

Transactions et Bases de Données

Faculté des Sciences - Université Montpellier

(Référence : cours d'Isabelle Mougenot)



BD : partage de données

Garantir la cohérence des données lors de manipulations simultanées par différents utilisateurs - Gros volumes de données - Accès distribués

Les notions importantes :

- ① *transaction*
- ② *accès concurrent* : accès simultanés à une ressource (bd, table, tuple) qui peuvent aboutir à des conflits
- ③ *session* : période délimitée dans le temps pendant laquelle un client entre en communication avec un serveur (de données) afin de satisfaire ses demandes - Une session est vue ici comme une collection de transactions
- ④ *connexion* : gestion de l'ouverture de la session - souvent associée à un mécanisme d'identification



Schéma illustratif

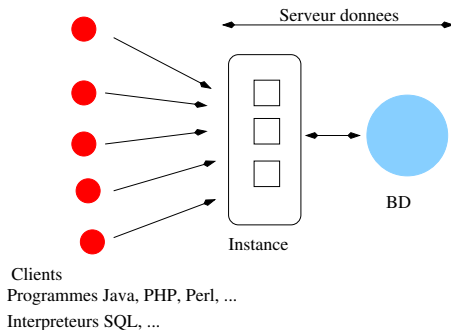


Figure: Vue d'ensemble



Domaines cibles

Exemples de domaines pour lesquels ces notions vont revêtir une importance capitale

- ① *Systèmes bancaires : transferts monétaires*
- ② *Systèmes de réservation : train, avion, hôtel, ...*
- ③ *Centrales d'achats*
- ④ *Systèmes de santé*
- ⑤ ...



Concept de transaction

Unité de traitement séquentiel (séquence cohérente d'actions), exécutée pour le compte d'un usager, qui appliquée à une bd cohérente, restitue une bd cohérente

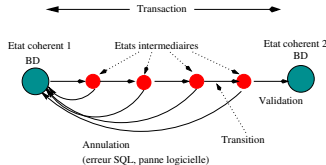


Figure: Illustration transaction

Transaction $T_i : < a_i^1, a_i^2, a_i^3, a_i^4, a_i^5, \dots a_i^n >$



Voir une transaction comme un objet

Les opérations de la transaction doivent être soit exécutées en bloc, soit annulées en bloc (tout ou rien) \implies se doter d'un début et d'une fin de transaction

Marquer le début (implicite ou explicite)

- au premier ordre SQL (ouverture de la session)
- après la fin d'une transaction (validation ou annulation)
- ordre : `start transaction`, `begin transaction` ou `set transaction`



Fin de transaction

Marquer la fin (implicite ou explicite)

- fin explicite d'une transaction à l'aide des commandes COMMIT (validation des actions) et ROLLBACK (annulation des actions)
- fin implicite d'une transaction
 - exécution d'une commande LDD (CREATE, ALTER, RENAME et DROP) : actions exécutées depuis le début de la transaction sont validées
 - fin normale d'une session ou d'un programme avec déconnexion : la transaction est validée
 - fin anormale d'un programme ou d'une session (sortie sans déconnexion) : la transaction est annulée



Exemples d'ordres SQL

```
CREATE TABLE Compte (numC integer primary key,  
typeC varchar(10), solde float);
```

```
INSERT INTO Compte VALUES (2, 'courant', -200);  
INSERT INTO Compte VALUES (3, 'courant', 500);  
INSERT INTO Compte VALUES (4, 'courant', 100.50);  
COMMIT;
```

```
UPDATE Compte SET solde = solde + 100 WHERE numC=3;  
ROLLBACK;
```

```
DELETE FROM Compte WHERE numC=3;  
ALTER TABLE Compte ADD numAg integer ;
```



Détails sur l'illustration

Actions : read (select), write (update, insert, delete), commit, roll-back

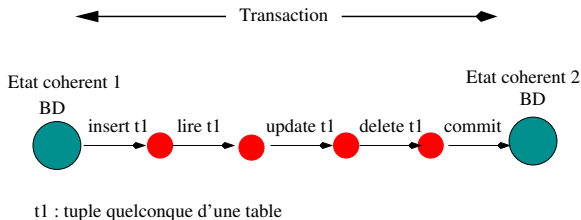


Figure: Illustration transaction



Propriétés d'une transaction

Gérer les transactions : s'assurer qu'elles possèdent les propriétés
ACID

- **Atomicité** : lors d'une exécution d'une transaction, toutes ses actions sont exécutées ou bien aucune ne l'est.
- **Cohérence** : les modifications apportées à la b.d lors d'une transaction doivent être valides cad respecter les contraintes d'intégrité.
- **Isolation** : chaque transaction est isolée, pour s'affranchir des incohérences lors d'exécutions concurrentes
- **Durabilité ou Permanence** : les effets d'une transaction, qui s'est exécutée correctement, doivent survivre à une panne

Atomicité

Assurer que les actions même les plus complexes, englobées au sein d'une transaction, soient perçues comme une opération unique. Les usagers doivent connaître, en toute circonstance, l'état des données

Modèle général

Tdébut

Actions isolation, atomicité (panne \implies défaire)

Tfin

Validation : calcul de la validité de la transaction -
certification

Point de validation (commit)

Permanence (panne \implies refaire éventuellement)

Vrai fin de transaction

Validation à deux phases

La **validation à deux phases** suppose l'existence d'une mémoire stable, dans laquelle au point de validation, les nouvelles valeurs seront enregistrées.

- importance du point de validation : calculs pour accepter ou rejeter la transaction finissante (certification). segments d'annulation, mémoire redo-log
- après le point de validation, la transaction sera visible (au bout d'un certain temps) par les autres.
- transaction vivante : avant le point de validation
- transaction validée : après le point de validation



Isolation d'une transaction

H : histoire des transactions qui respecte l'ordre chronologique des actions des transactions qui s'exécutent en simultanée

Exemple : pour un ensemble de transactions concurrentes notées :
 $\{ T_1, T_2, T_3, T_4, T_5 \}$

Ordonnancement d'un ensemble de transactions : trace chronologique des opérations a_i^j des transactions T_i

Exemple H $< a_1^1, a_2^1, a_2^2, a_1^2, a_5^1, a_1^3, a_5^2 \dots a_i^n >$

Pb d'accès concurrent aux données et d'entrelacement des transactions : incohérences globales même si les transactions sont cohérentes

Accès concurrent et entrelacement des transactions

Différents problèmes liés aux accès concurrents

- Perte de mise à jour
- Lecture impropre (dirty read)
 - Lecture de données non validées
 - Lecture de données incohérentes
- Lecture non reproductible (non repeatable read)
- Lecture de données fantômes (phantom)



Problème de perte de mise à jour

Deux transactions en parallèle : $r_1(X)$ $r_2(X)$ $w_1(X)$ $w_2(X)$

TEMPS	T_1	ETAT DE LA BASE	T_2
t1	lire(X)	(X=100)	—
t2	—		lire(X)
t3	$X := X + 100$		—
t4	—		$X := X + 200$
t5	écrire(X)	(X=200)	—
t6	—	(X=300)	écrire(X)

Figure: Perte de mise à jour

Avec transactions séquentielles : valeur de $X = 400$



Problème de lecture impropre (incohérence et violation de contrainte)

Contrainte d'intégrité (CI) posée sur la base : $Y=2X$; T. locales : respect CI, T. globale : violation de la CI

TEMPS	T_1	ETAT DE LA BASE	T_2
t1	$X := 10$	($X=5, Y=10$)	—
t2	écrire(X)	($X=10, Y=10$)	—
t3	—		$X := 30$
t4	—	($X=30, Y=10$)	écrire(X)
t5	—		$Y := 60$
t6	$Y := 20$	($X=30, Y=60$)	écrire(Y)
t7	écrire(Y)	($X=30, Y=20$)	—

Figure: Violation contrainte d'intégrité

Problème de lecture impropre (incohérence et violation de contrainte)

CI $Y=2X$; bd cohérente mais la lecture est faussée par des écritures qui viennent s'intercaler : lecture impropre

TEMPS	T_1	ETAT DE LA BASE	T_2
t1	lire(X)	(X=5, Y=10)	—
t2	—	(X=5, Y=10)	—
t3	—		X := 30
t4	—	(X=30, Y=10)	écrire(X)
t5	—		Y := 60
t6	—	(X=30, Y=60)	écrire(Y)
t7	lire(Y)		—

Figure: Problème sur la lecture

Problème de lecture impropre (données non validées)

Données non validées

TEMPS	T_1	ETAT DE LA BASE	T_2
t1	—	(X=100)	—
t2	—		$X := X + 20$
t3	—	(X=120)	écrire(X)
t4	lire(X)		—
t5	—	(X=100)	rollback

Figure: Ex. de *dirty read*



Problème de lecture non reproductible

Lecture de la même donnée qui diffère

TEMPS	T_1	ETAT DE LA BASE	T_2
t1	lire(X)	(X=100)	—
t2	—		$X := X + 20$
t3	—	(X=120)	écrire(X)
t4	lire(X)		—

Figure: Ex. de *non-repeatable read*



Problème de lecture de fantômes

Apparition de nouvelles données

TEMPS	T_1	ETAT DE LA BASE	T_2
t1	lire(Table)		—
t2	—		écrire(tuple t1)
t4	lire(Table)		—

Figure: Ex. de *phantom*



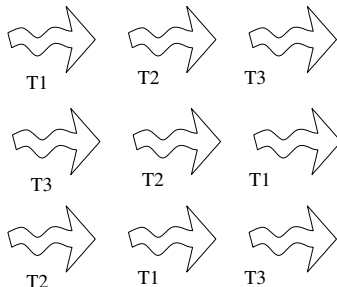
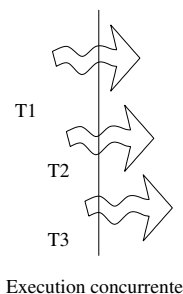
Transactions sérialisables

Une exécution d'un ensemble de transactions est sérialisable ssi elle est équivalente à une exécution séquentielle (ou en série) de transactions. Quand les transactions sont arbitraires, la sériabilité est la seule à pouvoir assurer un entrelacement correct.

$\langle T_p(1), T_p(2), T_p(3), T_p(4), \dots, T_p(n) \rangle$ avec p une permutation de $1, 2, 3, \dots, n$

Actions conflictuelles : portent sur le même objet, et une action au moins, sur les deux, est en écriture. Actions commutables A et B si l'exécution de A suivie de B est identique à l'exécution de B suivie de A

Transactions sérialisables



3 visions de la serialilite (6 en tout pour cet Ex.)

Figure: Illustration transaction



Retour sur le premier exemple

Vision sérielle des transactions

TEMPS	T_1	ETAT DE LA BASE	T_2
t1	lire(X)	(X=100)	—
t2	X := X+100		—
t3	écrire(X)	(X=200)	—
t4	—		lire(X)
t5	—		X := X+200
t6	—	(X=400)	écrire(X)

Figure: Aucune perte de mise à jour

T2 puis T1 donnerait un résultat identique : ordonnancements équivalents



Isoler au moyen de verrous

Isoler un élément dans une transaction en le verrouillant (lock). Les verrous sont définis par deux opérations : Verrouillage à deux phases (2PL)

- verrouiller(A) (lock(A)): cette opération oblige toute transaction à attendre le déverrouillage de l'élément A si elle a besoin de cet élément
- déverrouiller(A) (unlock(A)): la transaction effectuant cette opération libère le verrou qu'elle avait obtenu sur A et permet à une autre transaction candidate, en attente, de poser, à son tour, un verrou.



Inconvénients des verrous

Situation d'attente pour d'autres transactions

- **la famine** : lorsqu'un verrou est relâché sur A, le système choisit parmi les transactions candidates en attente : ordre d'entrée dans une file d'attente
- **l'interblocage (deadlock)** : Cette situation se présente lorsqu'un ensemble de transactions attendent mutuellement le déverrouillage d'éléments actuellement verrouillés par des transactions de cet ensemble.



Illustration interblocage

Deux transactions qui se bloquent mutuellement

TEMPS	T_1	T_2
t1	update(X := X+100)	—
t2	—	update(Y := Y+300)
t3	update(Y:=800)	—
t4	—	update(X:=X-200)

Figure: Exemple interblocage

Nécessité d'un système de détection des interblocages pour lever les blocages

Exemple Interblocage en SQL

Transactions T_1 et T_2

UPDATE Compte SET solde = solde + 100 WHERE numC=3;

UPDATE Compte SET solde = solde + 100 WHERE numC=4;

UPDATE Compte SET solde = solde - 100 WHERE numC=4;

UPDATE Compte SET solde = solde - 100 WHERE numC=3;

w1(C3),w2(C4),w1(C4),w2(C3)



Verrou et granularité du verrou

La pose de verrous dégrade les performances du système et impose des temps d'attente \Rightarrow : limiter les impacts des effets en donnant le choix sur l'objet à verrouiller \Rightarrow notion de granularité du verrou

- bd : collection de tables
- table : collection de tuples ou d'attributs
- page : collection d'enregistrements
- tuple : collection de couples attribut-valeur
- attribut : collection de valeurs



Granularité des objets verrouillés

La BD est découpée en granules. Les verrous peuvent porter sur ces granules en fonction de la configuration du système fixée par l'administrateur

Poser des verrous en anticipation : exemples de verrouillages explicites qui peuvent être exploités pour synchroniser des transactions

- `SELECT * FROM Compte where num_compte = 12345 FOR UPDATE;`
- `LOCK TABLE Compte IN EXCLUSIVE MODE NOWAIT;`
- `LOCK TABLE Compte IN SHARE MODE;`
- `LOCK TABLE Compte IN ROW SHARE MODE;`



Transactions sérialisables et verrous

Réalisation : la sériabilité impose aux transactions que tous les verrouillages précèdent tous les déverrouillages. Les transactions sont dites à deux phases : une phase d'acquisition des verrous puis une phase de libération (à la validation ou à l'annulation). Aucun granule ne reste verrouillé après la fin d'une transaction.

En complément au protocole à deux phases, deux types de verrous sont distingués :

- verrou partagé ou lâche (lecture) noté S (Shared)
- verrou exclusif ou bloquant (écriture) noté X (eXclusive)



Matrice de compatibilité

Selon les verrous imposés par les transactions, une matrice de compatibilité peut se dégager selon le type de verrou S (Verrou partagé)
X (verrou exclusif)

	S	X
S	Y	N
X	N	N

Figure: Matrice de compatibilité



Isoler au moyen de niveaux d'isolation de la transaction

Quatre niveaux qui définissent le degré d'isolement de la transaction

De + en + performant mais de + en + contraignant (en terme de verrous posés)

- niveau 0 - read-uncommitted : la transaction T peut lire des objets modifiés par une autre transaction
- niveau 1 - read-committed : la transaction T lit uniquement les mises-à-jour des transactions validées (à chaque requête de T)
- niveau 2 - repeatable-read : 1 + aucun objet lu par la transaction ne peut être modifié par une autre transaction
- niveau 3 - serializable : 2 + transaction T isolée dès la 1ère requête (Si modification d'un enregistrement par transactions concurrentes, et T essaie ensuite de modifier cet enregistrement, alors erreur)

Niveaux d'isolation

Ils se distinguent par la possibilité ou l'impossibilité d'obtenir les effets non désirés des accès concurrents précédents

NIVEAU	DIRTY READ	NON-REPEATABLE	FANTOM
read-uncommitted	Y	Y	Y
read-committed	N	Y	Y
repeatable-read	N	N	Y
serializable	N	N	N

Figure: Niveaux et effets indésirables



Isoler au moyen du mode d'accès aux données

Deux possibilités

- read only : lecture autorisée, mise à jour interdite (SELECT autorisé mais INSERT, UPDATE, DELETE, SELECT FOR UPDATE interdits).
- read write : lecture et écriture autorisées (SELECT, INSERT, UPDATE, DELETE autorisés)



Syntaxe SQL pour définir une transaction

```
set transaction <option> ;  
<option> ::= read only | isolation level  
           <niveau-d-isolation> | read write  
           | use rollback segment <rollback_segment>  
<niveau-d-isolation> ::= serializable |  
           repeatable read | read committed |  
           read uncommitted
```

Listing 1: Exemples syntaxe



Exemples SQL pour définir une transaction

```
SET TRANSACTION READ ONLY NAME 'TransactionUn';  
SET TRANSACTION READ WRITE;  
SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL READ COMMITTED;  
SET TRANSACTION USE ROLLBACK SEGMENT  
    some_rollback_segment;  
SET TRANSACTION ISOLATION LEVEL SERIALIZABLE;  
ALTER SESSION SET ISOLATION_LEVEL = SERIALIZABLE;  
(session level)
```

Listing 2: Transaction



Exemple read committed

T_1 READ COMMITTED	T_2 READ COMMITTED
	select solde from Compte where numC=2 ; (valeur 500)
update Compte set solde = 300 where numC=2; commit ;	
	select solde from Compte where numC=2; (valeur 300)

Figure: Exemple transaction read committed



Exemple 1 serializable

T_1 READ COMMITTED	T_2 SERIALIZABLE
	select solde from Compte where numC=2 ; (valeur 500)
update Compte set solde = 300 where numC=2; commit ;	
	select solde from Compte where numC=2; (valeur 500)

Figure: Exemple transaction serializable



Exemple 2 serializable

T_1 READ COMMITTED	T_2 SERIALIZABLE
	select solde from Compte where numC=2 ; (valeur 500)
insert into Compte (numC, solde) values (5, 300); commit ;	
	select solde from Compte where numC=5; (résultat vide)
update Compte set solde=400 where numC=2; commit ;	
	update Compte set solde=100 where numC=2 ; échec rollback

Figure: Exemple transaction serializable

Point de reprise

Découper les transactions *longues* et introduire des points de reprise (marqueurs) à partir desquels il est possible de remonter en cas de problème

```
update Compte set solde = 100 where numC = 2 ;
savepoint Compte_2 ;

update Compte set solde = -1000 where numC = 4 ;
savepoint Compte_4 ;
-- non le compte 4 mais le compte 8 dans le rouge :
rollback to savepoint Compte_2 ;
update Compte set solde = -1000 where numC = 8 ;

commit ;
```

Listing 3: Point de reprise

Permanence ou durabilité

Au point de validation, les effets d'une transaction, doivent être conservés sur la base en toute circonstance \implies fichiers journaux qui conservent la trace des transactions successives.

Synthèse des problèmes pouvant survenir

- Pb logique : erreur de syntaxe, violation de contrainte, confusion sur les objets du schéma
- Choix d'annuler la transaction
- Panne logicielle (moteur SGBD)
- Pb physique : panne machine, crash disque (mémoire secondaire), coupure courant, ...

Détails sur la répercussion des changements

Lors d'une transaction qui effectue une mise à jour sur la base : la base passe d'un ancien état à un nouvel état et le journal conserve l'identification des éléments modifiés, leur ancienne valeur et leur nouvelle valeur

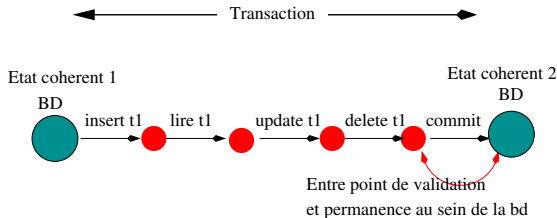


Figure: Point délicat



Vue globale

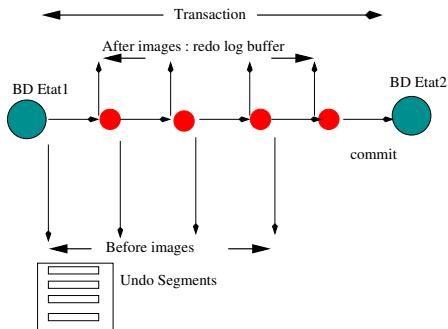


Figure: Approche générale



Architecture Oracle

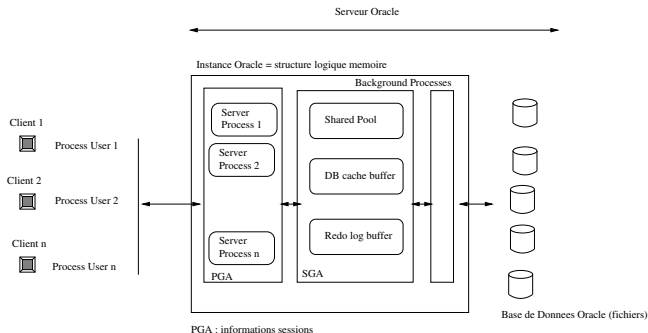


Figure: Rappel Architecture Oracle



Architecture Oracle

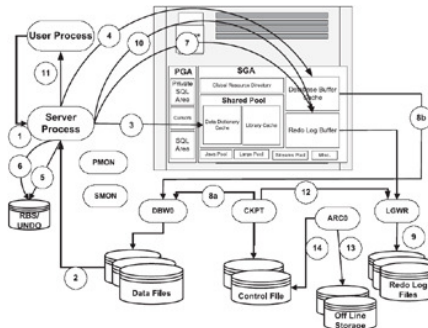


Figure: Flux d'actions au niveau d'un serveur Oracle (extrait du Web)

Détails

Action : mise à jour du solde d'un compte de 500 à 1000

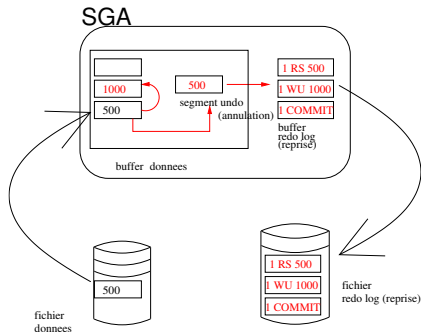


Figure: Détails de l'exécution d'une transaction



Refaire - Défaire - Corriger une panne

Stratégie Refaire - Défaire

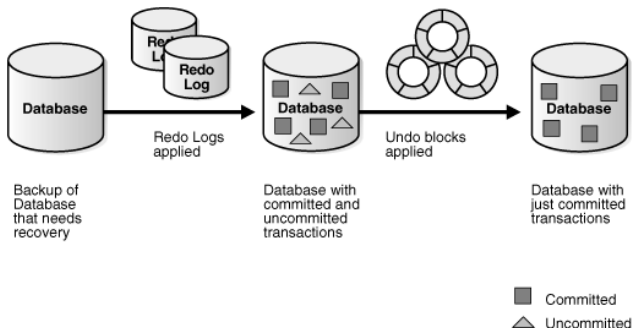


Figure: Situation de panne (Extrait doc Oracle)



Accorder des privilèges

L'ordre GRANT

Syntaxe :

```
GRANT [privilege|privilege list|ALL|EXECUTE] ON [object]  
TO [schema] [WITH GRANT OPTION];
```

Exemples :

```
GRANT INSERT, UPDATE ON Compte TO user1;  
GRANT ALL ON Compte TO public;  
GRANT EXECUTE ON f_tranfert TO public;
```

Listing 4: GRANT



Accorder des privilèges

L'ordre GRANT

Grant Column Privileges

Syntaxe:

```
GRANT [privilege] ([column]) ON [table]  
TO [schema];
```

Exemple:

```
GRANT UPDATE (solde) ON Compte TO user3;
```

Listing 5: GRANT



Retirer des privilèges

L'ordre REVOKE

Syntaxe :

```
REVOKE [privilege|privilege list|ALL|EXECUTE] ON  
      [object]  
FROM [schema];
```

Exemples :

```
REVOKE INSERT, UPDATE ON Compte FROM user1;  
REVOKE ALL ON Compte FROM public;  
REVOKE EXECUTE ON f_transfert FROM public;
```

Listing 6: REVOKE



Retirer des privilèges

L'ordre REVOKE

Revoke Column Privileges

Syntaxe :

```
REVOKE [privilege] ([column]) ON [table]  
FROM [schema] [CASCADE CONSTRAINTS];
```

Exemples :

```
REVOKE UPDATE (solde) ON Compte FROM user3;
```

Listing 7: REVOKE



Vues du dictionnaire de données

Renseignements sur les privilèges accordés

```
Vue : user_tab_privs
      user_tab_privs_made
      user_tab_privs_recd

desc user_tab_privs

select grantee, table_name, grantor privilege
from user_tab_privs;
```

Listing 8: Vues dictionnaire



Illustration

```
SQL> col grantee for a10
SQL> col grantor for a10
SQL> col privilege for a10
SQL> select grantee, grantor, table_name, privilege from user_tab_privs;
```

GRANTEE	GRANTOR	TABLE_NAME	PRIVILEGE
THE	ISA	COMPTE	SELECT
THE	ISA	COMPTE	UPDATE
ISA	THE	CLIENT	UPDATE
ISA	THE	CLIENT	SELECT
ISA	THE	COMPTE	UPDATE
ISA	THE	COMPTE	SELECT

6 rows selected.

—

Figure: Illustration consultation vue méta-schéma



Privilèges systèmes

Renseignements sur les privilèges systèmes accordés

```
Vues : user_sys_privs : privileges accordées usager  
       user_role_privs : rôles accordées usager  
       dba_roles : rôles définis au niveau de la bd  
  
col username for a5  
col privilege for a10  
col admin_option for a5  
select * from user_sys_privs;
```

Listing 9: Vues dictionnaire



Notion de rôle

Factoriser la gestion des privilèges : définir des types d'utilisateurs - Un utilisateur peut endosser plusieurs rôles

```
create role M1_IC;  
grant create public database link to M1_IC ;  
grant create materialized view to M1_IC ;  
grant M1_IC to user1 ;  
alter user user1 default role M1_IC ;
```

Listing 10: ROLE

