پایگاه داده پیشرفته

دکتر شجاعی مهر
علیرضا سلطانی نشان

۱۹ دی ۱۴۰۲

فهرست مطالب

۱ تراکنش

تراکنش واحد اجرای برنامه است. عملیاتی که در هر تراکنش می‌تواند شامل شود موارد زیر می‌باشد:

- Create
- Read
- Update
- Delete

۲ قوانین ACID

۱.۲ اتمیک یا Atomicity

هر تراکنش دیتابیس به صورت اتمیک می‌باشد. این قضیه بدان معناست که این تراکنش یا باید کاملا انجام شود یا کلا لغو و صرف نظر شود. در غیر این صورت اگر تراکنش به صورت ناتمام و ناقص انجام شود عواقب مختلفی روی دیتابیس خواهد گذاشت.

۲.۲ جامعیت یا Consistency

هر تراکنش باید از قوانین جامعیت پیروی کند. نمی‌توان داده‌ای را وارد جدولی از دیتابیس کرد که به صورت معتبر نباشد. در برخی از مراجع این قانون را به اجرای صحیح و سازگار تراکنش می‌شناسند. مهم ترین مثال آن است که شما یک Validation روی یک مقداری از فیلد جدول تنظیم می‌کنید که هر داده‌ای بر روی آن فقط با شرایط تعریف شده بایستی وارد شود.

مرجع پذیری زمانی مطرح می‌شود که یک رکوردی از داده وقتی وارد جدولی از دیتابیس می‌شود ممکن است ارتباط مشخصی با جدولی دیگر داشته باشد. پس به همین خاطر کلیدهای اصلی و خارجی در خصوص جامعیت وجود دارند که داده‌ای معنادار را پس از پرس و جو از دیتابیس به برنامه نویس برگرداند (یادآوری، بخش جوین‌ها در دیتابیس و تعریف رفرنس در هنگام تعریف کلید جانبی).

۳.۲ انزوا یا Isolation

هر سیستم جامع پایگاه داده‌ای باید بتواند روی همروندی تراکنش‌ها مدیریت و کنترل کامل داشته باشد. انزوا تراکنش‌ها قابلیت کنترل و تنظیم بر اساس DBMS است. به طور کل همروندی یا همزمانی به حالتی گفته می‌شود که چند تراکنش بخواهند در یک زمان به صورت موازی روی یک منبع عملیات خواندن و نوشتن را انجام دهند. اما این عملیات به طور کل هزینه خاص و مشخصی برای برنامه نویس و مدیر دیتابیس دارد.

۴.۲ قابلیت اعتماد یا Duribility

قابلیت اعتماد یکی از مهم‌ترین ویژگی‌های هر سیستم دیتابیسی است. یعنی بتوان داده‌ها را در پایگاه‌داده به صورت پایدار و ثابت نگهداری و مراقبت کرد. در صورت بروز مشکل روی داده‌های یک دیتابیس می‌توان به عملیات انجام شده در این قسمت مراجعه کرد. بطور کلی این بخش قابلیت کنترل و مدیریت دارد و می‌توان مجموعه فرایندهای نگهداری و بک‌آپ را به صورت خودکار انجام داد.

۵.۲ تنظیم قابلیت انزوا

انزوا و مدیریت همروندی در دیتابیس به چهار طریق قابل انجام است:

۱. Read uncommitted

۲. Read commmitted

۳. Repeadable read

۴. Serializable

یادآوری: هر تراکنش دو حالت در پایان پیدا می‌کند:

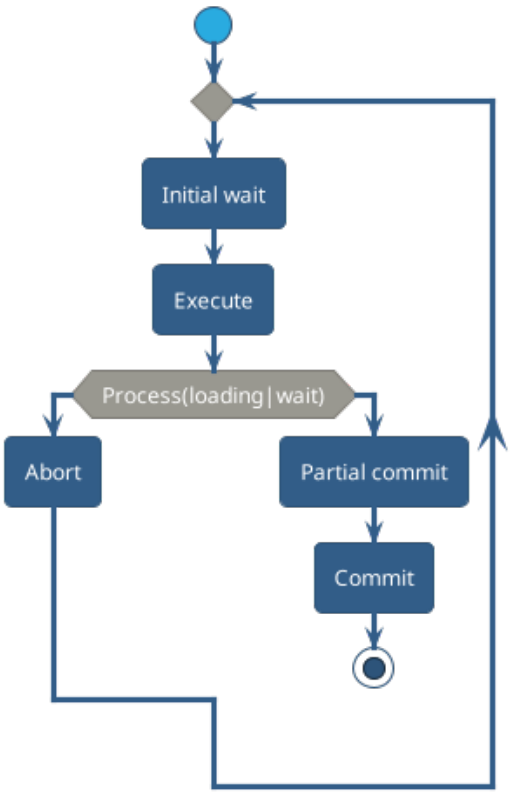
- Commit: تراکنش درنهایت تایید و انجام می‌شود
- Abort: تراکنش در نهایت ساقط یا صرفه نظر می‌شود

۱.۵.۲ وضعیت تراکنش

نکته: Abort در دو شرط اتفاق می‌افتد:

۱. زمانی که اجرای تراکنش به خطای Runtime دچار شود.

۲. خرابی و نقص سیستم که روی اجرای تراکنش تاثیر می‌گذارد که کامل نشود



شکل ۱: نمودار شروع فرایند تراکنش‌ها

۳ همروندی

۱.۳ مزیت همروندی

۱. افزایش سرعت گذردهی یا throughput

۲. کاهش میانگین زمان پاسخدهی به تراکنش مورد نظر

۲.۳ معایب همروندی

۱. Lost update: تغییرات گمشده به دلیل همزمانی در خواندن و نوشتن قانون Write before Write

۲. Uncommitted: خواندن داده‌ای که معتبر نیست. معمولا به آن Dirty read هم گفته می‌شود. قانون Write before Read

۳. Inconsistent retrieval: بازیابی داده‌ای که ناهمگان است. Read before Write

۳.۳ زمان‌بندی

زمان‌بندی به اجرای همروند و همزمان چندین تراکنش با هم گفته می‌شود.

۱.۳.۳ نظریه پی در پی پذیری زمان‌بندی‌ها

به دو روش می‌توان به پی در پی پذیری رسید:

۱. Conflict serializability

۲. View serializability

نمادهای مورد استفاده برای تعریف تراکنش‌ها:

- $R_i|Q|$
- $W_i|Q|$
- $C_i|Q|$
- $A_i|Q|$
- $B_i|Q|$
- $E_i|Q|$

۲.۳.۳ سه شرط اصلی تصادم

اگر p_i و q_j دو تراکنش باشند:

۱. i != j

۲. هر دو به یک داده دسترسی داشته باشند

۳. حداقل یکی از دستورات عمل نوشتن یا write داشته باشد

جدول ۱: حالات تصادم

	$R_i(Q)$	$W_j(Q)$
$R_i(Q)$	ندارد	دارد
$W_j(Q)$	دارد	دارد

۳.۳.۳ زمان‌بندی سریالی

در زمان‌بندی پی در پی، زمانی که یک تراکنش commit یا abort شود به دنبال تراکنش بعدی خواهد رفت که به آن تراکنش سریالی یا Serializable schedule می‌گویند.

$$S_1 = R_1(A)W_1(A)a_1W_2(A)W_2(B)C_2$$

زمان‌بندی سریالی بالا در حقیقت به دو فرایند تقسیم می‌شود. چرا که در انتهای تراکنش اول پیام سقوط کرده و برنامه به دنبال فرایند بعدی رفته است که روی منبع دیگری در حال انجام پردازش است.

فرایند نافرجام اول:

$$S_1 = R_1(A)W_1(A)a_1$$

فرایند commit شده دوم:

$$S_1 = W_2(A)W_2(B)C_2$$

جدول ۲: تراکنش‌های سریالی پی در پی

T_1	$R_1(A)$	$W_1(A)$	a_1			
T_2				$W_2(A)$	$W_2(B)$	C_2

۴.۳.۳ زمان‌بندی‌های معادل در برخورد یا Conflict equivalent

زمانی که دستورات یک زمان‌بندی را وارد زمانبندی دیگر کنیم به گونه‌ای که باعث تصادم و برخورد نشود، این دستورات در این زمان‌بندی با هم معادل در برخورد هستند.

با توجه به تراکنش‌های t_1 و t_2 و t_3 و t_4 زیر، می‌توان دریافت که این دو تراکنش با یکدیگر معادل در برخورد هستند. به گونه‌ای که بعد از جا به جایی هیچ تصادمی رخ نداده است.

نکته

برای فهمیدن پی در پی پذیری در برخورد بایستی بررسی کنیم که آیا می‌توانیم مجموعه عملیات تراکنش T_1 را قبل از مجموعه عملیات T_2 و همچنین برعکس، اجرا کنیم. برای اینکار هر عملیات از تراکنش‌ها را یک به یک بررسی می‌کنیم تا زمانی که ناسازگاری رخ نداده باشد (روی یک منبع مشخص) می‌توان آن جا به جایی را انجام داد. اما اگر ناسازگاری مشاهده شد از انجام فرایند جلوگیری می‌کنیم و اعلام خواهیم کرد که این تراکنش‌ها در بر خورد پی در پی پذیر نیستند.

جدول ۳: تراکنش‌های معادل در برخورد اول

T_1	$R(Q)$	$W(Q)$		$R(P)$		$W(P)$	C			
T_2			$R(Q)$		$W(Q)$			$R(Q)$	$W(Q)$	C

جدول ۴: تراکنش‌های معادل در برخورد دوم

T_3	$R(Q)$	$W(Q)$		$R(P)$	$W(P)$		C			
T_4			$R(Q)$			$W(Q)$		$R(Q)$	$W(Q)$	C

اما در مثال بعد هر دو تراکنش t_1 و t_2 مستعد به برخورد در یکی از فرایندها در زمان هستند.

جدول ۵: تراکنش‌های معادل در برخورد اول

T_1	$R(Q)$	$W(Q)$		$R(P)$		$W(P)$	C			
T_2			$R(Q)$		$W(Q)$			$R(Q)$	$W(Q)$	C

جدول ۶: تراکنش‌های معادل در برخورد اول

T_1	$R(Q)$	$W(Q)$		$R(P)$		$W(P)$	C			
T_2		$R(Q)$	$R(Q)$		$W(Q)$			$R(Q)$	$W(Q)$	C

مثال پی در پی پذیری

مثال زیر پی در پی پذیری در برخورد در تراکنش‌ها وجود ندارد چرا که نمی‌توانیم تراکنش T_2 را قبل از T_1 اجرا کنیم. و همچنین از نظر گراف در $W_1(P), R_2(P)$ و $W_1(Q), R_2(Q)$ ناسازگاری مشاهده می‌شود.

جدول ۷: عدم پی در پی پذیری در برخورد

T_1	R(Q)	W(Q)		R(P)		W(P)	C			
T_2			R(Q)		W(Q)			R(P)	W(P)	C

۵.۳.۳ گراف پی در پی پذیر

کامپیوتر برای تشخیص وجود برخورد در تراکنش‌ها از تئوری گراف پی در پی پذیر استفاده می‌کند. در این روش به صورت بصری ارتباطات تراکنش‌ها را نسبت به یکدیگر را نمایش می‌دهیم. در صورتی که بین دو یا چند تراکنش دور یا حلقه ایجاد شود، می‌گوییم که این تراکنش‌ها با هم برخورد دارند. سیستم DBM از گراف زمان اجرا خبر دارد و دائما در حال بروزرسانی آن است. اگر وجود دور یا حلقه را تشخیص دهد، برخورد را بررسی کرده و اعلام می‌کند که این تراکنش‌ها پی در پی پذیر در برخورد نیستند و از اجرای این تراکنش‌ها جلوگیری می‌کند.

نکته

یال‌های گراف برخورد را زمانی می‌کشیم که ناسازگاری‌های (WW, WR, RW) وجود داشته باشد.

۶.۳.۳ کشتن فرایند تراکنش‌ها

منظور از جلوگیری می‌تواند به دو روش باشد: یا کلا از اجرای تراکنش‌ها جلوگیری می‌کند یا بررسی می‌کند که کدام تراکنش یا تراکنش‌ها باعث ایجاد برخورد در تراکنش‌های دیگر می‌شود، آن را تشخیص داده و تراکنش آن را می‌کشد [۱].

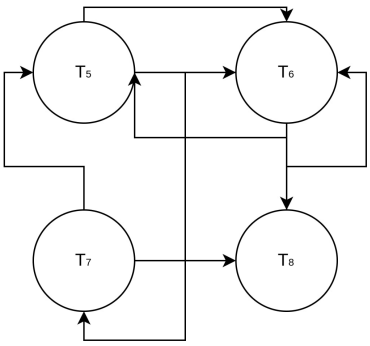
[۱] Kill transaction

برای مثال تراکنش‌های زیر را در نظر بگیرید:

جدول ۸: تراکنش‌های بانکی

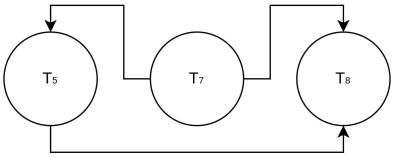
T_5			W(Q)		
T_6	R(Q)				W(Q)
T_7		W(Q)			
T_8				R(Q)	

گراف این تراکنش‌ها به شکل زیر است. توجه شود که هر تراکنش می‌تواند به صورت ترتیبی نسبت به تراکنشی بعدی خود ارتباط داشته باشد. در صورتی که حلقه ایجاد شود بایستی عامل ایجاد حلقه پیدا و سپس کشته شود.



شکل ۲: گراف تراکنش‌ها و ایجاد ارتباطات حلقه دار

در این مثال برای حذف حلقه می‌تواند یکی یکی تراکنش‌های مورد نظر را بررسی کرد و در صورت حذف یکی از تراکنش‌ها حلقه حذف شد می‌توان آن را نتیجه گرفت و اعلام کرد این تراکنش‌ها باهم سازگارند و برخورد ایجاد نمی‌کنند. در نهایت سیستم DBM تصمیم به اجرای تراکنش‌ها خواهد کرد.



شکل ۳: تراکنش حذف شده و ایجاد گرافی بدون حلقه

۷.۳.۳ پی در پی پذیری در دید یا View equivalent

زمانی می‌گوییم پی در پی پذیری در دید برقرار است که نتایج یکسانی در سیستم DBM با یک زمان‌بندی پی در پی داشته باشیم.

بررسی پی در پی پذیری در دید به ۲ روش می‌تواند انجام شود

۱. بررسی $R_{initial} < ... < R_{middle} < ... < W_{final}$

۲. استفاده از روش Read from

سه قاعده اصلی پی در پی پذیری در دید:

۱. برای هر داده Q تراکنشی که در S مقدار اولیه داده‌ای Q را می‌خواند در S' هم همان تراکنش اولیه مقدار Q را بخواند (خواندن‌های اولیه)

۲. برای هر داده Q اگر t_i در S داده Q را از t_j می‌خواند، در S' هم t_i همان داده را از t_j بخواند. (خواندن‌های میانی)

۳. برای هر داده Q آخرین تراکنشی از S که روی Q می‌نویسد در S' هم همان تراکنش نوشتن پایانی را روی Q انجام دهد. (نوشتن‌های پایانی)

نکته: یک زمانبندی پی در پی پذیر در دید است، هنگامی که معادل در دید با یک زمانبندی پی در پی پذیر باشد که نتایج درستی را منعکس کند.

۸.۳.۳ مثال اول پی در پی پذیری در دید

جدول ۹: پی در پی پذیری در دید

T_5			W(Q)		
T_6	R(Q)				
T_7		W(Q)			W(Q)
T_8				R(Q)	

پی در پی پذیر در دید است چرا که فرایند خواندن اولیه و عملیات میانی و در نهایت نوشتن پایانی را دارا می‌باشد.

$T_6 < \ldots\ldots\ldots < T_7$

$T_6 < T_5 < T_8 < T_7$

اما پی در پی پذیر در برخورد نیست چرا که بین تراکنش T_7 و T_8 یک حلقه ایجاد می‌شود و می‌تواند عاملی در برخورد باشد.

۹.۳.۳ مثال دوم پی در پی پذیری در دید

جدول ۱۰: پی در پی پذیری در دید

T_3	R(Q)		W(Q) C
T_4		W(Q) C	
T_5			W(Q) C

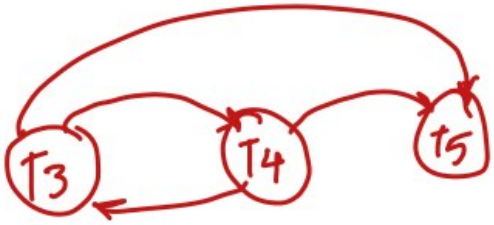
جواب: این مثال پی در پی پذیر در دید است:

$T_3 < \ldots\ldots\ldots < T_5$

چرا که در T_3 خواندن‌های اولیه صورت گرفته، در T_4 و زمان میانی T_3 عملیات میانی نوشتن رخ داده است. در انتها در تراکنش T_5 مطابق با قانون پی در پی پذیری در دید نوشتن پایانی انجام شده است.

اما پی در پی پذیر در برخورد نیست چرا که در میان تراکنش‌ها حلقه رخ داده است.

شکل ۴: فاقد پی در پی پذیری تراکنش‌ها در برخورد



نکته

اگر یک زمانبندی در برخورد پی در پی پذیر بود می‌تواند در دید هم پی در پی پذیر باشد. اما می‌تواند سناریویی مطرح شود که در آن تنها پی در پی پذیر در دید باشد ولی در برخورد نباشد.

۱۰.۳.۳ نمادگزاری

کامپیوتر چگونه پی در پی پذیری در دید را متوجه می‌شود؟ با استفاده از نمادگزاری (خواندن از). برای یک زمانبندی، مجموعه‌ای از (خواندن از)ها را تشکیل می‌دهیم. این مجموعه باید با مجموعه خواندن ازها در یک زمانبندی پی در پی دیگر یکسان باشد تا در دید هم پی در پی پذیر باشد. در این روش مدت زمان اجرا [۲] برای کامپیوتر طولانی است و اجرای آن برای کامپیوتر بهینه نیست.

مثال:

$$S = r_2(x), w_2(x), r_1(x), r_1(y), r_2(y), w_2(y), c_1, c_2$$

بدست آوردن مرجع اصلی

$$RF(S) = (T_0, x, T_2), (T_2, x, T_1), (T_0, y, T_1), (T_0, y, T_2)$$

بدست آوردن $T_1 < T_2$

در این مرحله ابتدا تراکنش‌های زمانبندی اول انجام می‌شود و سپس تراکنش‌های زمانبندی دوم:

$$T_1 < T_2 = r_1(x), r_1(y), c_1, r_2(x), w_2(x), r_2(y), w_2(y), c_2$$

بدست آوردن RF به وسیله ترتیب زمانبندی بالا:

$$RF(T_1 < T_2) = (T_0, x, T_1), (T_0, y, T_1), (T_0, x, T_2), (T_0, y, T_2)$$

بدست آوردن $T_2 < T_1$

در این مرحله زمانبندی دوم در ابتدا و سپس زمانبندی اول بعد از آن اجرا می‌شود:

$$T_2 < T_1 = r_2(x), w_2(x), r_2(y), w_2(y), c_2, r_1(x), r_1(y), c_1$$

بدست آوردن RF به وسیله ترتیب زمانبندی جدید بالا:

$$RF(T_2 < T_1) = (T_0, x, T_2), (T_0, y, T_2), (T_2, x, T_1), (T_2, y, T_1)$$

بعد از نوشتن عملیات بالا متوجه خواهید شد که هیچ کدام از $RF(T_1 < T_2)$ و $RF(T_2 < T_1)$ با مرجع اصلی $RF(S)$ که در ابتدا نوشتیم برابر نیست.

---

[۲] Runtime

یک زمانبندی ۲ شرط دارد که درست باشد:

- پی در پی پذیر باشد (قانون جامعیت در برخورد و دید برقرار باشد)
- ترمیم پذیر باشد

نکته: اگر یک زمانبندی پی در پی پذیر در برخورد باشد در دید هم پی در پی پذیر خواهد بود.

۴ ترمیم پذیری

۱.۴ مفهوم Rollback شدن

اگر یک زمانبندی در میان اجرا Abort شود چون تراکنش‌های دیگر به آن وابسته هستند، این تراکنش برای درست انجام شدن بایستی از اول انجام شود یا اصطلاحا Rollback صورت گیرد.

۲.۴ زمانبندی ترمیم پذیر یا Recoverable scheduling

زمانبندی را ترمیم پذیر می‌گوییم اگر T_j از T_i روی منبع اطلاعاتی خواندنی را انجام می‌دهد که حتما به طور صحیح و کامل انجام شود. منظور از صحیح بودن آن است که حتما تراکنش‌ها در زمانبندی Commit شده باشند. اما توجه شود که تراکنش قبلی بایستی زودتر از تراکنش بعد خود Commit شده باشد.

مثال ۱: آیا زمانبندی زیر ترمیم پذیر است؟

جدول ۱۱: مثال ۱: بررسی ترمیم پذیری

T_1	R(A)	W(A)		R(B)	A
T_2			R(A)		C

این زمانبندی ترمیم پذیر نیست چرا که درست نیست. زیرا در زمانبندی T_1 بعد از انجام تراکنش عمل سقوط یا Abort اتفاق افتاده است و T_2 در حال خواندن مقدار از منبعی از زمانبندی بالاتر خود است که تراکنش‌اش به دلیل $\mathrm{Dirty\ Read}$ RollBack خواهد شد و به صورت صحیح کامل نشده است.

مثال ۲: ترمیم پذیری زمانبندی زیر را بررسی کنید

جدول ۱۲: مثال ۲: بررسی ترمیم پذیری

T_1	R(A)	W(A)	W(B)	C		
T_2			R(A)	W(A)	R(B)	C

این زمانبندی RC می‌باشد چرا که تراکنش‌ها به صورت صحیح انجام شداند (عمل Commit شدن در تراکنش‌ها وجود دارد). نکته مهم در این زمانبندی آن است که به دلیل وابسته بودن عملیات تراکنش‌ها به یکدیگر ممکن است دائما در حال بررسی وجود Commit در تراکنش‌ها باشیم تا زمانی عمل Abort رخ ندهد (اشاره به تراکنش دوم زمانی خواندن روی منبع A صورت گرفته است). به همین دلیل زمانبندی ACA در اینجا تعریف خواهد شد. زمانی تراکنش بالا می‌تواند ACA باشد که اولین خواندن دقیقا بعد از کامیت تراکنش اول صورت گیرد.

۳.۴ سقوط‌های آبشاری یا Cascading Aborts

در جدول ۱۲، دقیقا مانند مثال ۲، تمام تراکنش‌ها به همان شکل است. اما به جای کامیت شدن در این جا تراکنش اول در نهایت سقوط می‌کند، هبا شکل دیگر ترمیم پذیر نخواهد بود و با سقوط‌های آبشاری رو به رو است (اشاره به عملیات R(A) و R(B) که نوبتی سقط می‌شوند).

جدول ۱۳: بررسی سقوط‌های آبشاری در مثال ۲

T_1	R(A)	W(A)	W(B)	A		
T_2			R(A)	W(A)	R(B)	C

۴.۴ Avoiding Cascading Aborts

در حقیقت فرایند زمانی فاقد سقوط آبشاری است؛ اگر T_j از T_i بخواند آنگاه T_i قبل از خواندن T_j کامیت شده باشد. بطور کل به آن ACA می‌گویند که جز تراکنش‌های ترمیم پذیر می‌باشد. به بیانی دیگر اگر قبل از اولین Read در تراکنش دوم، در تراکنش اول کامیت صورت گرفته باشد آن زمانبندی ACA می‌باشد.

جدول ۱۴: نمونه‌ای از فرایند ACA

T_1	R(A)	R(B)	W(A)	C					
T_2					R(A)	W(A)	C		
T_3								R(A)	C

نکات

- در پی در پی پذیری تنها در مورد مشکلات همروندی صحبت می‌شد
- در زمانبندی‌های ACA هدف آن است که اول کامیت انجام شود و سپس خواندن منبع صورت گیرد در غیر این صورت زمان برای خواندن مقداری که تثبیت نشده است صرف می‌شود و زمان اصلی برای انجام فرایندهای دیگر را از دست خواهیم داد.
- یکی از قوانین ترمیم پذیری عدم وجود سقوط‌های آبشاری است، پس اگر یک زمانبندی ACA باشد پس ترمیم پذیر می‌باشد.

سوال، زمانبندی زیر را از نظر ACA و RC بررسی کنید

جدول ۱۵: بررسی زمانبندی مثال ۴

T_1	R(A)	W(A)	W(B)	C			
T_2		W(B)	W(C)	W(D)	R(A)	R(B)	C

این زمانبندی ACA می‌باشد چرا که اولین Read در تراکنش T_j دقیقا بعد از کامیت تراکنش T_i صورت گرفته است.

۵.۴ زمانبندی‌های محض (سختگیرانه) یا Strict

در دو تراکنش T_i و T_j، اگر T_j داده‌ای را پس از نوشتن T_i بخواند یا بنویسد بایستی قبل از آن Commit صورت گرفته باشد.

جدول ۱۶: مثال ۵: بررسی تمام لایه‌های ترمیم پذیری

T_1	R(A)	R(B)	W(A)		C	
T_2				W(A)	W(B)	C

مثال ۵: زمانبندی زیر را از نظر محض بودن، ترمیم پذیری و ACA بررسی کنید

- زمانبندی بالا محض نیست، چرا که بعد از نوشتن در تراکنش T_i بایستی کامیت گذاشته شود و سپس تراکنش T_j می‌تواند خواندن و نوشتن خود را انجام دهد. در این مثال تراکنش دوم خواندن یا نوشتن خود را بعد از کامیت نوشتن تراکنش اول انجام نداده است.
- در این مثال به دلیل آنکه خواندنی بعد از کامیت صورت نگرفته (اشاره به قانون ACA می‌باشد) و تراکنش‌ها هر دو کامیت شده‌اند و یک زمانبندی صحیح می‌باشد، پس ترمیم پذیر می‌باشد.

نکته: سیستم DBM از یکسری پروتکل‌هایی برای پی در پی پذیری و ترمیم پذیری استفاده می‌کند تا دیتابیس به شکل صحیح کار کند (پیروی از دو شرط اصلی).

۵ پروتکل‌های کنترل همروندی

بعد از دیدن دستور، ۳ کار انجام می‌شود:

۱. اجرای دستور

۲. به تاخیر انداختن دستور (ممکن است به دلایلی وارد صف شود برای بدست آوردن قفل)

۳. نپذیرفتن دستور یا سقوط آن

۱.۵ پروتکل‌های مبتنی بر قفل

در این نوع پروتکل واحدی به نام Lock Manager تراکنش‌ها را بررسی می‌کند، اگر ناسازگاری ww wr یا rw وجود نداشته باشد اجازه خواندن را به تراکنش می‌دهد و سپس بعد از آن که تراکنش کارش تمام شد می‌تواند قفل را تحویل دهد تا تراکنش بعدی بتواند عملیات قفل گذاری را انجام دهد.

قفل‌ها دو نوع هستند

۱. قفل‌های دو حالته (دودویی): هیچ تفاوتی ندارد که تراکنش می‌خواهد بخواند یا بنویسد، به هر صورت قفل را اختصاص می‌دهد و در این فرایند هم تنها یک قفل برای هر دو عمل خواندن و نوشتن وجود دارد

۲. قفل‌های اشتراکی_انحصاری یا Shared Exclusive Lock: از یک قفل برای خواندن (S) استفاده می‌کند و از قفل دیگر برای نوشتن (X)

نکات

- مزیت قفل‌های اشتراکی_انحصاری در انجام تراکنش‌ها به صورت موازی است
- اگه قفل به حالت ناسازگار برسد آن تراکنش را به تاخیر می‌اندازد
- قفل گذاری روی داده‌های زیاد با Seed بالا همروندی را کاهش می‌دهد

- وقتی Seed کم باشد Overhead زمانی خواهیم داشت و پردازش گران است
- منظور از Seed در حقیقت منبعی است که می‌خواهیم روی آن قفل گذاری کنیم
- منابع مورد قفل گذاری می‌تواند یک ویژگی از جدول، یک جدول با رکوردهای متفاوت و یا حتی یک OS Page Table باشد
- قفل گذاری درست باعث می‌شود تا زمانبندی درست داشته باشیم
- زمانی که بر روی یک Table قفل می‌گذاریم، روی داده‌های بیشتری قفل گذاشته می‌شود و داده‌های بیشتری از دسترس خارج می‌شود که در نهایت همراه با همروندی کمتر است
- در قفل گذاری اشتراکی‌ـانحصاری چندین تراکنش می‌توانند به طور همزمان قفل S را بدست آورند. زیرا حالت Read-Read پدید می‌آید و حالت سازگاری است و مشکلی ایجاد نمی‌کند.
- حالت ناسازگار زمانی است که یک تراکنش بخواهد قفل S را بدست آورد و دیگری می‌خواهد قفل X را بدست آورد.

نوشتار

- $S_i(Q)$: دریافت قفل اشتراکی برای عملیات خواندن
- $X_i(Q)$: دریافت قفل انحصاری برای عملیات نوشتن
- $U_i(Q)$: آزادسازی قفل روی منبع Q

مثال ۱

$$S_1 = R_1(A)W_1(A)A_1W_2(A)W_2(B)C \quad (۱)$$

پاسخ مثال ۱

$S_1 = S_1(A)\ R_1(A)\ X_1(A)\ W_1(A)\ U_1(A)\ A_1\ X_2(A)\ W_2(A)\ X_2(B)\ W_2(B)\ U_2(A)\ U_2(B)\ C$

مثال کلید اشتراکی‌ـانحصاری

T_3			W(Q)		
T_4	R(Q)			W(Q)	
T_5		W(Q)			
T_6					R(Q)

تبدیل جدول به سریال

$R_4(Q)\ W_5(Q)\ W_3(Q)\ W_4(Q)\ R_5(Q)$

حل

$$\rightarrow S_4(Q)\ R_4(Q)\ X_5(Q)\ X_3(Q)\ X_4(Q)\ W_4(Q)\ U_4(Q)\ W_5(Q)\ U_5(Q)\ W_3(Q)\ U_3(Q)\ S_6(Q)\ R_6(Q)\ U_6(Q)$$

در این مسئله به دلیل وجود دو درخواست [۳] در تراکنش T_4 ابتدا قفل به خواندن منبع Q اختصاص داده می‌شود ولی بعد از آن قفل آزاد نمی‌شود، تا زمانی که این تراکنش به طور کامل کارش را انجام دهد و تمام شود. بعد از آن یکی یکی تراکنش‌ها می‌توانند به درخواست‌هایشان برسند و عمل خواندن را از صف خارج کرده و بعد از انجام موفقیت آمیز عملیات خواندن قفل را آزاد کنند.

[۳] Request

۲.۵ بن بست و قحطی

سوال: چه زمانی بن‌بست یا DeadLock رخ می‌دهد؟ زمانی که یک پردازه (تراکنش) منتظر بدست آوردن قفل پردازه (تراکنش) مقابلش باشد. مهم‌ترین راهکار برای کم کردن بن‌بست حذف یا Abort تراکنش باعث بن‌بست است.

جدول ۱۷: شکل کلی بن‌بست

T_1	T_2
Lock(A)	Lock(B)
Lock(B)	Lock(A)

جدول ۱۸: نمونه‌ای از تراکنش‌هایی که به بن‌بست بر خورده‌اند

T_3	x(B)	w(B)			x(A)
T_4		s(A)	r(A)	s(B)	

جدول بالا به دلیل ناسازگاری WR و RW به بن‌بست بر می‌خورد. چرا که در تراکنش T_3 برای نوشتن روی منبع B قفل نوشتن گذاشته شده است ولی Unlock نشده است و تراکنش T_4 نمی‌تواند قفل خواندن را روی منبع A بگذارد چرا که تراکنش T_3 هنوز قفل را آزاد نکرده است. در این حالت یک انتظار چرخشی یا Unlimited wating بین تراکنش‌ها رخ داده است که دائما منتظر آزاد سازی قفل یکدگیر هستند تا بتوانند بقیه عملیات را انجام دهند. در T_4 قفل خواندن روی منبع A گذاشته می‌شود و بعد از آن در خواست قفل گذاری را روی منبع B را دارد در حالی T_3 دقیقا روی منبع B عمل نوشتن را انجام می‌دهد و قفل را رها نکرده است و در مقابل در ادامه همین تراکنش درخواست نوشتن روی منبع A را دارد که در تراکنش T_4 درخواست آن داده شده ولی هیچ قفلی آزاد نشده است. دلیل اصلی بن‌بست همین است.

بایستی در نظر داشت که با ساقط کردن یک تراکنش نمی‌توان به تنهایی مشکل بن‌بست را حل کرد بلکه باعث ایجاد مشکل جدیدی به نام قحطی خواهد شد. برای مثال یک تراکنشی که قصد زدن قفل x روی داده‌ای را دارد باید منتظر دنباله‌ای از تراکنش‌ها بماند که همگی می‌خواهند قفل s را روی همان منبع (داده) بزنند و اگر این انتظار به پایان نرسد، می‌گویم در این حالت تراکنش تعریف قفل x روی منبع دچار قحطی شده است.

جدول ۱۹: قحطی

T_1	S(Q)			U(Q)
T_2		X(Q)		
T_3			S(Q)	
T_4				S(Q)
...				

در تراکنش‌های بالا به دلیل انتظار نامحدود ممکن است قحطی بین تراکنش‌های دیگر پیش آید، به دلیل آنکه همه می‌خواهند روی یک منبع، عملیاتی را انجام دهند که در تراکنش اول قفل خواندن در دست است و تراکنش‌های دیگر باید منتظر آزاد سازی آن باشند.

۳.۵ پروتکل‌های قفل دو مرحله‌ای 2PL

برای توضیح این پروتکل‌ها تراکنش‌های زیر را در نظر بگیرید:

جدول ۲۰: زمانبندی S_5

T_1	x(A)	Dec(A، amount)	w(A)	u(A)								x(B)	Inc(B، amount)	w(B)	u(B)
T_2					s(A)	r(A)	s(B)	r(B)	Dis(A+B)	u(A)	u(B)				

در جدول شماره ۲۰، شما تراکنش‌هایی را می‌بینید که در حال کم کردن از یک منبع و اضافه کردن آن مقدار به منبع دیگری هستند. ولی این تراکنش‌ها صحیح نیستند و دیتابیس نمی‌تواند به درستی کار کند چرا که با بازیابی ناسازگار رو به رو است. با توجه به تراکنش T_2 می‌توان دریافت که بعد از قفل گذاری روی منبع A برای خواندن، سعی در قفل گذاری رو منبع B دارد که اصلا معتبر نیست. زیرا در تراکنش T_1 هیچ عملیات یا حتی قفل گذاری روی منبع B انجام نشده است که الان سعی در خواندن آن دارد. پس با بازیابی ناهمگام یا Inconsistent retrieval رو به رو خواهد بود و باید از یک پروتکل قفل گذاری مناسب جهت این کار استفاده کند.

نکته

اگر زمابندی پی در پی پذیر در برخورد باشد آنگاه تمام مشکلات مربوط به همروندی تراکنش‌ها برطرف خواهد شد.

۴.۵ مراحلی که در فرایند پروتکل 2PL برای قفل گذاری صورت می‌گیرد

مرحله اول - مرحله رشد یا Growing

در این مرحله تراکنش می‌تواند قفل گذاری کند (احتمال انجام کار را دارد)، اما نمی‌تواند قفل را آزاد کند.

مرحله دوم - مرحله عقب نشینی یا Shrinking

در این مرحله تراکنش می‌تواند قفل را آزاد کند (احتمال انجام کار دارد)، اما نمی‌تواند روی منبعی قفل گذاری جدیدی را انجام دهد.

۵.۵ پروتکل B۲PL یا Basic Two Phase Locking

در این مرحله، تراکنش‌ها شروع به قفل گذاری منابع برای انجام عملیات خود می‌کنند به محض اینکه یکی از تراکنش‌ها قفلی را آزاد کند وارد مرحله دوم یا Shrinking خواهد شد و از این بعد نمی‌تواند هیچ قفل گذاری را انجام دهد.

جدول ۲۱: زمانبندی S_6

T_1	X(A)	Dec(A. amount)	W(A)	X(B)	Inc(B. amount)	U(a)					W(B)	U(B)							
T_2							S(A)	R(A)					S(B)	R(B)	Dis(A+B)	U(A)	U(B)		

این پروتکل قفل گذاری ترمیم پذیر نخواهد بود چرا که مشکل بن‌بست و سقوط‌های آبشاری را دارد. برای رفع این مشکلات پروتکل دیگری به نام C۲PL یا قفل گذاری محافظه کارانه را معرفی کردند.

۶.۵ قفل گذاری C۲PL یا Conservative Two Phase Locking

در این پروتکل قبل از اجرای هر دستور و عملیاتی، تراکنش‌ها بایستی قفل‌های مورد نیاز را از قبل گرفته باشند اگر موفق نشد دوباره در صف قرار می‌گیرد (تا اینکه قفل‌های قبلی باز شوند و بتواند قفل جدیدی را تعریف کند).

جدول ۲۲: زمانبندی S_7

T_1	X(A)	X(B)	Dec(A. amount)	W(A)	Inc(B. amount)	W(B)	U(A)				U(B)	C							
T_2								S(A)	R(A)				S(B)	R(B)	U(A)	Disp(A+B)	U(B)	C	

مهم‌ترین مشکلات این روش پایین آمدن سطح سرعت همروندی و نیاز به دانستن مجموعه قفل‌های مورد نیاز هر تراکنش قبل از شروع اجرای دستورات می‌باشد. امکان بن‌بست در این روش از بین می‌رود اما باز هم ترمیم پذیر نخواهد بود فلذا می‌تواند باعث رخ دادن سقوط آبشاری شود. استفاده از این پروتکل گران است چرا که برای تضمین عدم وقوع بن‌بست، سرعت و کارایی همروندی را تا حد چشمگیری کاهش می‌دهد در حالی که در دنیای واقعی احتمال بروز بن‌بست آنقدر زیاد نمی‌باشد.

۷.۵ پروتکل S۲PL یا Strict Two Phase Locking

به طور کلی در این پروتکل بعد از قفل گذاری‌ها، ابتدا تراکنش بایستی کامیت یا Abort شود و سپس قفل‌هایی که در اختیار دارد را آزاد می‌کند. قفل‌های خواندن می‌تواند کمی زودتر بعد از آخرین دستور تراکنش یا قبل از کامیت یا Abort باز شوند وگرنه در بقیه عملیات شبیه B۲PL عمل می‌کند. اگرچه این پروتکل کمی سختگیرانه عمل می‌کند و شاید بسیاری از زمانبندی‌ها که در واقع درست هستند را به دلیل احتمال بروز مشکل نپذیرد، اما به عنوان یکی از بهترین گزینه‌ها در اکثر سیستم‌های دیتابیسی مورد استفاده قرار گرفته است. مزیت اصلی این پروتکل که آنرا به پرکاربردترین و بهترین گزینه تبدیل کرده است، تضمین پی در پی پذیری و ترمیم پذیری است. از مزیت دیگر این پروتکل می‌توان به کم کردن پیام‌ها در بانک‌های اطلاعاتی نامتمرکز اشاره کرد زیرا نیازی به پیام‌های باز کردن قفل ندارد.

جدول ۲۳: زمانبندی S_8

T_1	X(A)	Dec(A. amount)	W(A)	X(B)	Inc(B. amount)	W(B)	**C**	U(A)		U(B)									
T_2									S(A)		R(A)	S(B)	R(B)	Disp(A+B)	**C**	U(A)	U(B)		

نکات و بررسی SS۲PL یا R۲PL

۱. این پروتکل همانطور که از نامش پیداست (Strong Strict) سختگیرانه‌تر از S۲PL می‌باشد و معمولا استفاده نمی‌شود.

۲. در این پروتکل قفل‌های خواندن و نوشتن یا S و X باید بعد از Abort یا Commit آزاد شوند.

۸.۵ پروتکل SC۲PL

این پروتکل ترکیبی از دو پروتکل S۲PL و C۲PL برای بهروری و کارایی بیشتر است. در این پروتکل بن‌بست و گرسنگی و سقوط آبشاری وجود ندارد! عملکرد این پروتکل با خواندن دو پروتکل ترکیبی آن حاصل می‌شود. اما کمترین میزان همروندی را خواهد داشت.

جدول ۲۴: زمانبندی S_9

T_1	X(A)	X(B)	Dec(A، amount)	W(A)	Inc(B، amount)	W(B)	**C**	U(A)		U(B)									
T_2									S(A)		S(B)	R(A)	R(B)	Disp(A+B)	**C**	U(A)	U(B)		

مثال ۱

معادل زمانبندی زیر را یکبار با قفل باینری و یکبار با قفل S/X و رعایت پروتکل B۲PL بنویسید:

جدول ۲۵: زمانبندی S_{10}

T_1	R(Q)				W(Q)				
T_2		R(A)					R(Q)		
T_3			R(Q)			R(P)		W(P)	
T_4				W(Q)					W(A)

قفل باینری

$$L_1(Q)R_1(Q)L_2(A)R_2(A)[L_3(Q)L_4(Q)]W_1(Q)U_1(Q)C_1R_3(Q)L_3(P)R_3(P)[L_2(Q)]$$
$$W_3(P)U_3(Q)U_3(P)C_3[W_4(Q)]L_4(A)[Deadlock]$$

قفل S/X

$$S_10 = S_1^*(Q)R_1(Q)S_2^*(A)R_2(A)S_3^*(Q)R_3(Q)[X_4(Q)][X_1(Q)]S_3^*(P)R_3(P)S_2^*(Q)R_2(Q)U_2(A)U_2(Q)C2$$
$$X_3(P)W_3(P)U_3(Q)U_3(P)C_3W_1(Q)U_1(Q)C_1W_4(Q)X_4(A)W_4(A)U_4(Q)U_4(A)C_4$$

نکته

در این روش قفل گذاری به دلیل وجود ناسازگاری RW یا WR نمی‌توان به نوشتن‌ها به دلیل خواندن‌های قبلی روی منبع مشترک قفل اختصاص داد. بلکه بایستی کار خواندن‌ها روی آن منبع مشترک به طور کامل تمام شود تا قفل را آزاد کند و سپس به نوشتن‌ها اختصاص یابد.

حل مسئله با قفل باینری، پروتکل S۲PL

$$L_1(Q)R_1(Q)L_2(A)R_2(A)[L_3(Q)wait][L_4(Q)wait]W_1(Q)C_1U_1(Q)$$
$$[L_3(Q)wait \rightarrow grantedR_3(Q)]L_3(P)R_3(P)$$
$$[L_2(Q)wait]W_3(P)C_3U_3(Q)U_3(P)[L_4(Q)wait \rightarrow grantedW_4(Q)]; Deadlock;$$

در مسئله بالا یک حلقه ایجاد می‌شود چرا که برای انجام کامل عملیات T_4 نیاز است به صورت کامل این تراکنش انجام شود یعنی $W(A)$ نیز انجام شده و سپس قفل Q و A آزاد شود، اما از آنجا که قفل دست منبع A در تارکنش T_2 است و T_2 تا انتها انجام نشده چرا که هم $R_2(A)$ قفل A را آزاد نکرده است و عملیات $R_2(Q)$ نیز به دلیل وابستگی به قفل $W_4(Q)$ هنوز قادر به بدست آوردن قفل Q نیست، پس این فرایند دائم تکرار شده و برای بدست آوردن قفل‌های منابع یکدیگر به بن‌بست بر می‌خورد.

۶ پروتکل‌های مبتنی بر مهر زمانی Timestamp

مهم‌ترین کاربرد را در دیتابیس‌های توزیع شده دارد. هر تراکنش به محض ورود، یک مهر زمانی تصاعدی به آن داده می‌شود. مهر زمانی تراکنش T_i را به صورت $TS(T_i)$ نمایش می‌دهیم. مسلم است که برای دو تراکنش T_i و T_j که T_j دیرتر وارد سیستم شده است به صورت $TS(T_i) < TS(T_j)$ می‌باشد. بر این اساس، پروتکل مبتنی بر مهر زمانی، تراکنش‌ها را به ترتیب مهر زمانی آن ها به صورت پی در پی پذیر اجرا می‌کند. اکنون که این برگه نوشته می‌شود timestamp آن به صورت 1703397265 می‌باشد. بعد از آن دوباره اقدام به تولید یک زمان دیگر کردیم که به مقدار 1703397306 رسیدیم. با مقایسه این دو زمان می‌توانید دریابید که زمان اول زودتر از زمان دوم نوشته شده است پس کوچکتر می‌باشد اما سن آن چند ثانیه بیشتر می‌باشد یا به طور کلی به شکل زیر آن را می‌نویسم:

$$1703397265 < 1703397306 \quad (۲)$$

نکته

برای هر داده Q مهر زمانی خواندن و نوشتن آن به صورت زیر تعریف می‌شود:

- زمان $W - TS(Q)$: مهر زمانی نوشتن داده Q که برابر است با بزرگترین مهر زمانی تراکنشی که به طور موفقیت آمیز روی Q نوشته است.
- زمان $R - TS(Q)$: مهر زمانی خواندن Q که برابر است با بزرگ ترین مهر زمانی تراکنشی که به طور موفقیت آمیز Q را خوانده است.

۱.۶ قواعد

این قواعد تضمین می‌کنند که دستورات خواندن و نوشتن با هم برخورد دارند و به ترتیب مهر زمانی اجرا خواهند شد و زمانبندی‌های مربوطه پی در پی پذیر هستند.

۱.۱.۶ قاعده خواندن

تراکنش T_i شامل یک دستور Read(Q) است آنگاه:

۱. اگر $TS(T_i) < W - TS(Q)$ آنگاه تراکنش T_i داده‌ای را می‌خواند که مقدارش انگار بعداً نوشته می‌شود. پس در این صورت با دستور خواندن تراکنش موافقت نمی‌شود و تراکنش رد (Reject) خواهد شد.

جدول ۲۶: بررسی مهر زمانی در قاعده خواندن

T_1	R(Q)	
T_2		W(Q)

۲. اگر $TS(T_i) >= W - TS(Q)$ آنگاه دستور خواندن تراکنش T_i اجرا می‌شود و مهر زمانی خواندن Q با Max بین مهر زمانی تراکنش T_i و مهر زمانی خواندن Q مقداردهی می‌شود

جدول ۲۷: بررسی مهر زمانی در قاعده خواندن

T_1	W(Q)	
T_2		R(Q)

منظور از Reject شدن در چیست؟

وقتی می‌گوییم تراکنش Reject یا رد خواهد شد یعنی آنکه یا ممکن است منتظر اجرا (Wait) بماند یا ساقط و مجددا اجرا (Abort and Rollback) شود.

۲.۱.۶ قاعده نوشتن

تراکنش T_i شامل یک دستور Write(Q) است آنگاه:

۱. اگر $TS(T_i) < W - TS(Q) || TS(T_i) < R - TS(Q)$ باشد، آنگاه با دستور نوشتن تراکنش موافقت نمی‌شود و تراکنش T_i رد یا Reject می‌شود (اشاره به ناسازگاری WW و WR).

۲. در غیر این صورت دستور نوشتن اجرا می‌شود و مهر زمانی نوشتن Q نیز با $TS(T_i)$ مقداردهی می‌شود (اگر به صورت برعکس مورد بالا باشد یعنی: $(TS(T_i) > R - TS(Q) \&\& TS(T_i) > W - TS(Q)$

نکات

- اگر هیچ تراکنشی به حالت رد شدن نرود این پروتکل‌ها فاقد بن‌بست خواهند بود اما ممکن است ترمیم پذیر نباشد.
- گراف زمانبندی‌های مهر زمانی همواره پی در پی پذیر خواهند بود چرا که همواره زمان در حال تغییر است و از زمان کوچک (سن بالاتر) به سمت زمان بزرگ‌تر (سن کوچک‌تر) می‌رود و هیچ دوری تشکیل نمی‌شود.

مثال

زمانبندی زیر را با پروتکل‌های S۲PL و C۲PL و مهر زمانی بنویسید.

$$R_1(A), R_2(B), R_1(B), W_1(B), R_3(C), W_2(A)$$

۷ روش‌های مدیریت بن‌بست

همان طور که در بخش‌های قبلی نوشته شد، زمانی سیستم دچار بن‌بست می‌شود که تو تراکنش قفل‌های یکدیگر را درخواست کرده باشند یا اینکه مجموعه‌ای از تراکنش‌ها برای همیشه منتظر یکدیگر برای دریافت قفل باشند.
مهم‌ترین استراتژی‌های مدیریت بن‌بست موارد زیر می‌باشد

۱.۷ چشم پوشی یا Ignore

در عمل اتفاق بن‌بست بسیار پایین و هزینه مقابله با آن گران است به همین خاطر یکی از روش‌های مقابله با بن‌بست چشم پوشی کردن از آن است. یک نوع وابستگی خارج از سطح سیستم است که معمولا برنامه‌نویس یا مدیر سیستم (یا هر عامل دیگری) مسئول برطرف کردن آن است.

۲.۷ فرصت یا Timeout

تراکنشی که به حالت انتظار می‌رود، فقط برای مدت زمان معینی منتظر می‌ماند (اگر سرویس نگرفت) پس از آن ساقط می‌شود و دوباره بایستی درخواست اجرایش انجام شود. این روش یک روش ساده است که از بن‌بست جلوگیری می‌کند ولی امکان بروز قحطی در آن زیاد است. مقدار timeout در سیستم کار مشکل و پیچیده‌ای است.

۳.۷ پیشگیری یا Prevention

استفاده از پروتکل‌هایی که نبود بن‌بست را تضمین می‌کنند، مانند:

- پروتکل SC۲PL
- پروتکل C۲PL
- استفاده از timestamp به شرطی که رد شدن در آن به معنای انتظار نباشد بلکه به معنای Rollback باشد.

۴.۷ اجتناب یا Avoidance

در این روش بن‌بست تشخیص داده می‌شود و از اجرای دستوری که موجب آن شود جلوگیری به عمل می‌آورد. در این روش از مهر زمانی مخصوص بن‌بست استفاده می‌کنیم. دو حالت دارد:

- روش Wait die: تراکنش پیرتر (با timestamp کمتر) منتظر می‌ماند که تراکنش جوان‌تر قفل مربوطه را آزاد کند. در مقابل تراکنش جوان‌تر هرگز منتظر نمی‌ماند بلکه ساقط می‌شود (می‌میرد). ممکن است یک تراکنش چندین بار بمیرد.
- روش Wound wait: در این روش تراکنش پیرتر به جای انتظار تراکنش جوان‌تر را می‌کشد (kill) ولی تراکنش جوان‌تر منتظر تراکنش پیرتر می‌ماند. در این روش برخلاف روش Wait die تراکنش پیرتر اولویت بالاتری دارد و با گشتن تراکنش جوان فرایند اجرا را به قبضه خود در می‌آورد.

نکته

تعداد تراکنش‌های جوان‌تر که منتظر هستند بیشتر از تراکنش‌هایی با مهر زمانی پیرتر است. در هر دو روش گفته شده، تراکنشی که ساقط می‌شود با همان مهر زمانی اصلی خود (مثلا ثانیه ۱۰ وارد شده و زمان کنونی ثانیه ۱۰۰ است پس ۱۰ از ۱۰۰ پیرتر خواهد بود) آغاز به کار مجدد می‌کند که به همین دلیل باعث می‌شود تراکنش جوان پس از چند بار مردن، بالاخره پیر شود و بتواند تراکنش را قبضه کند و از بروز قحطی جلوگیری کند.

۵.۷ تشخیص و رفع بن‌بست یا Detection and resolve

در این روش از گراف انتظار استفاده می‌کنیم. به ازای تمام حالاتی که بین تراکنش‌های T_i و T_j حالت‌های WW و WR و RW رخ می‌دهد را یک یال می‌کشیم. اگر در گراف دور ایجاد شود بن‌بست رخ داده است. در این حالت باید تراکنشی که تعداد دورهای بیشتری دارد را kill کنیم تا دور از بین برود یا اینکه تشخیص دهیم که کدام تراکنش کار بیشتری انجام داده است که اگر اکثر فرایندش را انجام داده در پایان کار آن را kill کنیم.

۸ واحد مدیریت ترمیم و الگوریتم‌ها

دو تراکنش زیر چه قوانینی را نقض کرده‌اند؟ توضیح دهید

T_1	T_2
:	:
:	:
:	:
:	:
Failure	:
:	Commit
:	Failure

در تراکنش T_1 قانون Atomicity رعایت نشده است، چرا که حین اجرا به مشکل بر خورده و تراکنش اول به پایان نرسیده است. یکی از مهم‌ترین قوانین ACID بخش Atomicity است که تراکنش یا باید کامل انجام شود که کامیت شود یا نهایتا سقوط کند.

در تراکنش T_2 قانون Duribility رعایت نشده است. یعنی تراکنش به صورت کامل انجام شده است و حتی کامیت هم صورت گرفته اما در حافظه و یا قسمتی که مربوط به ثبت داده این تراکنش است منعکس نشده است.

۱.۸ انواع خطاهای مربوط به سیستم دیتابیس

۱.۱.۸ خطاهای تراکنشی

۱. خطای منطقی: تراکنش با توجه به قوانینی که برای آن تعریف کردیم، اشتباه انجام شود، مانند خطای تقسیم بر صفر. این نوع خطا بر روی کل دیتابیس تاثیر گذار نیست

۲. خطای سیستمی: مانند Kill شدن تراکنش‌ها به هر دلیلی

۲.۱.۸ خطاهای سیستمی

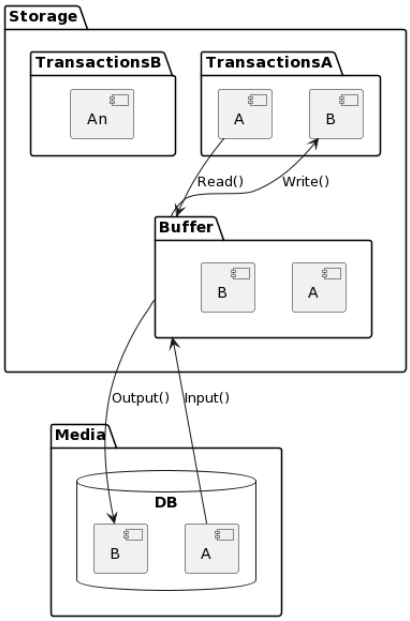
خطای سیستمی می‌تواند مربوط به سخت‌افزار و نرم‌افزار شود، برای مثال سیستم هنگ کرده باشد، رم پر شده باشد یا از نظر سخت‌افزاری مشکلی برای آن پیش آمده باشد.

۳.۱.۸ خطای رسانه‌ای

خرابی حافظه (دیسک) که می‌تواند سخت‌افزاری هم باشد اما بخش بسیار مهم یک سیستم دیتابیسی را شامل می‌شود که می‌تواند روی همه داده‌ها تاثیر گذار باشد.

یادآوری

واحد مدیریت همروندی مسئول برقرار خاصیت Isolation است در حالی که واحد مدیریت ترمیم مسئول انجام شدن کامل تراکنش‌ها و خاصیت Duribility است.



شکل ۵: روال دسترسی به داده برای انجام تراکنش

۲.۸ روال دسترسی به داده‌ها برای انجام تراکنش

داده‌های دیتابیس روی رسانه‌ها قرار دارند که به منظور پردازش آنها توسط تراکنش‌ها، باید به طور موقت به بخشی از حافظه اصلی منتقل شوند که آنرا بافر [۴] می‌گوییم. آوردن داده از دیسک به بافر و بازگرداندن نتایج از بافر به دیسک (معمولا به صورت بلاک‌های حافظه) توسط عملگرهایی (توابع) انجام می‌شود که $\text{input}()$ و $\text{output}()$ نامیده می‌شود. هر تراکنشی که می‌خواهد با داده‌ای کار کند، یک کپی از آن داده در بافر را در ناحیه کاری [۵] خاص خود می‌برد و دسترسی‌های بعدی آن تراکنش روی کپی محلی اش انجام می‌شود و پس از اتمام کار، این کپی محلی به بافر منقل می‌شود. باز هم برای این منظور نیاز به عملگردهایی داریم که آنها را به ترتیب $\text{Read}()$ و $\text{Write}()$ می‌نامیم. شکل ۵ این موضوع را نشان می‌دهد. به طور خلاصه، خواندن و نوشتن روی داده‌ها در workarea رخ می‌دهد که بعد از آن انتقال داده‌ها اول روی حافظه اصلی و منطقی (بافر) صورت می‌گیرد و در نهایت از حافظه اصلی به حافظه جانبی و یا دیسک منقل می‌شود.

نکته

اگر داده در بافر حضور نداشته باشد درخواست خواندن را به دیسک ارسال می‌کند.

۳.۸ الگوریتم‌های ترمیم

الگوریتم‌های ترمیم برای حفظ جامیت و پایداری شامل دو مرحله می‌شوند، (به طور کلی همان بک‌آپ و ری‌استور کردن داده‌ها می‌باشد)

۱.۳.۸ مرحله اول

در این مرحله، حین اجرای تراکنش اطلاعاتی برای ترمیم نیاز است را در جایی ثبت می‌کند.

۲.۳.۸ مرحله دوم

در این مرحله، بعد از آنکه سیستم بالا آمد و وضعیت کلی مناسبی داشت اطلاعاتی که در مرحله قبل ثبت شده در این مرحله خوانده می‌شود تا خواص Atomicity و Duribility برقرار باشد.

---

[۴] Buffer
[۵] Workarea

طبق خاصیت Duribility

اثرات تراکنشی که انجام شده باید دائمی و همیشگی باشد.

طبق خاصیت Atomicity

تراکنشی که نیمه کاره متوقف شده است نباید هیچ اثری در دیتابیس داشته باشد.

۴.۸ عملیات Redo

زمانی عملیات را Redo می‌کنیم که تراکنش به صورت کامل کامیت شده و در انعکاس اطلاعات در حافظه به مشکل خورده است (توجه شود تمام فرایند از اول انجام می‌شود).

۵.۸ عملیات Undo

زمانی عملیات را Undo می‌کنیم که خاصیت جامیعت نقض شده باشد. برای مثال تراکنش ساقط شده باشد. به خاطر همین دستورات را مرحله به مرحله خنثی می‌کنیم (عملیات Undo از پایین به بالا انجام می‌شود. از آخرین دستور تا اولین دستور).

۶.۸ رویکردهای الگوریتم ترمیم

- کارنامه [۶]
- رونوشت [۷]

۷.۸ رویکرد کارنامه

در این رویکرد اطلاعات برای حفظ ترمیم، در حافظه پایدار نوشته می‌شود. هر دستور تراکنش رکوردی به نام رکورد کارنامه به شکل ساختار زیر می‌نویسد:

- در ابتدا برای شروع تراکنش T_i رکورد $< T_i, start >$ نوشته می‌شود
- دستور نوشتن بر روی منبع X از تراکنش T_i به صورت $< T_i, X, V_1, V_2 >$ می‌نویسم. به معنای آن است که تراکنش مورد نظر بر روی منبع X مقدار V_2 که مقداری جدید است را جایگذین مقدار V_1 کرده است.
- بعد از اجرای کامل دستورات تراکنش رکورد $< T_i, commit >$ را می‌نویسد.

نکته

در این رویکرد حافظه بافر (حافظه ناپایدار) وجود ندارد و شایع‌ترین روش انجام ترمیم، رویکرد کارنامه می‌باشد که انعکاس تغییرات را روی دیتابیس به سه شکل زیر انجام می‌دهد:

- انعکاس معوق تغییرات در دیتابیس [۸]
- انعکاس فوری تغییرات در دیتابیس [۹]
- روش نقاط بازرسی [۱۰] (معمولا کارایی بهتری را ارائه می‌هد)

[۶] Log based
[۷] Shadow paging
[۸] Deferred Database Modification
[۹] Immediate Database Modification
[۱۰] Checkpoints

Partial Commit ۱.۷.۸

اجرای آخرین دستور تراکنش

۸.۸ انعکاس معوق تغییرات در دیتابیس

در این روش، رکوردهای انجام تغییرات در کارنامه ثبت می‌شوند اما اعمال نهایی (انعکاس) این تغییرات روی رسانه (یعنی اجرای واقعی write ها در دیتابیس) بعد از اجرای آخرین دستور تراکنش یعنی Partial commit به تعویق می‌افتد.

وقتی در تراکنش‌ها نوشتنی صورت می‌گیرد، این دستور در دیتابیس اعمال نمی‌شود تا زمانی که آخرین دستوری که در کارنامه ثبت می‌شود $< T_i, commit >$ باشد. به بیانی ساده‌تر، وقتی که رکورد $< T_i, commit >$ در کارنامه نوشته شود، تمام دستورات Write در دیتابیس اعمال می‌شوند.

نکته

در این روش، در رکوردهای کارنامه، نیازی به نوشتن مقدارهای قبلی نیست چرا که هنگام ترمیم عمل Undo (خنثی کردن) نخواهیم داشت. زیرا تا تراکنشی تثبیت نشده باشد، نمی‌تواند محتوای رسانه (دیتابیس) را تغییر دهد و اگر هم نیمه کاره ساقط شود، چون تاثیری در دیتابیس نداشته است نیازی به خنثی کردن نیست.

داشتن رکوردهای کارنامه به ما کمک می‌کند که بدانیم قرار است در دیتابیس چه داده‌هایی منعکس شوند. یعنی اگر در سیستم خرابی اتفاقی بیوفتد، سیستم به کارنامه مراجعه می‌کند که در این کارنامه از $< T_i, Commit >$ تا $< T_i, Start >$ در آن نوشته شده است. پس نگرانی در رابطه با از دست دادن داده نخواهیم داشت و می‌تواند این فرایند را از اول دوباره اجرا کند (اشاره به عمل Redo). تکرار کردن یک تراکنش یعنی تمام داده‌هایی که تراکنش روی آن‌ها نوشته است، با مقدار جدید موجود در رکورد کارنامه دستور نوشتن، مقدار دهی می‌شود.

ساختار نوشتن رکورد در کارنامه در این روش

$< T_i, x, V >$

۹.۸ انعکاس فوری تغییرات در دیتابیس

در این روش به محض اجرای دستور نوشتن تراکنش، آن تغییر فوراً در دیتابیس منعکس می‌شود. از آنجا که تراکنش‌های Commit نشده هم قادر به تغییر داده در دیتابیس هستند ممکن است خرابی اتفاق بیوفتد و نیاز به خنثی کردن تراکنش‌های نیمه کاره داریم. با توجه به این مسئله ساختار داده‌ای رکوردهای کارنامه به صورتی که در ابتدا توضیح دادیم خواهد بود چرا که هم نیاز به مقدار قبلی داریم هم به مقدار جدید.

آیا برای دستور نوشتن تفاوتی دارد که اول در دیتابیس تغییرات منعکس شود و سپس در کارنامه یا برعکس؟

اگر اول در دیتابیس بخواهد ثبت شود و سپس در فایل کارنامه، ممکن است هنگام ثبت در دیتابیس خرابی اتفاق بیوفتد و اطلاعات از بین برود. به خاطر همین نمی‌توانیم مرحله دوم ترمیم را انجام دهیم.یعنی دوباره نمی‌توانیم داده را در دیتابیس به صورت صحیح ثبت کنیم چرا که در فایل کارنامه اصلاً ثبت تاریخچه گونه صورت نگرفته است.

اما اگر اول در فایل کارنامه اقدام به ثبت دستور نوشتن کند و سپس به دیتابیس آن داده را منعکس کند، حتی اگر در دیتابیس خرابی رخ دهد مانعی ندارد، می‌تواند چند بار عمل Redo را توسط دستوراتی که در کارنامه ثبت شده است مجددا اجرا کند.

۱.۹.۸ استفاده از پروتکل Write Ahead Log یا WAL

همانطور که از نامش پیداست بیشتر مربوط به روش دوم انعکاس فوری نوشتن‌ها در دیتابیس می‌شود. در این پروتکل ابتدا باید تغییرات در کارنامه انجام گیرد که اگر برای دیتابیس اتفاقی افتاد بتواند دوباره به فایل کارنامه مراجعه کند و دستورات مورد نظر را در دیتابیس

اعمال کند.

نکته

- تکرار کردن یعنی قرار دادن مقدار جدید
- خنثی کردن یعنی قرار دادن مقدار قبلی
- ابتدا خنثی کردن‌ها انجام می‌شود و بعد از آن تکرار کردن‌ها

مثال

جدول ۲۸: بررسی ترمیم پذیری

T_i	T_j
.	.
.	W(Q)
.	Failure
R(Q)	.
C	.
Failure	.

همانطور که اشاره شد، در تراکنش T_j به دلیل آن که کامیت صورت نگرفته است، تراکنش بایستی خنثی شود تا دوباره نوشتن خود را انجام داده و سپس کامیت شود و در تراکنش T_i بایستی تکرار انجام شود تا داده‌ای که می‌خواند با مقدار درست سازگار باشد.

۱۰.۸ معایب رویکرد کارنامه

۱. حجیم شدن فایل لاگ

۲. زمانگیر بودن جست و جو در کارنامه

۳. احتمال تکرار تراکنش‌هایی که قبلا آن‌ها را سیستم Redo کرده است

۴. هزینه بالای اجرای دستورات به دلیل کار با رسانه

برای رفع عیوب دوم و سوم از روشی به نام Checkpoint استفاده می‌شود.

۱۱.۸ روش نقاط بازرسی

در این روش، در بازه‌های زمانی منظمی مجموعه عملیاتی توسط DBMS انجام می‌شود، این عملیات شامل موارد زیر است:

۱. رکوردهای کارنامه به دیسک منتقل می‌شود که در عملکرد عادی در بافر نوشته می‌شد

۲. داده‌های تغییر یافته در بافر به دیسک منتقل می‌شوند (یعنی در حافظه منعکس می‌شود)

۳. در انتها رکوردی به نام رکورد بازرسی با ساختار $< checkpoint >$ ثبت می‌شود

با تمام سه مورد بالا، اگر خرابی در دیتابیس رخ دهد، دیگر سیستم از اول کارنامه شروع به خواندن نمی‌کند، زیرا عملیات روی دیتابیس تا آخرین نقطه بازرسی قطعی و نهایی شده است پس ترمیم مربوط به بخش‌های بعدی آن صورت گرفته است. به همین جهت کند بودن فرایند جست و جو رفع می‌شود.

انعکاس فوری در کارنامه

جدول ۲۹: مثال مربوط به انعکاس معوق و فوری

T_0	T_1
R(A)	R(C)
A = A − ۵۰	C = C − ۱۰۰
W(A)	W(C)
R(B)	
B = B + ۵۰	

```
<T0, Start>
<T0, A, 1000, 950>
<T0, B, 2000, 2050>
<T0, Commit>

<T1, Start>
<T1, 700, 600>
<T1, Commit>
```

در این مثال تمام موارد به درستی در حال انجام شدن است حال اگر همین صورت مسئله دچار مشکلاتی شود بایستی اقداماتی را برای حفظ ترمیم پذیری انجام داد:

جدول ۳۰: پیش آمد مشکل در تراکنش‌ها

T_0	T_1
R(A)	R(C)
A = A − ۵۰	Failure
W(A)	C = C − ۱۰۰
R(B)	W(C)
B = B + ۵۰	
Commit	
Failure	

```
<T0, Start>
<T0, A, 1000, 950>
<T0, B, 2000, 2050>
<T0, Commit>
------Failure------

<T1, Start>
------Failure------
<T1, 700, 600>
<T1, Commit>
```

با توجه به جدول تراکنش‌ها و فایل کارنامه می‌توان به این نتیجه رسید که در تراکنش T_0 به دلیل آن که تراکنش به صورت کامل انجام شده ولی تغییر در دیتابیس منعکس نشده است باید عمل Redo صورت گیرد که دوباره مقادیر بررسی شود (اگر در انعکاس معوق بود در غیر این صورت بایستی عمل Undo را انجام داد زیرا مقدار قبلی در کارنامه ثبت شده است).

در تراکنش T_1 نیز بایستی عمل Undo صورت گیرد تا عملیات فعلی خنثی شود و روی مقدار قبلی قرار گیرد.