JDBC Transactions

adriencaubel.fr

Ressources

- https://blogs.oracle.com/maa/from-chaos-to-order-the-importance-of-concurrency-control-within-the-database-2-of-6
- https://vladmihalcea.com/a-beginners-guide-to-transaction-isolation-levels-in-enterprise-java/
- https://www.baeldung.com/jpa-optimistic-locking
- https://stackoverflow.com/questions/47441027/pessimistic-locking-vs-serializable-transaction-isolation-level

Table des matières

Introduction

Pourquoi ce cours ?

Comprendre les différents niveaux auxquels se jouent la gestion des transactions

Niveau base de données (physique)

Les niveaux d'isolation définissent le contrat SQL (READ COMMITTED, REPEATABLE READ, SERIALIZABLE...) et sont appliqués par des mécanismes internes comme :

- 2PL (Two-Phase Locking) : évite les conflits via des verrous (peut créer de l'attente / deadlocks)
- MVCC (Multi-Version Concurrency Control) : améliore la concurrence via des versions (reads non bloquants)

Niveau applicatif (logique / métier)

Dans une application (ex: API REST), une action métier peut s'étaler sur plusieurs transactions (ex: plusieurs requêtes HTTP). Dans ce cas, la cohérence métier doit être protégée explicitement via :

- Pessimistic locking (SELECT ... FOR UPDATE) : bloquer pour éviter le conflit
- Optimistic locking (@Version) : détecter le conflit au moment de l'update/commit

C’est quoi une transaction ?

ACID

- Atomicity guarantees that multiple operations in a transaction act as a single unit–either all succeed or all fail.
- Consistency ensures that the database remains in a valid state that adheres to defined rules and constraints.
- Isolation prevents concurrent transactions from interfering with each other.
- Durability makes sure that once a transaction commits, the results are permanent, even after system failures.

Focus sur le I

- A : vous savez ce que c'est
- C : invariant BDD
- I : **TOUTES LES SLIDES QUI SUIVENT EXPLIQUENT I**
- D : composants internes BDD

=> Donc le focus de cette leçon est sur l'isolation

Transaction SQL : Lost update EXEMPLE 1

```sql
BEGIN; -- Trx 1

SELECT solde FROM compte WHERE id = 1;
-- Résultat : 100

-- T1 calcule côté appli : 100 - 30 = 70

UPDATE compte
SET solde = 70
WHERE id = 1;

COMMIT;
```

```sql
BEGIN; -- Trx 2

SELECT solde FROM compte WHERE id = 1;
-- Résultat : 100 (car T1 n'a pas encore commit au moment d

-- T2 calcule côté appli : 100 - 50 = 50

UPDATE compte
SET solde = 50
WHERE id = 1;

COMMIT;
```

Résultat final (Lost Update)

Au lieu d'avoir :

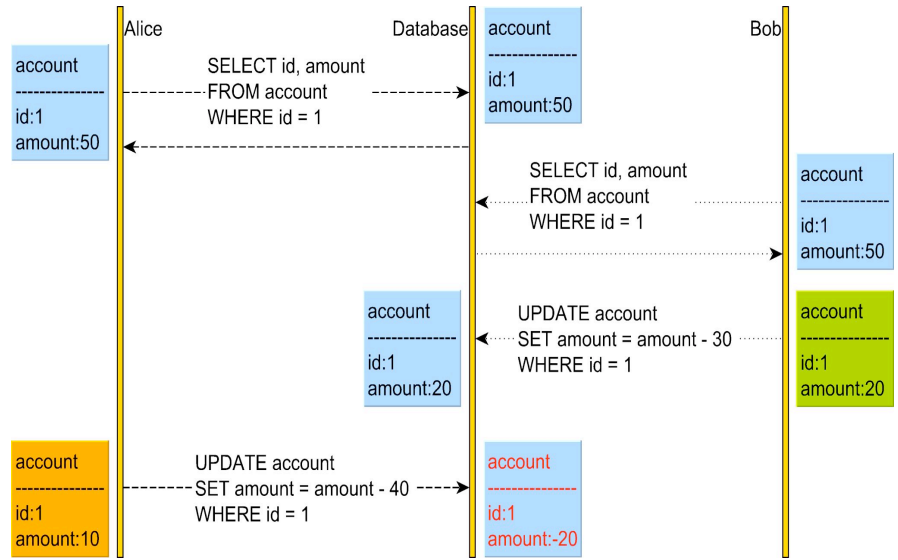
- attendu : 100 - 30 - 50 = 20 ✅
- on obtient : 50

=> La mise à jour de T1 (70) a été perdue, écrasée par T2.

Transaction SQL : Lost update EXEMPLE 2

Dans un système où plusieurs transactions s'exécutent simultanément, l'accès concurrent aux mêmes données peut entraîner des incohérences si ces accès ne sont pas correctement coordonnés. Deux transactions peuvent par exemple lire une valeur obsolète, écraser mutuellement leurs mises à jour (lost update), ou observer des états intermédiaires invalides.

1. Alice et Bob lisent (read) un compte
2. Bob le met à jour et le commit
3. Alice fait le même, mais ne réalise pas que Bob avait déjà changé la ligne. ⇒ Conflit



Les solutions

Pour gérer les conflits de données, plusieurs mécanismes de contrôle de la concurrence ont été développés au fil des ans. Il existe essentiellement deux stratégies pour gérer les collisions de données :

- Eviter les conflits (Conflict Avoidance) : par exemple, le verrouillage en deux phases, nécessite un verrouillage pour contrôler l'accès aux ressources partagées; cf Two-Phase Locking

- Détecter les conflits (Conflict Detection) : par exemple, le contrôle de concurrence multiversions, offre une meilleure concurrence, au prix d'un assouplissement de la sérialisabilité et de l'acceptation éventuelle de diverses anomalies de données. cf Multi-Version Concurrency Control

=> Comme évoqué, le focus de cette leçon et sur l'isolation. Eviter les conflits et Détecter les conflits sont des mécanisme au niveau BDD pour garantir l'isolation

Eviter les conflits (Conflict Avoidance)

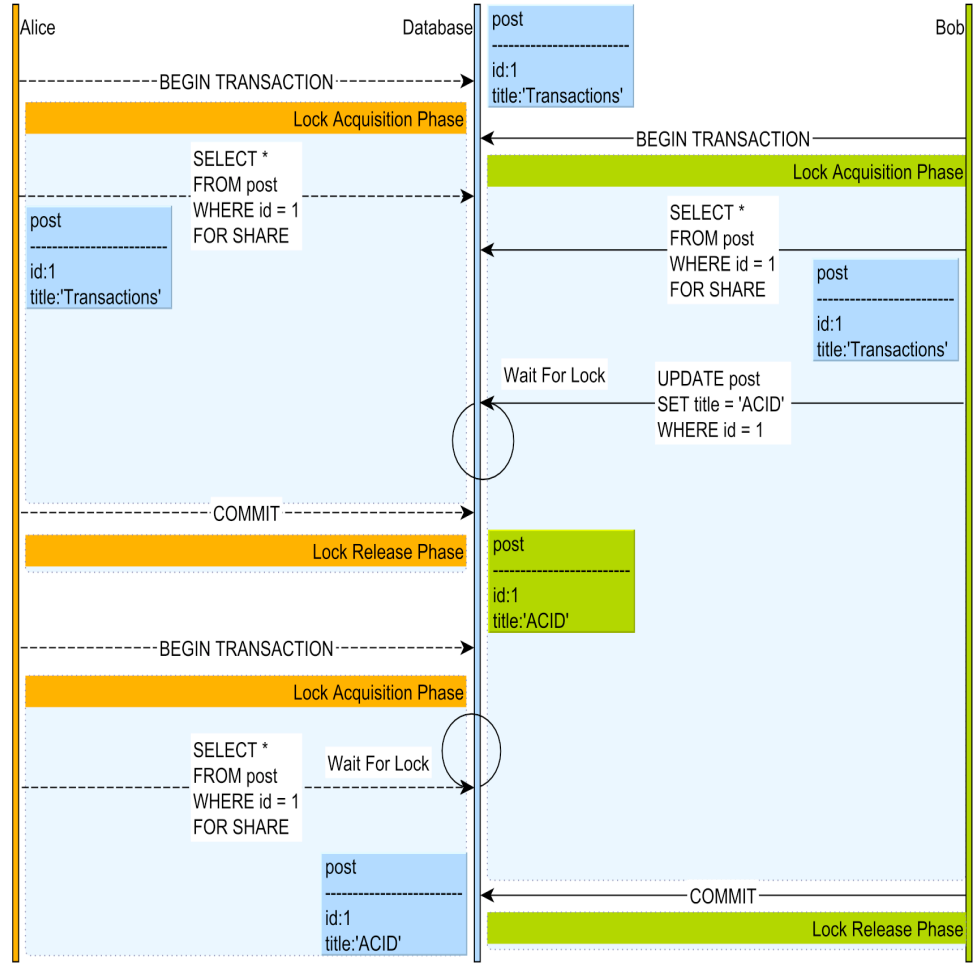
Two-Phase Locking (2PL)

Chaque système de base de données possède sa propre hiérarchie de verrouillage, mais les types les plus courants restent les suivants :

- **shared (read) lock**, empêcher l'écriture d'un enregistrement tout en autorisant les lectures simultanées; le verrou est partagé entre les lecteurs
- **exclusive (write) lock**, interdit à la fois les opérations de lecture et d'écriture

1. Alice et Bob sélectionnent tous les deux un enregistrement de type post, acquérant chacun un verrou partagé (shared lock).
2. Bob tente de mettre à jour l'entrée post, son instruction est bloquée par le gestionnaire de verrous (Lock Manager), car Alice détient toujours un verrou partagé sur cette ligne.
3. Alice termine la transaction => libère le verrou partagé
4. La mise à jour de Bob provoque le remplacement du verrou partagé par un verrou exclusif
5. Alice veut SELECT mais bloqué par verrou exclusif de Bob
6. Après le commit de la transaction de Bob, tous les verrous sont libérés.

⇒ pas d'anomalie, mais crée de l'attente



L'utilisation du verrouillage pour contrôler l'accès aux ressources partagées **est susceptible d'entraîner des deadlocks**, et le planificateur de transactions ne peut à lui seul empêcher leur apparition. Par exemple

- T1
  - lock(X) sur la ligne A
  - veut lock(X) sur la ligne B → bloquée
- T2
  - lock(X) sur la ligne B
  - veut lock(X) sur la ligne A → bloquée
- Résultat
  - T1 attend B détenu par T2
  - T2 attend A détenu par T1

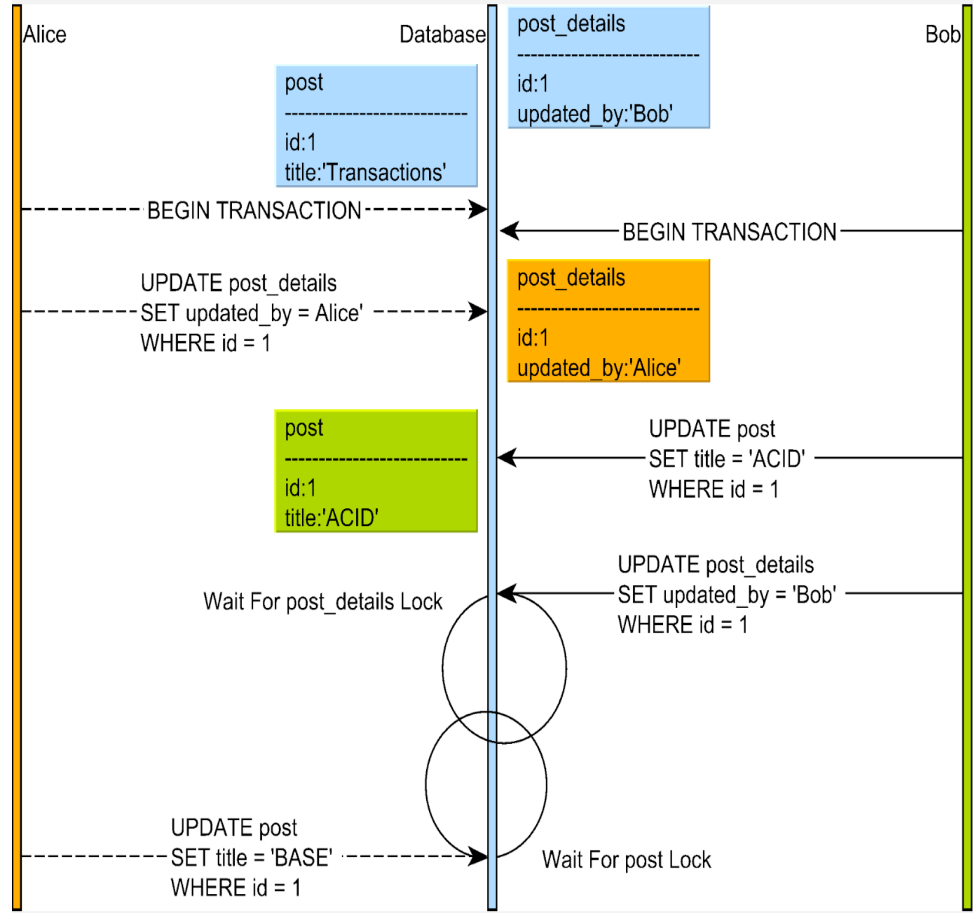


Figure 7.3: Dead lock

Détecter les conflits (Conflict Detection)

Multi-Version Concurrency Control

Lorsque vous utilisez 2PL, chaque lecture nécessite l'acquisition d'un verrou partagé, tandis qu'une opération d'écriture nécessite l'acquisition d'un verrou exclusif.

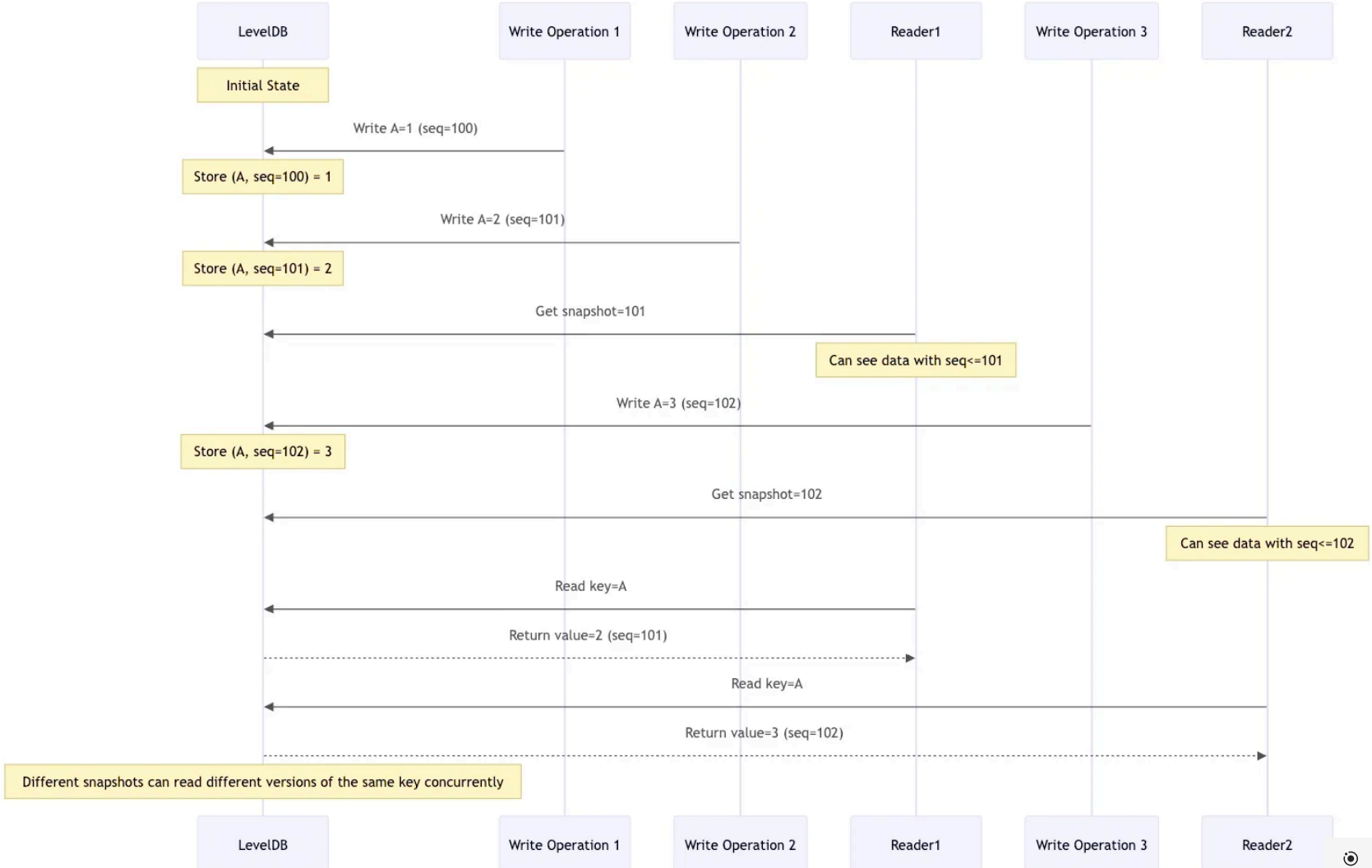
- shared lock bloque les écritures, mais permet à d'autres lecteurs d'acquérir le même verrou partagé
- exclusive lock bloque à la fois les lecteurs et les rédacteurs qui concourent pour le même verrou.

Bien que le verrouillage puisse fournir un plan de transactions, le coût des conflits de verrouillage peut nuire à la fois au temps de réponse des transactions et à l'évolutivité.

- Le temps de réponse peut augmenter car les transactions doivent attendre que les verrous soient libérés,
- et les transactions de longue durée peuvent également ralentir la progression des autres transactions simultanées.

⇒ Pour pallier ces lacunes, les fournisseurs de bases de données ont opté pour des mécanismes de contrôle de concurrence optimistes. Si le 2PL empêche les conflits, le contrôle de concurrence multiversion (MVCC) utilise plutôt une stratégie de détection des conflits.

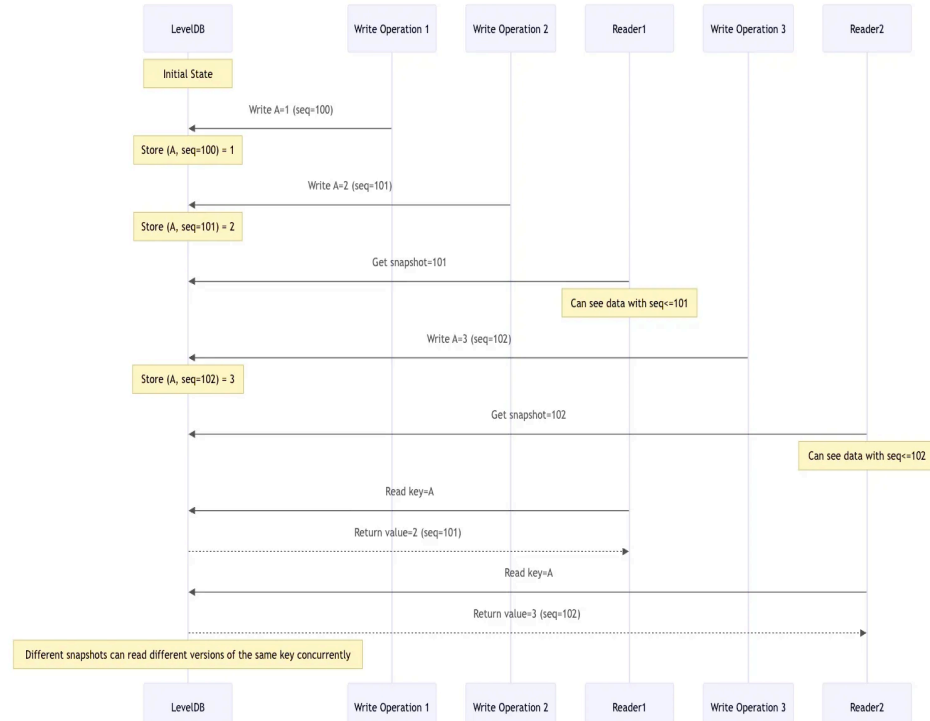
1. Chaque enregistrement de la base de données possède un numéro de version.
2. Les lectures simultanées s'effectuent sur l'enregistrement ayant le numéro de version le plus élevé.
3. Les opérations d'écriture s'effectuent sur une copie de l'enregistrement, et non sur l'enregistrement lui-même.
4. Les utilisateurs continuent à lire l'ancienne version pendant que la copie est mise à jour.
5. Une fois l'opération d'écriture réussie, l'identifiant de version est incrémenté.
6. Les lectures simultanées suivantes utilisent la version mise à jour.
7. Lorsqu'une nouvelle mise à jour a lieu, une nouvelle version est à nouveau créée, et le cycle se poursuit.


LevelDB
Write Operation 1
Write Operation 2
Reader1
Write Operation 3
Reader2
Initial State
Write A=1 (seq=100)
Store (A, seq=100) = 1
Write A=2 (seq=101)
Store (A, seq=101) = 2
Get snapshot=101
Can see data with seq<=101
Write A=3 (seq=102)
Store (A, seq=102) = 3
Get snapshot=102
Can see data with seq<=102
Read key=A
Return value=2 (seq=101)
Read key=A
Return value=3 (seq=102)
Different snapshots can read different versions of the same key concurrently
LevelDB
Write Operation 1
Write Operation 2
Reader1
Write Operation 3
Reader2

Que ce soit Reader1 ou Reader2 qui lit en premier,

- Reader1 lisant la clé=A obtiendra toujours la valeur=2 (séquence=101),
- tandis que Reader2 lisant la clé=A obtiendra la valeur=3 (séquence=102).

S'il y a des lectures ultérieures sans spécification d'instantané, elles obtiendront les données les plus récentes.



Petite conclusion

- 2PL (Two-Phase Locking) = Isolation par verrous
- MVCC (Multi-Version Concurrency Control) = Isolation par versions

=> C'est deux mécanisme vont nous permettre d'implémenter différent niveaux d'isolation

Niveaux d’isolation

Introduction

- Lettre I de ACID : *L'isolation garantit que l'exécution simultanée des transactions laisse la base de données dans le même état que celui qui aurait été obtenu si les transactions avaient été exécutées séquentiellement.*

Lien entre 2PL/MVCC et niveau d'isolation

- 2PL et MVCC = mécanismes d'implémentation (le *comment*)
- niveaux d'isolation = garanties SQL (le *quoi*)

=> Donc les niveaux d'isolation sont réalisés via 2PL, MVCC, ou un mix.

Exemple (avant de rentrer dans les explications)

Les niveaux d'isolation SQL (ANSI) :

- `READ UNCOMMITTED`
- `READ COMMITTED`
- `REPEATABLE READ`
- `SERIALIZABLE`

=> Ils décrivent ce qui est possible/interdit : dirty reads, non-repeatable reads, phantom reads, etc.

Exemple

Une DB peut implémenter `READ COMMITTED` :

- soit en 2PL (verrous courts)
- soit en MVCC (snapshot à chaque statement)
- soit mix MVCC + locks

Niveaux d’isolation : Définition

> L’isolation de la base de données permet à une transaction de s’exécuter comme s’il n’y avait aucune autre transaction en cours d’exécution simultanément.

L’isolation est garantie par MVCC ou les Locks (2PL)

Un contrat

Isolation level = contrat SQL : **quelles anomalies sont autorisées ou non.**

Exemples :

- READ COMMITTED : pas de dirty read
- REPEATABLE READ : lecture stable dans la transaction
- SERIALIZABLE : comportement “comme si c’était séquentiel”

4 niveaux d'isolation

- **Sérialisable** : il s'agit du niveau d'isolation le plus élevé. Les transactions simultanées sont garanties d'être exécutées dans l'ordre (= 2PL strict).
- **Lecture répétable (Repeatable Read)** : les données lues pendant la transaction restent identiques à celles au début de la transaction. Si on lit une ligne 2 fois dans la même transaction, on verra la même valeur (même si une autre transaction l'a modifiée entre temps)
- **Lecture validée (Read Committed)** : les modifications apportées aux données ne peuvent être lues qu'après la validation de la transaction.
- **Lecture non validée (Read Uncommitted)** : les modifications apportées aux données peuvent être lues par d'autres transactions avant la validation d'une transaction.

Read Committed : le problème

Avec `READ UNCOMMITED` on peut lire une donnée qu'une autre transaction a modifiée mais pas encore commit.

Transaction Alice

```
BEGIN;
UPDATE stock SET qty = 6 WHERE id=1;  -- pas encore COMMIT
```

Transaction Bob

```
SELECT qty FROM stock WHERE id=1; -- verrait 6 ❌ (dirty read)
```

Si Alice fait ensuite :

```
ROLLBACK;
```

=> Bob lit une valeur qui n'a jamais existé officiellement.

=> `Read Committed` **met en place un process pour ne lire que les valeurs réellement commit**

Repeatable Read : le problème

Le niveau d'isolation REPEATABLE READ sert principalement à résoudre le problème suivant : **Quand on lit deux fois la même ligne dans une même transaction on obtient des valeurs différentes**

Exemple (problème en READ COMMITTED)

Transaction Bob (READ COMMITTED)

```
BEGIN; -- début trx
SELECT qty FROM stock WHERE id=1;  -- retourne 7
```

Transaction Alice

```
UPDATE stock SET qty = 6 WHERE id=1;
COMMIT;
```

Transaction Bob (relit)

```
SELECT qty FROM stock WHERE id=1;  -- retourne 6 ❌
COMMIT;
```

=> Dans la même transaction, Bob lit 7 puis 6 : c'est une lecture non répétable.

Repeatable Read : les solutions

Avec REPEATABLE READ, Bob relira toujours la même version de la ligne pendant toute sa transaction :

```
BEGIN;
SELECT qty FROM stock WHERE id=1;  -- retourne 7
-- Alice change à 6 et commit...
SELECT qty FROM stock WHERE id=1;  -- retourne encore 7 ✅
COMMIT;
```

Deux grandes implémentations possibles selon la DB :

1. MVCC snapshot

- on lit une “photo” (snapshot) de la base au début de ta transaction
- les lectures sont cohérentes
- mais ça ne bloque pas forcément les autres

2. Locks la DB pose des verrous partagés (*shared lock*) qui empêchent certains changements concurrents

Anomalies autorisées

Suivant le niveau d'isolation on autorise ou pas certaines anomalies

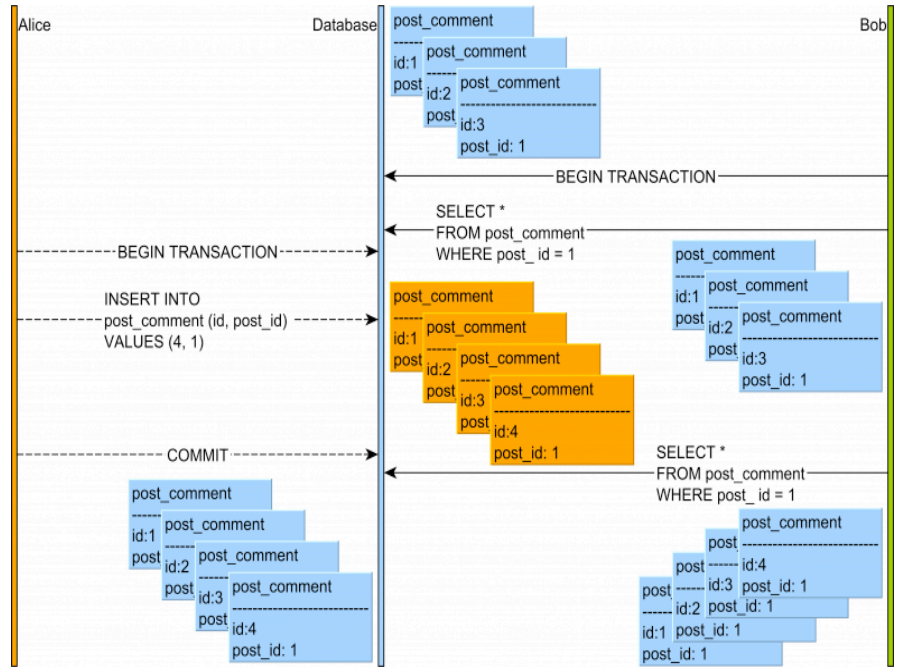
Isolation level	Dirty read	Non-repeatable read	Phantom	Lost update
READ UNCOMMITTED	❌ allowed	❌ allowed	❌ allowed	❌ allowed
READ COMMITTED	✅ prevented	❌ allowed	❌ allowed	❌ allowed
REPEATABLE READ	✅ prevented	✅ prevented	❌ allowed	✅ prevented
SERIALIZABLE	✅ prevented	✅ prevented	✅ prevented	✅ prevented

Seul le niveau SERIALIZABLE garantit un niveau "parfait" de cohérence (mais au détriment des performances; attente des locks)

Phantom Read

1. Alice et Bob lancent deux transactions de base de données.
2. Bob lit tous les enregistrements post_comment associés à la ligne post dont la valeur d'identifiant est 1.
3. Alice ajoute un nouvel enregistrement post_comment associé à la ligne post dont la valeur d'identifiant est 1. Et valide la trx
4. Si Bob relit les enregistrements post_comment dont la valeur de la colonne post_id est égale à 1, il observera une version différente de cet ensemble de résultats.

Ce phénomène pose problème lorsque la transaction en cours prend une décision commerciale basée sur la première version de l'ensemble de résultats donné.



Phantom Read : exemple

Transaction Bob

```
BEGIN;
SELECT * FROM stock WHERE qty > 0;  -- retourne 5 lignes
```

Transaction Alice

```
INSERT INTO stock(id, qty) VALUES (99, 10);
COMMIT;
```

Transaction Bob (refait la même requête)

```
SELECT * FROM stock WHERE qty > 0;  -- retourne 6 lignes ❌
COMMIT;
```

=> Un phantom read concerne une requête qui retourne un ensemble de lignes, et au second read tu vois une ligne en plus / en moins car quelqu'un a fait un INSERT / DELETE (ou parfois UPDATE qui fait passer une ligne dans le filtre).

Phantom Read - solution ?

> The SQL standard says that Phantom Read occurs if two consecutive query executions render different results because a concurrent transaction has modified the range of records in between the two calls.

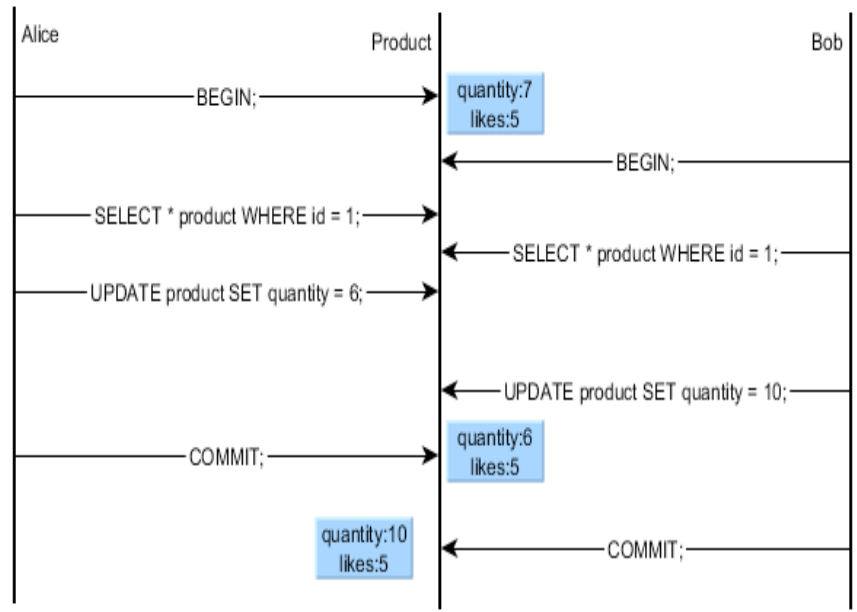
- 2PL avec SERIALIZABLE : un verrou exclusif est déposé lors de la lecture (au lieu d'un verrou shared) => Alice ne peut ni lire ni ajouter un post.

https://vladmihalcea.com/phantom-read/

Lost Update

Dans cet exemple, Bob n'est pas au courant qu'Alice vient de modifier la quantité de 7 à 6, donc sa mise à jour est écrasée par la modification de Bob.

1. SELECT qty FROM stock WHERE id=1
2. On calcule en app
3. UPDATE stock SET qty = ... alors une autre transaction peut passer entre les deux → et on écrase sa modification.



Lost Update - solutions

- Monter l'isolation a REPEATABLE READ
  - un verrou partagé (*shared lock*) est posé => les autres trx peuvent lire mais ne peuvent pas update la ligne
- Verrou pessimiste : `SELECT ... FOR UPDATE` (voir après)
- Optimistic Locking (colonne `version`) (voir après)

Quel niveau d’isolation choisir ?

Par défaut :

- MySQL : REPEATABLE READ
- PostgreSQL et Oracle : READ COMMITTED

=> Ca dépend quel phénomène on souhaite éviter

```
Connection connection = DriverManager.getConnection(
        "jdbc:postgresql://localhost:5432/mydb",
        "user",
        "password"
);

// Disable auto-commit to start a transaction
connection.setAutoCommit(false);

// Set isolation level
connection.setTransactionIsolation(Connection.TRANSACTION_READ_COMMITTED);
```

Petite conclusion

2PL et MVCC sont des mécanismes de contrôle de concurrence utilisés par les SGBD pour implémenter les niveaux d'isolation Ils nous permettent de mettre en oeuvre les niveaux d'isolation (READ COMMITTED, REPEATABLE READ, SERIALIZABLE, etc.).

Transaction JDBC

Comportement par défaut

Par défaut, chaque instruction est faite dans une transaction indépendante `autocommit=true`

```
Connection conn = DriverManager.getConnection(url, user, password);
try {
    // Transaction 1
    PreparedStatement debit = conn.prepareStatement("UPDATE account SET balance = balance - 100 WHERE id = 1");
    debit.executeUpdate(); // COMMIT immédiat
    // Transaction 2
    PreparedStatement credit = conn.prepareStatement("UPDATE account SET balance = balance + 100 WHERE id = 2");
    credit.executeUpdate(); // COMMIT immédiat

} catch (Exception e) {
    // rollback inutile ici
    conn.rollback();
}
```

=> Les deux étapes doivent réussir ou échouer ensemble, une seule et unique transaction. Ici ce n'est pas le cas.

autocommit=false

```
Connection conn = DriverManager.getConnection(url, user, password);
conn.setAutoCommit(false); // 🔴 on dit qu'on gèrera nous même le .commit() et le .rollback()
try {
    // Pas de transaction
    PreparedStatement debit = conn.prepareStatement("UPDATE account SET balance = balance - 100 WHERE id = 1");
    debit.executeUpdate(); // COMMIT immédiat
    // Pas de transaction
    PreparedStatement credit = conn.prepareStatement("UPDATE account SET balance = balance + 100 WHERE id = 2");
    credit.executeUpdate(); // COMMIT immédiat

    conn.commit(); // commit atomique - 1 transaction
} catch (Exception e) {
    conn.rollback(); // rollback complet
}
```

Transaction logique

ACID n’est pas suffisant

ACID garantit la cohérence technique des transactions au niveau de la base de données, mais cela ne suffit plus dès que l’on raisonne en transactions logiques métier, souvent réparties sur plusieurs interactions.

1. Une première transaction lit des données et les expose à l’utilisateur (⇒ une transaction)
2. L’utilisateur modifie ces données côté frontend, puis les renvoie au backend (⇒ une seconde transaction)

=> Ces deux étapes font partie d’une même intention métier, mais sont exécutées dans deux transactions techniques séparées.

ACID n'est pas suffisant

1. Alice demande l'affichage d'un produit.
2. Le produit est récupéré dans la base de données et renvoyé au navigateur.
3. Alice demande une modification du produit.
4. Comme Alice n'a pas conservé de copie de l'objet précédemment affiché, elle doit le recharger une nouvelle fois.
5. Le produit est mis à jour et enregistré dans la base de données.
6. La mise à jour du traitement par lots a été perdue et Alice ne s'en rendra jamais compte.

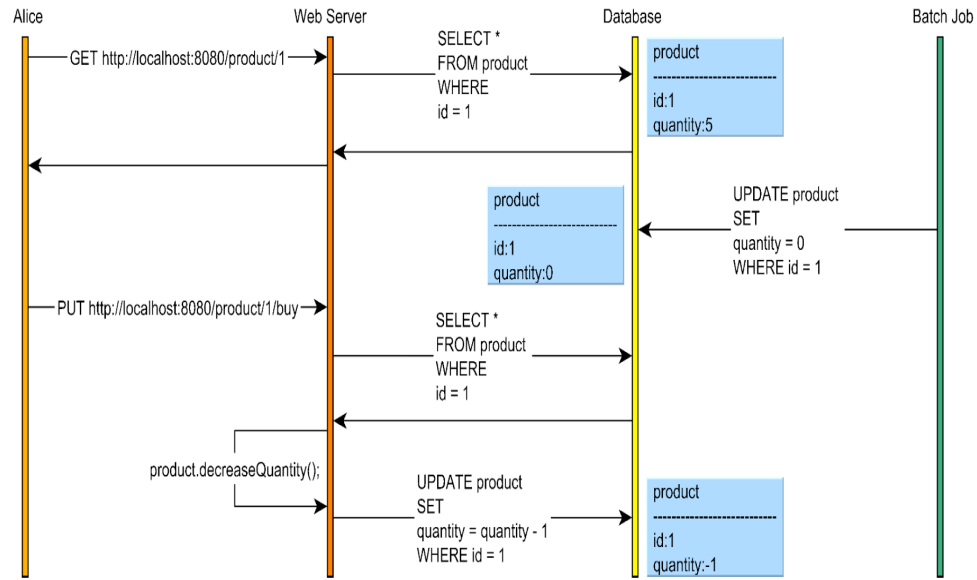


Figure 7.14: Stateless conversation loosing updates

Limite des niveaux d’isolation

Le niveau d’isolation — y compris SERIALIZABLE — **ne garantit la cohérence que à l’intérieur d’une transaction unique**. Dès lors qu’une logique métier s’étend sur plusieurs transactions

- L’isolation ne peut plus empêcher les modifications concurrentes
- Les hypothèses faites lors de la première lecture peuvent devenir invalides
- => La cohérence métier n’est plus garantie automatiquement

Limite des niveaux d'isolation

```
BEGIN TRANSACTION ISOLATION LEVEL SERIALIZABLE;

SELECT stock FROM produit WHERE id = 1; -- stock =
COMMIT;
```

Entre Tx1 et Tx2

Une autre transaction achète l'article → stock = 0

```
BEGIN TRANSACTION ISOLATION LEVEL SERIALIZABLE;

UPDATE produit SET stock = stock - 1 WHERE id = 1;
COMMIT;
```

=> Sans autre vérification on a une erreur métier -> vente d'un stock à 0

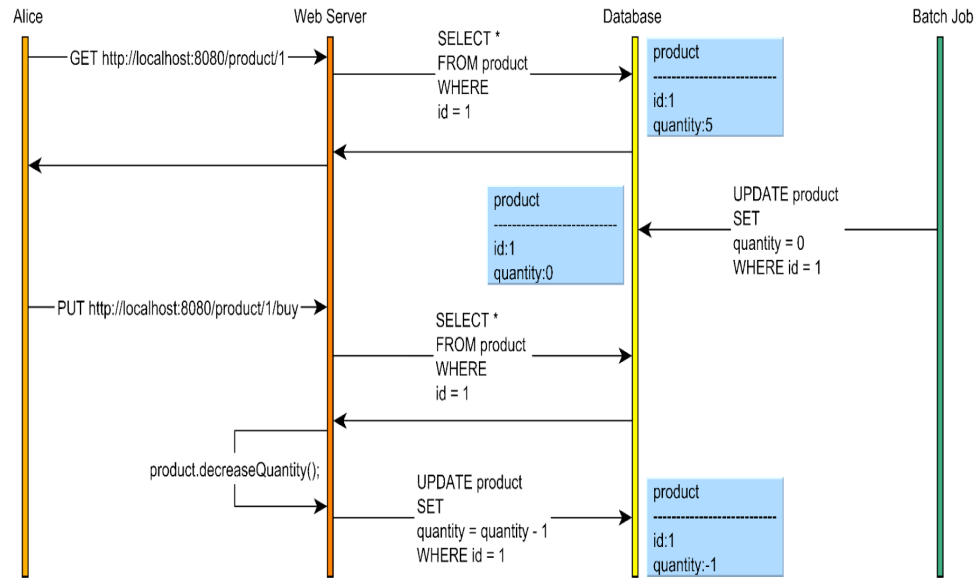


Figure 7.14: Stateless conversation loosing updates

Donc

- ACID n'est pas suffisant
- Car le niveau SERIALIZABLE ne joue que sur une seule transaction

=> Si une action métier est sur plusieurs transaction alors il nous faut d'autres solutions, c'est le cas dans les exemple des slides précédente où nous avions plusieurs requête HTTP. Une requete HTTP = une transaction

Solutions

- Pessimistic Locking : mais ne marche que dans un environnement stateful car il faut que 2 Requetes HTTP = 1 seule transaction (au lieu de deux)
- **Optimistic Locking** : à utiliser

Solution 1 : Pessimistic Locking

> Il part du principe que des conflits sont susceptibles de se produire, il verrouille donc les données de manière préventive avant toute mise à jour.

=> Un lock exclusif est acquis pour éviter qu'une autre transaction acquière elle aussi un verrou shared/exclusif

Ne fonctionne que dans un environnement stateful

```
GET /order/42  → lock row
(wait for user decision); le lock est rendu ... donc 2 trx différente donc inutile
PUT /order/42  → update
```

```
POST /transfer

BEGIN;
SELECT * FROM accounts WHERE id IN (A, B) FOR UPDATE; ici ca fonctionne
-- business rules
UPDATE accounts ...
COMMIT;
```

Solution 2 : Optimistic Locking

> Il part du principe que « les conflits sont rares ». Au lieu de verrouiller les données à l'avance, il permet à plusieurs utilisateurs d'accéder et même de modifier les mêmes données simultanément, et ne vérifie les conflits qu'au moment de la validation.

L'algorithme de verrouillage optimiste fonctionne comme suit :

1. Lorsqu'un client lit une ligne particulière, sa version accompagne les autres champs
2. lors de la mise à jour d'une ligne, le client filtre l'enregistrement actuel en fonction de la version qu'il a précédemment chargée.

```
UPDATE produit
SET (quantité, version) = (4, 2)
WHERE id = 1 AND version = 1; -- ajout de "version =" dans la clause WHERE
```

3. Si le résultat de l'instruction est égal à zéro, cela signifie que la version a été incrémentée entre-temps. Donc la transaction actuelle opère désormais sur une version obsolète de l'enregistrement.

Solution 2: Optimistic Locking

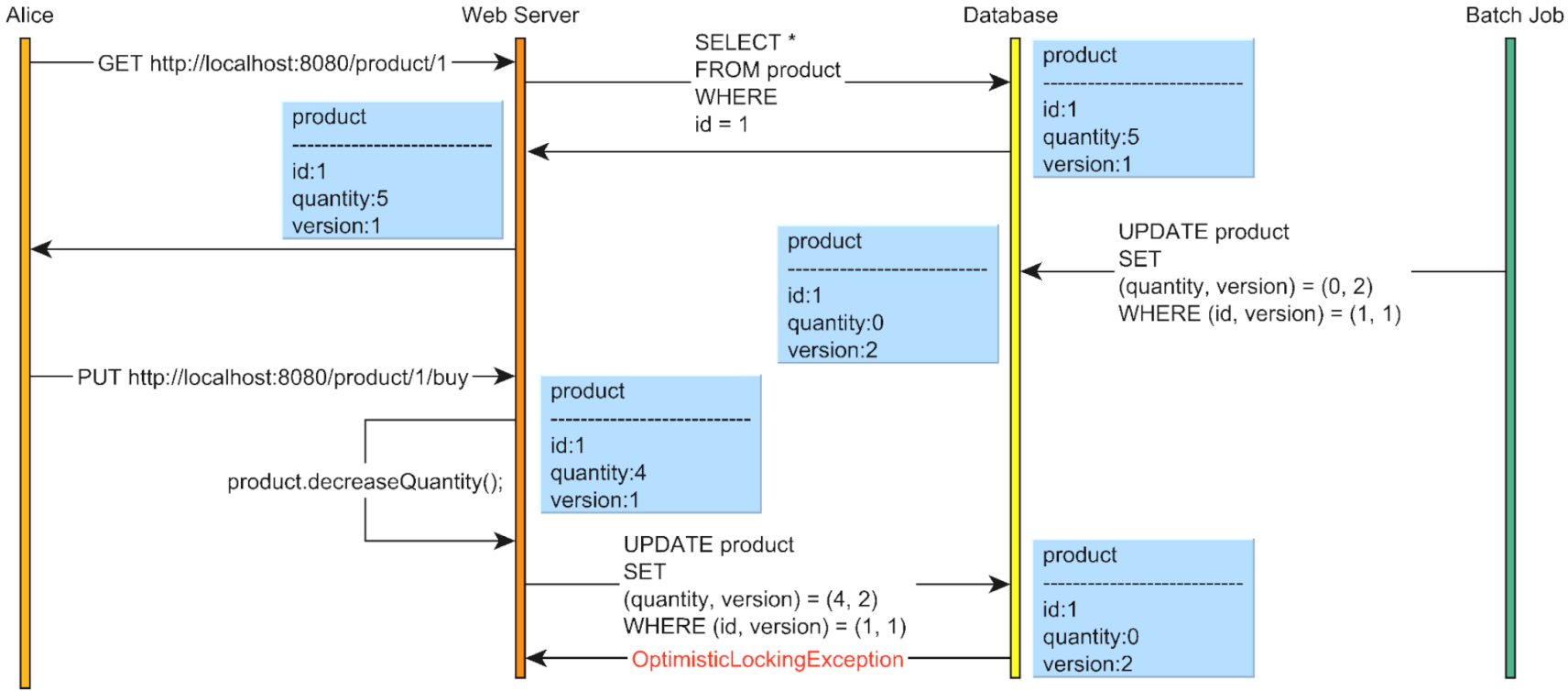


Figure 7.16: Stateful conversation preventing lost updates

Quand utiliser Optimistic Locking

Deux applications

Lorsque deux applications distinctes accèdent à la même base de données

Deux onglets du navigateur

```
Onglet A charge la commande -> status = OPEN
Onglet B charge la commande -> status = OPEN

Onglet A valide -> status = VALIDATED
Onglet B annule -> status = CANCELED
```

Conclusion

En cas d'accès concurrent, alors une exception est levée et doit être transmise à l'utilisateur en lui demandant de rafraîchir sa page par exemple

Isolation vs Pessimistic Lock vs Optimistic Lock

Lorsqu'on a un accès concurrent à la donnée, nous avons plusieurs solution pour le régler :

- physique : utiliser un niveau d'isolation plus strict (cas une seule trx physique)
- logique : utiliser les locks optimistes ou pessimistes (cas plusieurs trx physique)

Note

Dans le cas d'une API REST on utilisera généralement des locks optimistes (`@Version`)

Conclusion

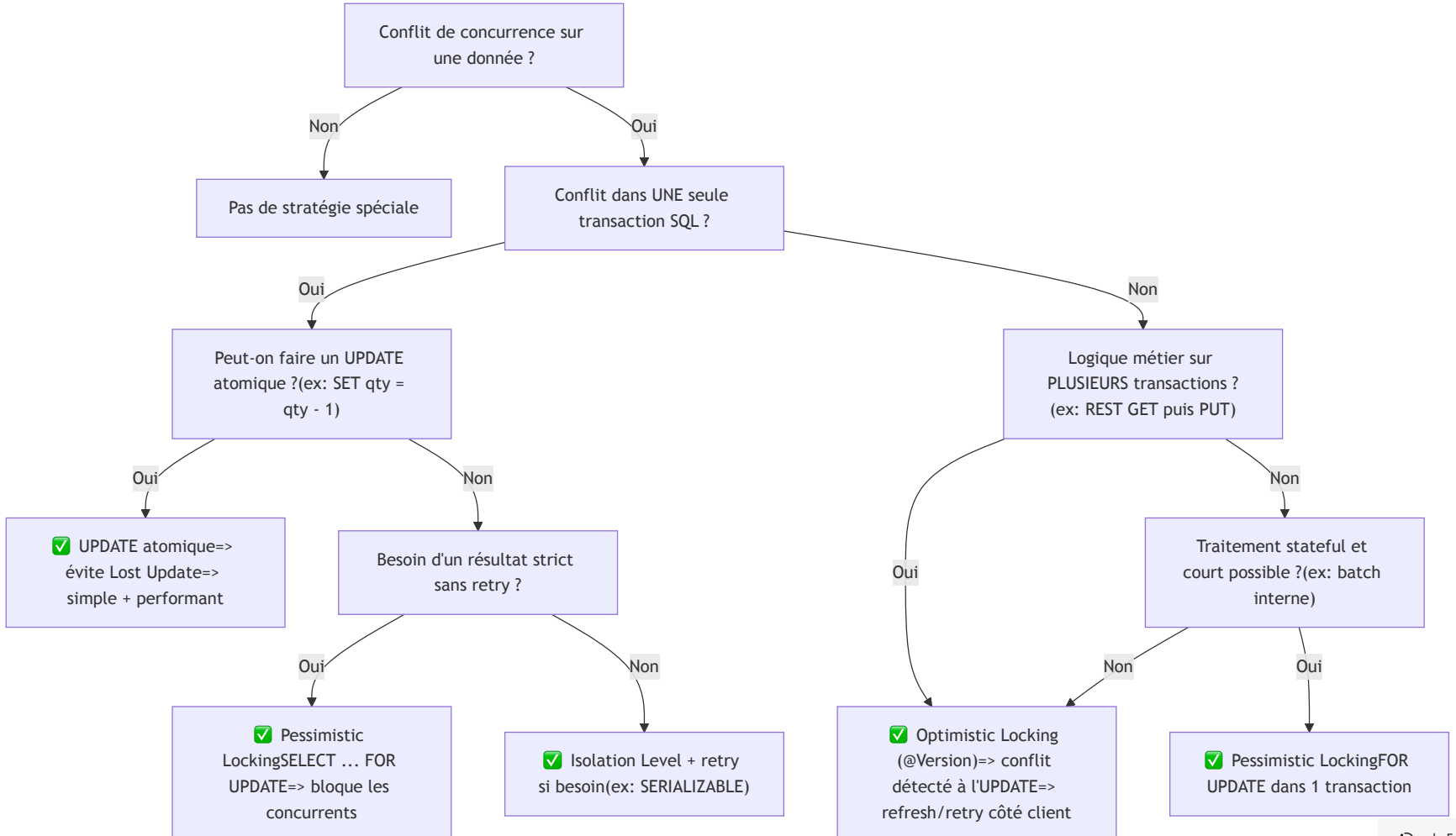
Conclusion : cette leçon c'est focus sur Isolation

Pour gérer les accès concurrents à une même donnée, il faut distinguer **3 niveaux de contrôle de concurrence** :

- Niveau moteur de base de données (implémentation)
  - 2PL et MVCC

- Niveau SQL (ISOLATION) : niveau d'isolation (le contrat). Les Isolation Levels définissent ce que la DB garantit **à l'intérieur d'une transaction**
  - READ COMMITTED, REPEATABLE READ, SERIALIZABLE, etc.
  - Ils limitent certaines anomalies (dirty read, non-repeatable read, phantom...)

- Niveau application / ORM (JPA) : cohérence métier. Dans une application web (REST), une action métier se déroule souvent sur plusieurs transactions (plusieurs requêtes HTTP).
  - le niveau d'isolation ne suffit plus il faut une règle métier explicite pour gérer les conflits :
    - **Optimistic locking (@Version) : stratégie recommandée pour REST / stateless**


Conflit de concurrence sur une donnée ?
Non
Oui
Pas de stratégie spéciale
Conflit dans UNE seule transaction SQL ?
Oui
Non
Peut-on faire un UPDATE atomique ?(ex: SET qty = qty - 1)
Logique métier sur PLUSIEURS transactions ? (ex: REST GET puis PUT)
Oui
Non
Oui
Non
✅ UPDATE atomique=> évite Lost Update=> simple + performant
Besoin d'un résultat strict sans retry ?
Traitement stateful et court possible ?(ex: batch interne)
Oui
Non
Oui
Non
Oui
✅ Pessimistic LockingSELECT ... FOR UPDATE=> bloque les concurrents
✅ Isolation Level + retry si besoin(ex: SERIALIZABLE)
✅ Optimistic Locking (@Version)=> conflit détecté à l'UPDATE=> refresh/retry côté client
✅ Pessimistic LockingFOR UPDATE dans 1 transaction