ، $[\frac{n}{4}]$ ، $[\frac{n}{8}]$ ، ... می داریم و که می بینیم انجام می شوند پس شکل $d(n) = \log_2 n$ نوشتہ می شود و معنی آن ک برابر است و ناظر بر ورنی شود.

پردازشی خارجی

عنوان: Bitonic Sorter معرفی شده چون موافق جلویی رند.
ارتفاع آن Bitonic sortter بر اساس $n \log n$ است معنی در زمان $n \log n$ ترا فرم در و دی را می‌گیرد.

Theoretically optimal sorting networks

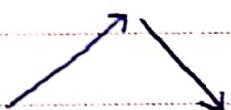
در دنیای واقعی از این پردازنده که نیمی سود زیرا روی صریح‌ترین‌هایی شد داده داریم.

: Merger $[n]$

یک شبکه‌ای است که در دیگر آن n سیم است به طوریکه در دیگر آن شبکه از دورسته صعودی پایینی تغییر سوده است.



نایابی این در دنیا صعودی و در دیگر داده از هر تا احتفظ شده است.
سیم سود در راسته ای کسری دفعه دیگری قرار می داشت تا بصرورت Bitonic سود و سیم آن که را بسیع Bitonic sortter می دیم تا آن که را ازبک کنند.

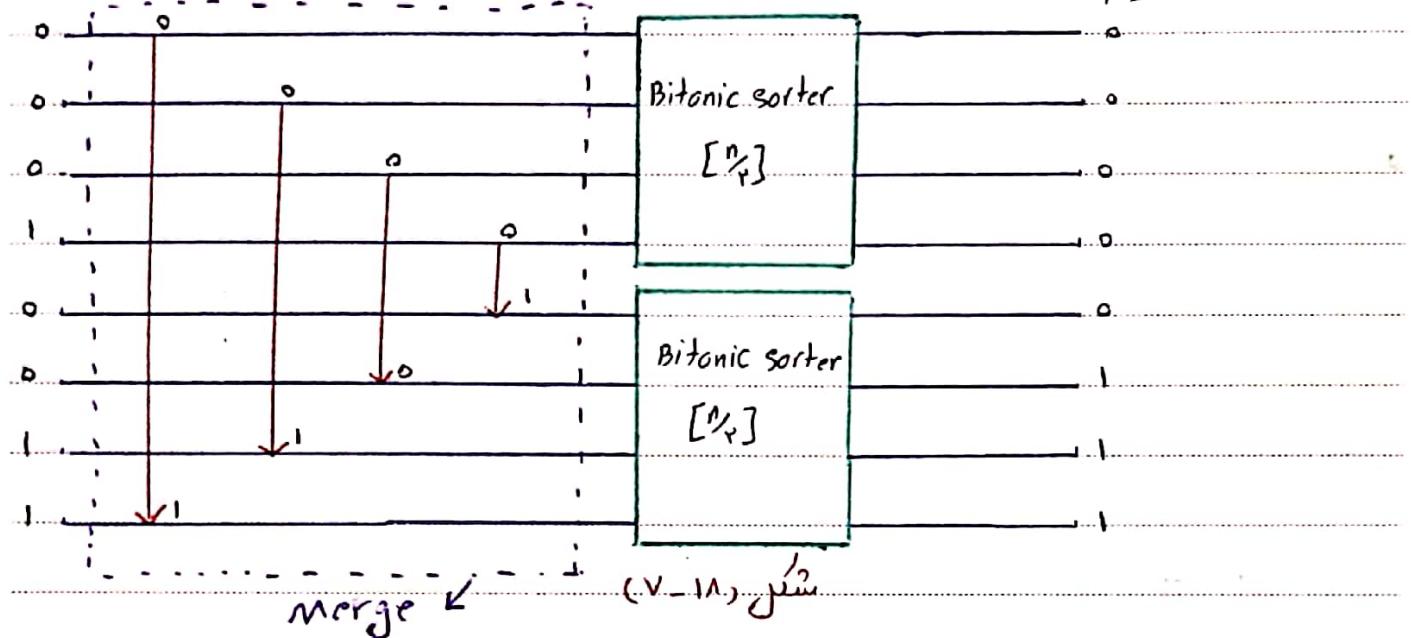


: پرسن

چپوری می توان سرنوشت را بمحابه کرد!
باشد آن را reverse کنیم. خلیق این صعودی است باشد آن را معلوس کنیم که ترددی سود.
معلوس معنی باشد دنباله را بر عکس کنیم.

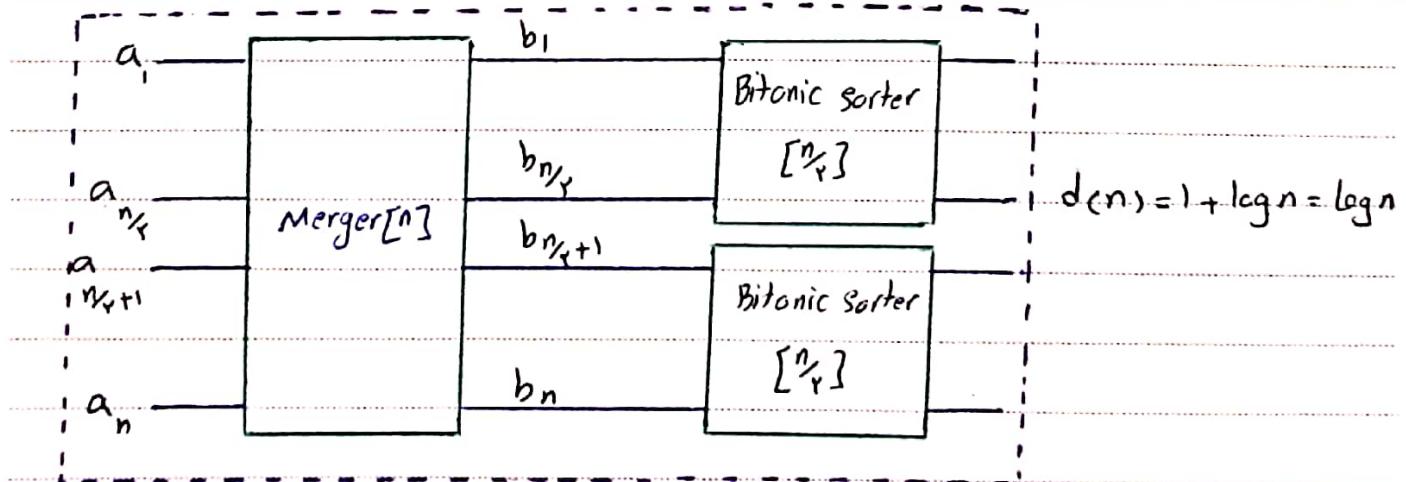
این این کار حلیق عالی است ولی نیمه مشکلی که دارد این است که خود reverse کردن زمانی به اندازه $(\frac{1}{2})^n$ کازم دارد.

مزمن کسیده خواهی در دنباله ۱۱۰۰۰۰۰۱ با درین ذکر سده مرتب شنیم



دنباله دوم معنی ۱۱۰۰۰۰۰۱ را مابهای معلوم و بجهت تبدیل کنیم تا دنباله Bitonic داشته باشیم.
 خلاصه اول را با خط n در تعلق چون اگر معلوم کنیم مقدار سیم $\frac{n}{2} + 1$
 منتقل می‌شود سپس کاژم سیم ساخت معلوم کنیم و از همان ابتدا خط اول را با خط آخر مقادیر می‌کنیم
 زیرا مرد بود دنباله دوم را معلوم کنیم و خلاصه اول را با خط $\frac{n}{2} + 1$ در تظر بلندیم و که جای آن
 خط اول را با خط n در تظر چون مردم داشتند ترتیب
 بعد از مرحله اول $\Theta(n \log n)$ با خروج آن clean است.

Bitonic sorter $[n]$



~~After~~

پس از اینکه مقدورت محالی مند کرده باشند، Bitonic sort را استفاده از $Merge$ می‌کنند.

- ۱) در $Merge$ خط اول با همه آخرين مقاماتي سرود و به منظور ترتيب
- ۲) از دو $Bitonic$ sort را در $Merge$ روی خروجی استفاده محر سرود
- ۳) مراحل ادغام را تکرار می‌نمایند.

• مرتبه استفاده از Bitonic Sorter [n]

$$\text{Bitonic Sorter} \rightarrow n_{\text{key}} = 1 + d(n_y) = 1 + \log_2(n) = O(\log n)$$

به مسمیت ادل آن Merge کرده و نهایت آن را داشت

بعد از آن داریم $\text{Bisection Sorter}[n]$

تذکرہ

الگوریتم های خواص میان مرتب سازی بتوانند $Merge$ دوسته باشند و اینها را میتوانند $Merge$ کنند.

مسنون

جُلُونه از دُلُورِتِم Marge (دُلُورِتِم مرتب سازی بیرون می‌آید) با استفاده از recursive

• ساخت یک سلسله مرتب سازی با استفاده از `merge`

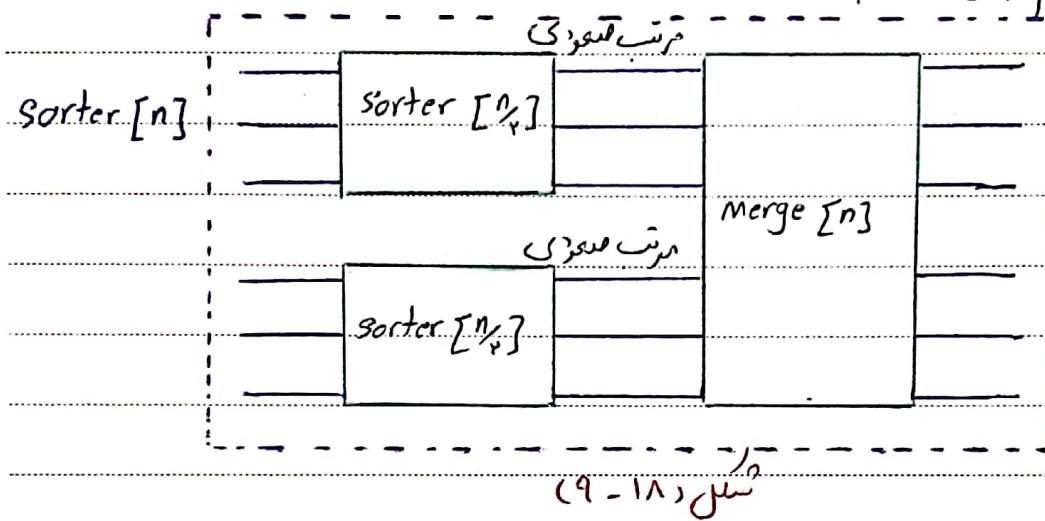
n- سیم دارم دی خواهم آن که را مرتب کنم، از سی Sorter - تائی استفاده می کنم

Sorter[n] معنی $d(n) = d(\frac{n}{2}) + \log n = O(\log n)$

Merge[n] - معنی $\log n$

رایزنی داشتم، ما آن را پایه سازی نمودیم $d(\frac{n}{2})$ کو نداریم.

(آن سریع ترین الگوریتم برای مرتب سازی است)

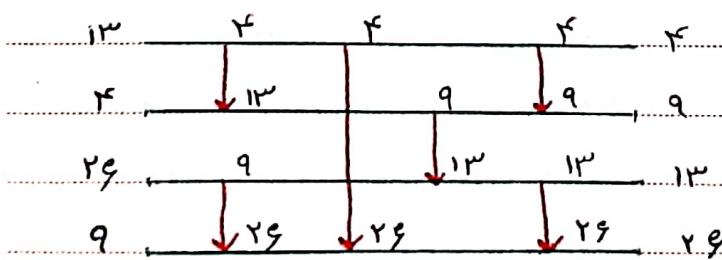


همسته از Merge تسلیل شده و آنها خنثی هم هست
در اخوات این سود و اتفاق در آن کار را داده بیدای نمایند
برای مثال Merge[4] است

نکته:

سچا هی توانند بجز از الگوریتم که ایجاد شده باشند مرتب سازی کنند.

عمل: مرتب سازی با استفاده از Merge





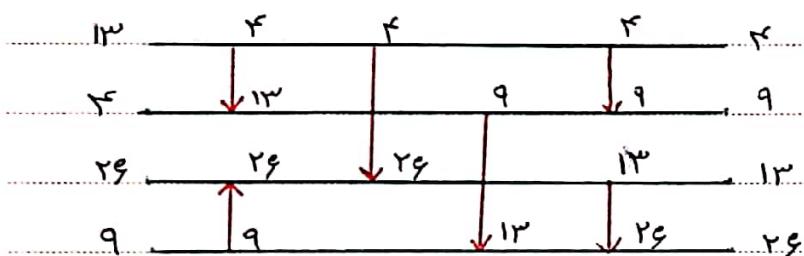
پردازش مجازی

ابتدا در $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ Sorter می‌نگارد و نیمه باهمی و نیمه پاکیزه مرتب خواهد شد. سپس با بدین آن $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ Merge Sorter که در سیم اول با نام آخوند مقایسه می‌شود و به همین ترتیب و مراحل می‌پسند و دوباره دو دنباله Bitonic مابدی مرتب شوند.

نتیجه:

وقتی ترتیب مرتب سازی می‌باشد و اگر این کند با هر عدد دیگری هم کار نمایند.

مثال: مرتب سازی بدون Merge



آخرین $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ صعودی در $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ Sorter دیگر ترکی مرتب کند استفاده از Merge می‌معنی است و مابدی خروج را ب بهم Bitonic Sorter است و دنباله Bitonic است و آن را به Bitonic Sorter می‌نگه صعودی و نیمه باهمی است و دنباله Bitonic است و آن را به Bitonic Sorter می‌نگه خطا اول را با خط سوم و خط دوم را با خط چهارم مقایسه می‌کند و در صورت بعد خط اول و دوم و خط سوم و چهارم را با هم مقایسه می‌کند.

پرسش:

در مثال باهمی در مرتب سازی بدون Merge دوست $\lceil \frac{n}{2} \rceil$ سیم داشتیم حالا را باید برداشتم؟ در فیلترنایی پاکیزه تمام نمی‌شود؟ باید معلوم باشند زیرا نیمه باهمی باید صعودی و نیمه پاکیزه باشد ترکی شود و وقتی دنباله که صعودی و ترکی شده باشد دوباره آن که را باید Bitonic Sorter می‌نگه.

در مثال مرتب سازی با استفاده از Merge چون تنها از مقایسه ترکیب استفاده می‌کند باید

Subject: _____
Date: _____

درباره استعداد کنیم Merge از طریق



حصة نباشى مفيدة باذن



PAPSCO