

SGBD-R : Les transactions

Concurrence et anomalies

Guillaume Raschia — Nantes Université

Dernière mise-à-jour : 18 mars 2025

originaux de Philippe Rigaux, CNAM

1

Plan de la session

Notion de transaction (S9.1)

Les anomalies (S9.3)

Mise à jour perdue

Lecture non répétable et lecture fantôme

Lecture sale

Les niveaux d'isolation (S9.4)

2

Notion de transaction (S9.1)

De quoi s'agit-il ?

Deux hypothèses à reconsidérer.

- Hyp. 1 : **Un programme SQL s'exécute indépendamment des autres.**
Faux, car de grandes bases de données peuvent gérer des centaines, voire des milliers d'accès **concurrents** qui peuvent interagir les uns avec les autres.
- Hyp. 2 : **Un programme SQL s'exécute sans erreur et intégralement.**
Faux pour des raisons innombrables : plantage de l'application, pb réseau, pb du serveur, panne électrique, etc. L'interruption peut laisser la base dans un état **incohérent**.

La notion de **transaction** (tx) est centrale pour traiter les problèmes soulevés.

3

Objectifs du cours

Un concepteur d'application doit :

- Maîtriser la notion, très importante, de **transaction**
- Réaliser l'impact des **exécutions transactionnelles concurrentes** pour les utilisateurs et les applications
- Choisir un **niveau d'isolation** approprié
- Maîtriser les procédures de **reprise après une panne**

Les techniques? **Contrôle de concurrence** et **journalisation**.

4

Pour bien comprendre

On parle de **transaction** plutôt que de **programme** : beaucoup plus précis.

Une transaction est le produit d'un échange entre un **processus client** et un **processus serveur** (SGBD).

On peut effectuer une ou plusieurs transactions successives dans un même processus : elles sont dites **en série**.

En revanche, deux processus **distincts** engendrent des **transactions concurrentes**.

6

Qu'est-ce qu'une transaction?

Définition

Une transaction est une séquence d'opérations de **lecture** ou d'**écriture**, se terminant par **commit** (approbation) ou **rollback** (rejet).

Le **commit** est une instruction qui **valide** toutes les mises à jour.

Le **rollback** est une instruction qui **annule** toutes les mises à jour.

Essentiel

Les opérations d'une tx sont solidaires : elles sont toutes validées, ou toutes annulées (**atomicité**).

5

Exemple : les données

- Des clients qui réservent des places pour des spectacles
Client (*id_client*, *nom*, *nb_places_réservees*)
- Des spectacles qui proposent des places à des clients¹.
Spectacle (*id_spectacle*, *jauge*, *solde*, *tarif*)

Cette base est **cohérente** si le **nombre de places prises** (*jauge*–*solde*) est égal à la **somme des places réservées**.

1. La modélisation n'est pas complète : il manque en particulier l'association client-spectacle.

7

Exemple : le programme (lectures)

```
procedure Reservation (v_id_client INT, v_id_spectacle INT, nb_places INT)
  -- Variables
  v_client Client%ROWTYPE;
  v_spectacle Spectacle%ROWTYPE;
  v_places_libres INT;
  v_places_reservees INT;
  BEGIN
    -- On recherche le spectacle
    SELECT * INTO v_spectacle
    FROM Spectacle WHERE id_spectacle=v_id_spectacle;

    -- S'il reste assez de places: on effectue la réservation
    IF (v_spectacle.solde >= nb_places)
    THEN
      -- On recherche le client
      SELECT * INTO v_client FROM Client WHERE id_client=v_id_client;

      -- Calcul du transfert
      v_places_libres := v_spectacle.solde - nb_places;
      v_places_reservees := v_client.nb_places_reservees + nb_places;
    END IF;
  
```

8

Ce programme engendre des transactions

Exécution = séquence de lectures et mises à jour = transaction.

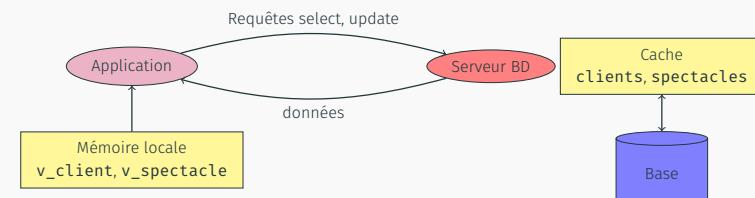


Figure 1: Schéma du processus de réservation

Le SGBD ne sait pas ce que fait l'application avec les données transmises. Il ne voit que la séquence des lectures et des écritures.

10

Le programme, suite (écritures)

```
-- On diminue le nombre de places libres
UPDATE Spectacle SET solde = v_places_libres
  WHERE id_spectacle=v_id_spectacle;

-- On augmente le nombre de places réservées par le client
UPDATE Client SET nb_places_reservees=v_places_reservees
  WHERE id_client = v_id_client;

-- Validation
commit;
ELSE
  rollback;
END IF;
END;
```

NB : le langage (ici PL/SQL) n'a aucun impact sur la modélisation des transactions.

9

Représentation d'une transaction

On représente les transactions par ce qu'en connaît le SGBD.

- les transactions, notées T_1, T_2, \dots, T_n ;
- les « données » (nuplets) échangées sont notées x, y, z, \dots ;
- pour chaque tx T_i , une lecture de x est notée $r_i(x)$ et une écriture de x est notée $w_i(x)$;
- C_i et R_i représentent un commit (resp. rollback) effectué par la tx T_i .

Une tx T_i est donc une séquence de lectures ou d'écritures se terminant par C_i ou R_i .

Exemple : $r_i(x); w_i(y); r_i(y); r_i(z); w_i(z); C_i$

11

Les transactions engendrées par Réservation

En s'exécutant, la procédure **Réservation** engendre des transactions.

Exemples :

- $r(s_1); r(c_1); w(s_1); w(c_1); C$: lit le spectacle s_1 , le client c_1 , puis les met à jour;
- $r(s_1); r(c_2); w(s_1); w(c_2); C$: le client c_2 réserve pour le même spectacle s_1 ;
- $r(s_1); R$: lit le spectacle s_1 , et rejette la tx (plus assez de places disponibles?)

Un même processus peut effectuer des transactions **en série** :

$r_1(s_1); r_1(c_1); w_1(s_1); w_1(c_1); C_1; r_2(s_1); r_2(c_2); w_2(s_1); w_2(c_2); C_2 \dots$

12

Exécutions concurrentes

Quand plusieurs programmes clients sont actifs simultanément, les transactions engendrées s'effectuent **en concurrence**.

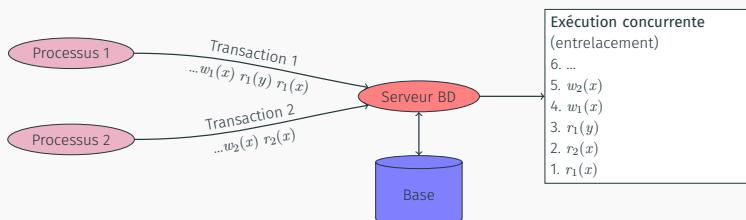


Figure 2 : Schéma d'exécution concurrente des transactions

L'**entrelement de requêtes** issues de transactions concurrentes peut engendrer des anomalies.

13

Propriétés des transactions

Un système relationnel contrôle l'exécution concurrente des transactions et garantit un ensemble de propriétés rassemblées sous l'acronyme **ACID**.

- **A = Atomicité**. Une tx est approuvée complètement ou pas du tout.
- **C = Cohérence**. Une tx mène d'un état cohérent à un autre.
- **I = Isolation**. Une tx s'exécute comme si elle était seule.
- **D = Durabilité**. À l'heure du **commit**, les résultats d'une tx sont définitifs.

Essentiel

L'isolation **par défaut** est seulement partielle : **meilleures performances** mais **risque d'anomalies**.

14

À retenir

Transaction = séquence de lecture et mises à jour soumises par une application client, se terminant par **commit** ou **rollback**.

Important : la séquence des actions d'une tx est **immuable**!

Le SGBD **garantit** que l'exécution des transactions respecte des propriétés dites **ACID**.

Le degré de garantie dépend du **niveau d'isolation** qui est choisi par l'application (son développeur).

Un niveau d'isolation insuffisant peut entraîner des anomalies très difficiles à comprendre.

15

Les anomalies (S9.3)

Objectifs de la section

Un catalogue des principales anomalies dues à un défaut dans le contrôle de concurrence

- Les **mises à jour perdues** : la plus importante, car autorisée par les systèmes dans la configuration par défaut.
- Les **lectures non répétables** : des données apparaissent, disparaissent, changent de valeur, au cours de l'exécution d'une transaction.
- Les **lectures sales** : on peut lire une donnée modifiée mais non validée.

Nous verrons que les **niveaux d'isolation** servent à éviter tout ou partie de ces anomalies.

16

Mises à jour perdues

C'est l'anomalie permise par **tous** les systèmes, en mode transactionnel par défaut.

Retenir : deux transactions **lisent** une même donnée, et **l'écrivent** ensuite, l'une après l'autre : une des écritures est perdue.

Exemple d'exécution concurrente avec deux transactions de réservation

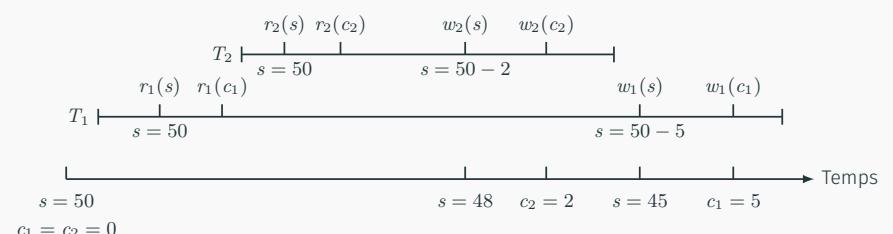
$r_1(s); r_1(c_1); r_2(s); r_2(c_2); w_2(s); w_2(c_2); w_1(s); w_1(c_1)$

On effectue d'abord les lectures pour T_1 , puis les lectures pour T_2 enfin les écritures pour T_2 et T_1 dans cet ordre.

17

L'anomalie

- il reste 50 places libres, c_1 et c_2 n'ont encore rien réservé;
- T_1 veut réserver 5 places pour s ;
- T_2 veut réserver 2 places pour s .



18

Le déroulement

Pas à pas, voici ce qui se passe.

- T_1 lit s et c_1 . Nb places libres : 50.
- T_2 lit s et c_2 . Nb places libres : 50.
- T_2 écrit s avec nb places = $50 - 2 = 48$.
- T_2 écrit le nouveau compte de c_2 .
- T_1 écrit s avec nb places = $50 - 5 = 45$.
- T_1 écrit le nouveau compte de c_1 .

À l'arrivée, 5 places réservées, 7 places payées. **Incôhérance**.

19

Pour bien comprendre

À la fin de l'exécution, il reste 45 places vides sur les 50 initiales alors que 7 places ont effectivement été réservées et payées.

Cette anomalie ne survient qu'en cas d'entrelacement défavorable. Dans la plupart des cas, une exécution concurrente ne pose pas de problème.

Le programme est correct. On peut le regarder 1000 fois, le tester 10000 fois sans jamais détecter d'anomalie.

Essentiel

Si on ne sait pas qu'une anomalie de concurrence est possible, l'erreur est incompréhensible.

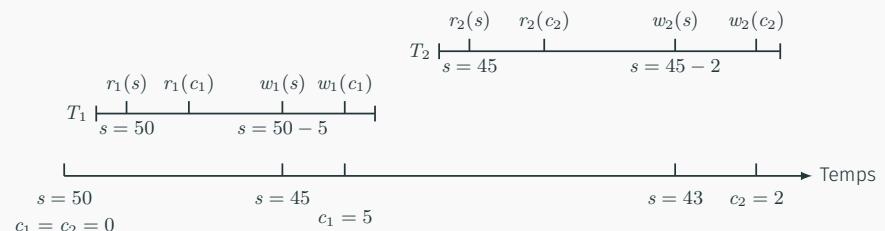
☞ Qu'en est-il si l'on permute les écritures de T_1 et T_2 ?

20

Solution radicale : exécution en série

Si on force l'exécution en série : $r_1(s); r_1(c_1); w_1(s); w_1(c_1); r_2(s); r_2(c_2); w_2(s); w_2(c_2)$

On est sûr qu'il n'y a pas de problème :



21

Exécution en série

Très pénalisant. Je débute une petite transaction, je vais déjeuner, je bloque tout le monde...

☞ Quel est l'état de la base de données si j'inverse T_1 et T_2 dans l'exécution en série ?

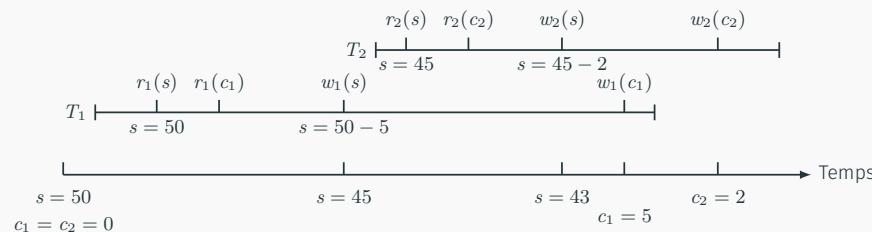
☞ Et si $s = 6$ dans l'état initial ?

22

Les exécutions concurrentes sont possibles

Un exemple qui ne pose pas de problème :

$r_1(s); r_1(c_1); w_1(s); r_2(s); r_2(c_2); w_2(s); w_1(c_1); w_2(c_2)$



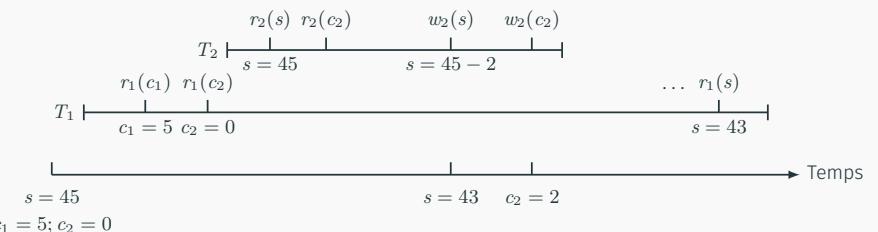
Exécution dite sérialisable car équivalente à une exécution en série. C'est ce que doit assurer le contrôle de concurrence.

23

Une exécution concurrente avec réservation

« Entrelacement » de Contrôle() et de Réservation($c_2, s, 2$)

$r_1(c_1); r_1(c_2); \text{Reservation}(c_2, s, 2); r_1(c_3); \dots r_1(c_n); r_1(s)$



Le contrôle en déduit (à tort) que la base est incohérente.

25

Lectures non répétables et autres fantômes

Deuxième catégorie d'anomalies. Prenons l'exemple du programme Contrôle.

```
Procédure Contrôle()
Début
  Lire tous les clients et effectuer la somme des places prises
  Lire le spectacle
  SI (Somme(places prises) <> places réservées)
    Afficher ("Incohérence dans la base")
Fin
```

Vérifie la cohérence de la base. Une transaction T_c a la forme :

$r_c(c_1); \dots r_c(c_n); r_c(s)$

24

Que s'est-t-il passé ?

Une même transaction (le contrôle) a pu lire deux états différents de la base.

On a donc des problèmes liés au manque d'isolation. Deux types :

- La même donnée, lue deux fois de suite, a changé : lecture non répétable.
- Des données sont apparues (ou ont disparu) : lecture fantôme.

Dans les deux cas, il y a une isolation partielle (on voit les résultats d'une ou plusieurs autres transactions) et donc un risque d'anomalie.

26

Une troisième catégorie d'anomalies : les lectures sales

C'est un autre type de problème (dit « de réparabilité »²) : l'entrelacement empêche une bonne exécution des **commit** et **rollback**.

Exemple :

$r_1(s); r_1(c_1); w_1(s); r_2(s); r_2(c_2); w_2(s); w_2(c_2); C_2; w_1(c_1); R_1$

Notez : T_2 a lu la donnée s écrite par T_1 ; T_2 valide, T_1 annule.

Comment gérer cette annulation ?

2. *recovery* en anglais, mal traduit par recouvrabilité.

27

À retenir

Des anomalies plus ou moins graves apparaissent en cas de défaut d'isolation des tx.

La plus importante est celle des **mises à jour perdues** : elle peut apparaître avec le niveau d'isolation **par défaut** des systèmes.

Les anomalies de concurrence sont **très difficiles** à reproduire et à interpréter.

Comprendre et utiliser correctement les niveaux d'isolation est **impératif** pour les applications transactionnelles.

29

Problème de dépendances entre Tx

Annuler T_1 suppose que les mises à jour de T_1 n'ont pas eu lieu.

Oui mais, T_2 « a lu » T_1 , et donc une des données qui viennent d'être effacées !

Alors il faudrait annuler T_2 aussi ? Mais T_2 a fait un **commit**...

La « réparabilité » suppose qu'**une tx ne soit approuvée qu'une fois que les tx qu'elle a lu ont elles-mêmes été approuvées**.

La « prévention des annulations en chaîne » impose qu'**une tx ne lise que des tx approuvées**.

28

Les niveaux d'isolation (S9.4)

Ce qu'on doit savoir

Il existe plusieurs niveaux d'isolation, du plus permissif au plus strict.

Plus le niveau est permissif, plus l'exécution est fluide, mais plus les anomalies sont possibles.

Plus le niveau est strict, plus l'exécution risque de rencontrer des blocages, mais moins les anomalies sont possibles.

Le niveau d'isolation par défaut n'est jamais le plus strict. Car

- inutile dans la grande majorité des cas;
- provoque rejets et blocages difficiles à expliquer à l'utilisateur.

Quand l'isolation totale est nécessaire, il faut l'indiquer explicitement.

30

Le mode `read committed`

Énoncé

Une requête accède à l'état de la base **au moment où la requête est exécutée**.

On peut donc lire deux fois le même nuplet dans une tx et obtenir des résultats différents.

Pas de lecture sale, car une donnée en cours de modification ne fait pas partie de l'**état de la base**, l'ensemble des données approuvées (**commit**).

Assez fluide, mais autorise beaucoup d'anomalies.

32

Niveaux d'isolation SQL

Définis en fonction des anomalies : lectures sales, lectures non répétables et lectures fantômes.

1. `read uncommitted` : tout est permis, sauf les **écritures sales**;
2. `read committed` : garantit en plus l'absence de lecture sale;
3. `repeatable read` : garantit en plus l'absence de lecture non répétable;
4. `Serializable` : isolation totale, aucune anomalie.

Niveau par défaut : `read committed` (PostgreSQL, MS SQL Server, Oracle) ou `repeatable read` (MySQL).

Il faut se mettre en mode `Serializable` pour les processus transactionnels.

31

Le mode `repeatable read`

Énoncé

Une requête accède à l'état de la base **au moment où la transaction a débuté**.

On peut donc lire n fois le même nuplet dans une tx et obtenir toujours le même résultat.

Pas de lecture sale, pas de lecture non répétable : les requêtes accèdent toujours au même état (ou « cliché ») de la base.

Est-ce suffisant ?

Non, car des exécutions **non sérialisables** restent quand même possibles, notamment à cause des **lectures fantômes**.

33

Le mode **serializable**

Énoncé

Mise en œuvre de l'isolation totale. La cohérence de la base est absolue.

Requiert *a priori* de **poser des verrous** (mutex) sur les nuplets.

Inconvénient

Risque non négligeable de **bloage** et de **rejet** des transactions.

On se place dans ce mode avec la commande suivante, au début du code de la transaction.

```
| set transaction isolation level serializable;
```

34

À propos des mises-à-jour perdues

Les niveaux d'isolation SQL ne tiennent pas compte des mises-à-jour perdues ?!

Libre interprétation du ANSI/ISO SQL dans les SGBD.

L'histoire des tx en SQL fut écrite au temps du « tout 2PL », protocole qui **garantit l'absence de maj perdues dès le niveau repeatable read**.

État des lieux

- Dans la plupart des SGBD (PostgreSQL, MS SQL Server, Oracle, IBM DB2), le niveau **repeatable read** prémunit contre les mises-à-jour perdues.
- ...Néanmoins, il existe certaines exceptions, par exemple dans MySQL.

35

La clause **for update**

Situation fréquente : contexte d'une mise-à-jour perdue

On **lit** une donnée pour la **modifier** ensuite.

- Le système ne peut pas le deviner !
- Il est obligé de tracer toutes les lectures (coût élevé)
- Il pose des « verrous faibles » qui peuvent entraîner un interblocage

Renforcer l'isolation à la demande avec for update

- Le programmeur déclare qu'une lecture va être suivie d'une mise à jour
- Le système pose un « verrou fort » pour celle-là, et met les autres en attente

Le mécanisme repose sur le facteur humain, peu fiable...

36

À retenir

Savoir repérer les transactions dans une application. Elle doivent respecter la **cohérence applicative** (le système ne peut pas la deviner pour vous).

Pour une cohérence absolue, appliquer le mode d'**isolation sérialisable**.

Savoir qu'en mode sérialisable on risque des **blocages** et des **rejets**.

Comprendre les risques dans les modes dégradés.

La clause **for update** offre une isolation ponctuelle intéressante, mais repose sur le facteur humain : probablement à éviter.

37