Systèmes de gestion de bases de données

NFP 107 et 107J

http://cedric.cnam.fr/vertigo/Cours/BDB

B. Amann, D. Gross-Amblard, P. Rigaux,
M. Scholl (NFP107J), D. Vodislav
(amann|dgram|vodislav|scholl)@cnam.fr

Équipe Vertigo
Laboratoire Cédric
Conservatoire national des arts & métiers, Paris, France
http://cedric.cnam.fr/vertigo

14 mars 2006

Systèmes de gestion de bases de données

NFP 107 et 107J

http://cedric.cnam.fr/vertigo/Cours/BDB

B. Amann, D. Gross-Amblard, P. Rigaux, M. Scholl (NFP107J),
D. Vodislav
(amann|dgram|vodislav|scholl)@cnam.fr

Équipe Vertigo
Laboratoire Cédric
Conservatoire national des arts & métiers, Paris, France
http://cedric.cnam.fr/vertigo

Plan du cours

Plan du cours

Plan du cours

Objectif du cours

COMPRENDRE et MAÎTRISER
la technologie des
BASES DE DONNÉES RELATIONNELLES

Bibliographie

Ouvrages en français

1. Carrez C., *Des Structures aux Bases de Données*, Masson
2. Gardarin G., *Maîtriser les Bases de Données: modèles et langages*, Eyrolles
3. Date C.J, *Introduction aux Bases de Données*, Vuibert, 970 Pages, Janvier 2001
4. Akoka J. et Comyn-Wattiau I., *Conception des Bases de Données Relationnelles*, Vuibert Informatique
5. Rigaux P., *Cours de Bases de Données*, *http://dept25.cnam.fr/BDA/DOC/cbd.pdf*

Bibliographie

Ouvrages en anglais

1. R. Ramakrishnan et J. Gehrke, *DATABASE MANAGEMENT SYSTEMS*, MacGraw Hill
2. R. Elmasri, S.B. Navathe, *Fundamentals of database systems*, 3e édition, 1007 pages, 2000, Addison Wesley
3. Ullman J.D. and Widom J. *A First Course in Database Systems*, Prentice Hall, 1997
4. H. Garcia - Molina, J.D. Ullman, J. Widom, *Database Systems : The Complete Book*, Hardcover, 2002
5. Garcia-Molina H., Ullman J. and Widom J., *Implementation of Database Systems*, Prentice Hall, 1999
6. Ullman J.D., *Principles of Database and Knowledge-Base Systems*, 2 volumes, Computer Science Press
7. Abiteboul S., Hull R., Vianu V., *Foundations of Databases*,Addison-Wesley

Bibliographie

Le standard SQL

1. Date C.J., *A Guide to the SQL Standard*, Addison-Wesley

Trois systèmes

1. Date C.J., *A Guide to DB2*, Addison-Wesley
2. Date C.J., *A Guide to Ingres*, Addison-Wesley
3. *ORACLE version 7 Server Concepts Manual 1992 Oracle*
4. K. Loney, M. Theriault, *Oracle 9i DBA*
5. M. Abbey, M. J. Corey, *Oracle 9i Notions Fondamentales*
6. G. K. Vaidyanatna, K. Deshpande, J.A. Kostellac, *Optimisation des performances sous Oracle*
7. RevealNet, *Check-lists du DBA Oracle*

Bibliographie

SQL à la maison

1. MySQL, `http://www.mysql.org` (MS Windows, Linux)
   - Installation et interface Web via EasyPhp, `http://www.easyphp.org/`
2. PostgreSQL, `http://www.postgresql.org` (MS Windows, Linux)
   - Interface Web via PhpPgAdmin, `http://phppgadmin.sourceforge.net/`

Applications des bases de données

1. **Applications "classiques" :**
   - Gestion de données : salaires, stocks, ...
   - Transactionnel : comptes bancaires, centrales d'achat, réservations
2. **Applications "modernes" :**
   - Documents électroniques : bibliothèques, journaux
   - Web : commerce électronique, serveurs Web
   - Génie logiciel : gestion de programmes, manuels, ...
   - Documentation technique : plans, dessins, ...
   - Bases de données spatiales : cartes routières, systèmes de guidage GPS, ...

Problème central : **comment stocker et manipuler les données?**

Une **base de données** est

- un **grand ensemble** de **données**
- **structurées** et
- mémorisées sur un support **permanent**

Un **système de gestion de bases de données (SGBD)** est

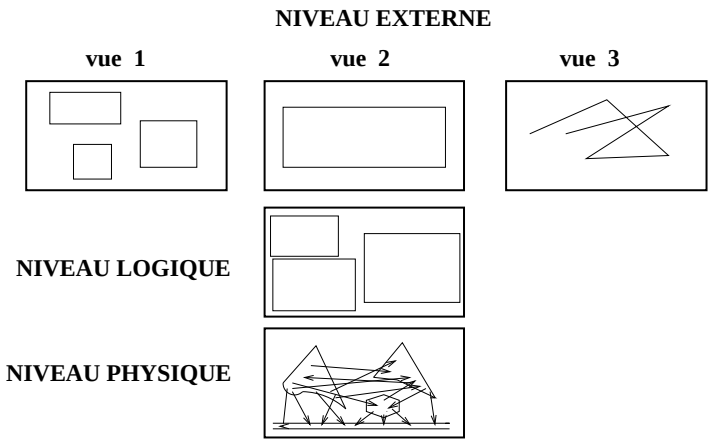
- un **logiciel** de **haut niveau d'abstraction** qui permet de manipuler ces informations

Diversité → Complexité

Diversité des utilisateurs, des interfaces et des architectures :

1. diversité des utilisateurs : administrateurs, programmeurs, non informaticiens, ...
2. diversité des interfaces : langages BD, menus, saisies, rapports, ...
3. diversité des architectures : client-serveur centralisé/distribué
   Aujourd'hui : accès à plusieurs bases hétérogènes accessibles par réseau

Architecture d'un SGBD : ANSI-SPARC (1975)



Architecture d'un SGBD

Chaque niveau du SGBD réalise un certain nombre de fonctions :

NIVEAU PHYSIQUE

- Accès aux données, gestion sur mémoire secondaire (fichiers) des données, des index
- Partage de données et gestion de la concurrence d'accès
- Reprise sur pannes (fiabilité)
- Distribution des données et interopérabilité (accès aux réseaux)

Architecture d'un SGBD

NIVEAU LOGIQUE

- Définition de la structure des données :
  Langage de Description de Données (LDD)
- Consultation et mise à jour des données :
  Langages de Requêtes (LR) et
  Langage de Manipulation de Données (LMD)

Architecture d'un SGBD

NIVEAU EXTERNE : Vues utilisateurs

Exemple : base(s) de données du CNAM :

1. **Vue de la planification des salles :** pour chaque cours
   - Noms des enseignants
   - Horaires et salles
2. **Vue de la paye :** pour chaque enseignant
   - Nom, prénom, adresse, indice, nombre d'heures
3. **Vue du service de scolarité :** pour chaque élève
   - Nom, prénom, adresse, no d'immatriculation, inscriptions aux cours, résultats

Intégration de ces vues

1. On laisse chaque usager avec sa vision du monde
2. Passage du **niveau externe/conceptuel** au **niveau logique**

On "intègre" l'ensemble de ces vues en une description **unique** :

SCHÉMA LOGIQUE

Interfaces d'un SGBD

- Outils d'aides à la conception de schémas
- Outils de saisie et d'impression
- Interfaces d'interrogation (alphanumérique/graphique)
- Environnement de programmation : intégration des langages SGBD (LDD, LR, LMD) avec un langage de programmation (C++, Java, Php, Cobol, ...)
- API standards : ODBC, JDBC
- Importation/exportation de données (ex. documents XML)
- Débogueurs
- Passerelles (réseaux) vers d'autres SGBD

En résumé

On veut **gérer** un **grand volume de données**

- **structurées** (ou semi-structurées),
- **persistantes** (stockées sur disque),
- **cohérentes**,
- **fiables** (protégées contres les pannes) et
- **partagées** entre utilisateurs et applications
- **indépendamment de leur organisation physique**

Modèles de données

Un modèle de données est caractérisé par :

- Une STRUCTURATION des objets
- Des OPÉRATIONS sur ces objets

Dans un SGBD, il existe plusieurs représentation plus ou moins abstraites de la même information :

- le modèle conceptuel → description conceptuelle des données
- le modèle logique → programmation
- le modèle physique → stockage

⇒ ces trois modèles correspondent aux trois niveaux ANSI d'un SGBD

Exemple d'un modèle conceptuel: Le modèle Entités-Associations (*entity-relationship model*, P. Chen, 1976)

- Modèle *très abstrait*, utilisé pour :
  - l'analyse du monde réel et
  - la communication entre les différents acteurs (utilisateurs, administrateurs, programmeurs ...) pendant
  - la conception de la base de données
- **Mais n'est pas associé à un langage concret**.

DONC UNE STRUCTURE
MAIS PAS
D'OPÉRATIONS

Modèle logique

1. **Langage de définition de données (LDD)** pour décrire la structure des données
2. **Langage de manipulation de données (LMD)** pour appliquer des opérations aux données

Ces langages font abstraction du niveau physique du SGBD :

1. Le LDD est indépendant de la représentation physique des données
2. Le LMD est indépendant de l'implantation des opérations

Les avantages de l'abstraction

1. **SIMPLICITÉ**
   Les structures et les langages sont plus simples ("logiques", déclaratifs), donc plus faciles pour l'usager non expert
2. **INDÉPENDANCE PHYSIQUE**
   On peut modifier l'implantation/la représentation physique sans modifier les programmes/l'application
3. **INDÉPENDANCE LOGIQUE**
   On peut modifier les programmes/l'application sans toucher à la représentation physique des données

Historique des modèles SGBD

À chaque génération correspond un modèle logique

< 60	S.G.F. (e.g. COBOL)	
mi-60	HIÉRARCHIQUE IMS (IBM)	navigationnel
	RÉSEAU (CODASYL)	navigationnel
73-80	RELATIONNEL	déclaratif
mi-80	RELATIONNEL	explosion sur micro
Fin 80	RELATIONNEL ETENDU	nouvelles applications
	DATALOG (SGBD déductifs)	pas encore de marché
	ORIENTÉ-OBJET	navig. + déclaratif
Fin 90	XML	navig. + déclaratif

Exemples d'opérations

- *Insérer des information concernant un employé nommé Jean*
- *Augmenter le salaire de Jean de 10%*
- *Détruire l'information concernant Jean*
- *Chercher les employés cadres*
- *Chercher les employés du département comptabilité*
- *Salaire moyen des employés comptables, avec deux enfants, nés avant 1960 et travaillant à Paris*

Quels types d'opérations ?

4 types d'opérations :

1. **création** (ou **insertion**)
2. **modification** (ou **mise-à-jour**)
3. **destruction**
4. **recherche** (requêtes)

Ces opérations correspondent à des commandes du LMD et du LR. La plus complexe est la **recherche** (LR) en raison de la variété des critères

Traitement d'une requête

- **Analyse syntaxique**
- **Optimisation**
  Génération (par le SGBD) d'un programme optimisé à partir de la connaissance de la structure des données, de l'existence d'index, de statistiques sur les données
- **Exécution pour obtenir le résultat**
  NB : on doit tenir compte du fait que d'autres utilisateurs sont peut-être en train de modifier les données qu'on interroge (concurrence d'accès)

Concurrence d'accès

Plusieurs utilisateurs doivent pouvoir accéder en même temps aux mêmes données. Le SGBD doit savoir :

- Gérer les conflits si les utilisateurs font des mises-à-jour sur les mêmes données
- Offrir un mécanisme de retour en arrière si on décide d'annuler des modifications en cours
- Donner une image cohérente des données si un utilisateur effectue des requêtes et un autre des mises-à-jour

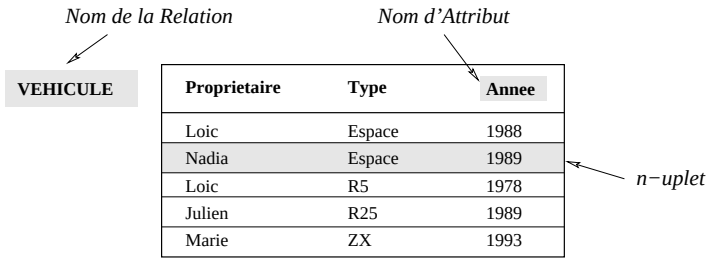
But : éviter les blocages, tout en empêchant des modifications anarchiques

La gestion du SGBD

- **Le concepteur**
  - évalue les besoins de l'application
  - conçoit le schéma logique de la base
- **L'administrateur du SGBD**
  - installe les système et créé la base
  - conçoit le schéma physique
  - fait des réglages fins (*tuning*)
  - gère avec le concepteur l'évolution de la base (nouveaux besoins, utilisateurs)
- **L'éditeur du SGBD**
  - fournit le système et les outils

Plan du cours

Exemple de **relation**



Exemple de **schéma conceptuel**

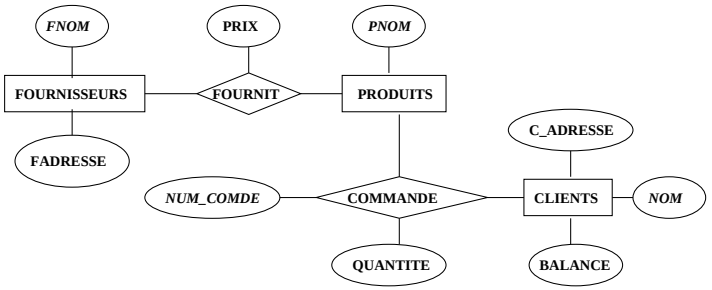


Figure: Schéma **entités-associations (E/A)**

Traduction en **schéma relationnel**

- Le schéma conceptuel entités-associations est traduit en une ou plusieurs tables relationnelles
- Voir le cours du cycle préparatoire CNAM (`http://dept25.cnam.fr/BDA/DOC/cbd.pdf`) pour les méthodes de traductions

FOURNISSEUR

FNOM	FADRESSE
Abounayan	92190 Meudon
Cima	75010 Paris
Preblocs	92230 Gennevilliers
Sarnaco	75116 Paris

FOURNITURE

FNOM	PNOM	PRIX
Abounayan	sable	300
Abounayan	briques	1500
Preblocs	parpaing	1200
Sarnaco	parpaing	1150
Sarnaco	ciment	125

COMMANDES

NUM_COMDE	NOM	PNOM	QUANTITE
1	Jean	briques	5
2	Jean	ciment	10
3	Paul	briques	3
4	Paul	parpaing	9
5	Vincent	parpaing	7

CLIENTS

NOM	CADRESSE	BALANCE
Jean	75006 Paris	-12000
Paul	75003 Paris	0
Vincent	94200 Ivry	3000
Pierre	92400 Courbevoie	7000

Domaines, n-uplets et relations

- Un **domaine** est un *ensemble de valeurs*.
  Exemples : $\{0,1\}$, $\mathbb{N}$, l'ensemble des chaînes de caractères, l'ensemble des chaînes de caractères de longueur 10.
- Un n-**uplet** est une *liste de valeurs* $[v_1, \ldots, v_n]$ où chaque valeur v_i est la valeur d'un domaine D_i : $v_i \in D_i$
- Le **produit cartésien** $D_1 \times \ldots \times D_n$ entre des domaines $D_1, \ldots, D_n$ est *l'ensemble de* **tous** *les n-uplets* $[v_1, \ldots, v_n]$ où $v_i \in D_i$.
- Une **relation** R est un *un sous-ensemble fini* d'un produit cartésien $D_1 \times \ldots \times D_n$: R est un ensemble de n-uplets.
- Une **base de données** est un *ensemble de relations*.

Attributs

Une relation $R \subset D_1 \times \ldots \times D_n$ est représentée sous forme d'une **table** où chaque ligne correspond à un élément de l'ensemble R (un n-uplet) :

- L'ordre des lignes n'a pas d'importance (ensemble).
- Les colonnes sont distinguées par leur ordre ou par un nom d'**attribut**.
  Soit A_i le i-ème attribut de R :
  - n est appelé l'**arité** de la relation R.
  - D_i est appelé le domaine de A_i.
  - Tous les attributs d'une relation ont un nom différent.
  - Un même nom d'attribut peut apparaître dans différentes relations.
  - Plusieurs attributs de la même relation peuvent avoir le même domaine.

Schéma d'une base de données

- Le **schéma d'une relation** R est défini par le nom de la relation et la liste des attributs avec pour chaque attribut son domaine :

  $$R(A_1 : D_1, \ldots, A_n : D_n)$$

  ou, plus simplement :

  $$R(A_1, \ldots, A_n)$$

  Exemple: VEHICULE(NOM:CHAR(20), TYPE:CHAR(10), ANNEE:ENTIER)
- Le **schéma d'une base de données** est l'ensemble des schémas de ses relations.

Exemple de base de données

SCHÉMA :

- FOURNISSEURS(FNOM:CHAR(20), FADRESSE:CHAR(30))
- FOURNITURE(FNOM:CHAR(20), PNOM:CHAR(10), PRIX:ENTIER))
- COMMANDES(NUM_COMDE:ENTIER, NOM:CHAR(20), PNOM:CHAR(10), QUANTITE;ENTIER))
- CLIENTS(NOM: CHAR(20), CADRESSE:CHAR(30), BALANCE:RELATIF)

Opérations sur une base de données relationnelle

- **Langage de définition des données** (définition et MAJ du schéma) :
  - création et destruction d'une relation ou d'une base
  - ajout, suppression d'un attribut
  - définition des contraintes (clés, références, ...)
- **Langage de manipulation des données**
  - saisie des n-uplets d'une relation
  - affichage d'une relation
  - modification d'une relation : insertion, suppression et maj des n-uplets
  - **requêtes** : consultation d'une ou de plusieures relations
- **Gestion des transactions**
- **Gestion des vues**

Langages de requêtes relationnels

Pouvoir d'expression : Qu'est-ce qu'on peut calculer ? Quelles opérations peut-on faire ?

Fondements théoriques :

- calcul relationnel
  - logique du premier ordre, très étudiée (théorèmes)
  - langage déclaratif : on indique les propriétés que doivent vérifier les réponses à la requête
  - **on n'indique pas comment** les trouver
  - facile pour un utilisateur (logicien ...)
- algèbre relationnelle
  - langage procédural, évaluateur facile à programmer
  - **on indique comment** trouver le résultat
  - difficile pour un utilisateur
- Théorème : ces deux langages ont le même pouvoir d'expression

Langages de requêtes relationnels

En pratique, langage SQL :

- Langage déclaratif
- Plus naturel que logique du premier ordre
  - **facile pour tout utilisateur**
- Traduction automatique en algèbre relationnelle
- Évaluation de la requête à partir de l'algèbre
  - **évaluation facile à programmer**

Plan du cours

Algèbre relationnelle

Opérations "relationnelles" (ensemblistes) :

- une opération prend en entrée une ou deux relations (ensembles de n-uplets) de la base de données
- le résultat est **toujours** une relation (un ensemble)

5 opérations de base (pour exprimer toutes les requêtes) :

- opérations unaires : **sélection**, **projection**
- opérations binaires : **union**, **différence**, **produit cartésien**

Autres opérations qui s'expriment en fonction des 5 opérations de base : **jointure**, **intersection** et **division**

Projection

Projection sur une partie (un sous-ensemble) des attributs d'une relation R.
Notation :

$$\pi_{A_1,A_2,\ldots,A_k}(R)$$

$A_1, A_2, \ldots, A_k$ sont des attributs (du schéma) de la relation R. La projection "élimine" tous les autres attributs (colonnes) de R.

Projection: Exemples

a) On élimine la colonne C dans la relation R :

R	A	B	C
→	a	b	c
	d	a	b
	c	b	d
→	a	b	e
	e	e	a

$\Rightarrow \quad \pi_{A,B}(R)$

A	B
a	b
d	a
c	b
e	e

Le résultat est une relation (un ensemble) : le n-uplet (a, b) n'apparaît qu'**une seule** fois dans la relation $\pi_{A,B}(R)$, bien qu'il existe **deux** n-uplets (a, b, c) et (a, b, e) dans R.

Projection: Exemples

b) On élimine la colonne B dans la relation R (on garde A et C) :

R

A	B	C
a	b	c
d	a	b
c	b	d
a	b	e
e	e	a

$\Rightarrow \quad \pi_{A,C}(R)$

A	C
a	c
d	b
c	d
a	e
e	a

Sélection

Sélection avec une condition $\mathcal{C}$ sur les attributs d'une relation R: on garde les n-uplets de R dont les attributs satisfont $\mathcal{C}$.
NOTATION :

$$\sigma_C(R)$$

Sélection : exemples

a) On sélectionne les n-uplets dans la relation R tels que l'attribut B vaut "b" :

R

A	B	C
a	b	1
d	a	2
c	b	3
a	b	4
e	e	5

$\Rightarrow \sigma_{B=''b''}(R)$

A	B	C
a	b	1
c	b	3
a	b	4

Sélection : exemples

b) On sélectionne les n-uplets tels que

$$(A ='' a'' \vee B ='' a'') \wedge C \leq 3 :$$

R

A	B	C
a	b	1
d	a	2
c	b	3
a	b	4
e	e	5

$\Rightarrow \sigma_{(A=''a''\vee B=''a'')\wedge C\leq 3}(R)$

A	B	C
a	b	1
d	a	2

Sélection : exemples

c) On sélectionne les n-uplets tels que la 1re et la 2e colonne sont identiques :

R

A	B	C
a	b	1
d	a	2
c	b	3
a	b	4
e	e	5

$\Rightarrow \sigma_{A=B}(R)$

A	B	C
e	e	5

Condition de sélection

La condition $\mathcal{C}$ d'une sélection $\sigma_C(R)$ est une **formule logique** qui relie des termes de la forme $A_i \theta A_j$ et $A_i \theta a$ avec les connecteurs logiques **et** ($\wedge$) et **ou** ($\vee$) où

- A_i et A_j sont des attributs de la relation R,
- a est un élément (une valeur) du domaine de A_i,
- θ est un prédicat de comparaison $(=, <, \leq, >, \geq, \neq)$.

Expressions (requêtes) de l'algèbre relationnelle

Fermeture :

- Le résultat d'une opération est à nouveau une **relation**
- Sur cette relation, on peut faire une **autre opération** de l'algèbre

$\Rightarrow$ *Les opérations peuvent être* composées *pour former des expressions plus complexes de l'algèbre relationnelle.*

Expressions de l'algèbre relationnelle

Exemple : $COMMANDES(NOM, PNOM, NUM, QTE)$

$$R'' = \pi_{PNOM}(\overbrace{\sigma_{NOM=''Jean''}(COMMANDES)}^{R'})$$

La relation $R'(NOM, PNOM, NUM, QTE)$ contient les n-uplets dont l'attribut NOM a la valeur $''Jean''$. La relation $R''(PNOM)$ contient tous les produits commandés par Jean.

Produit cartésien

- NOTATION : $R \times S$
- ARGUMENTS : 2 relations quelconques :

$$R(A_1, A_2, \ldots, A_n) \quad S(B_1, B_2, \ldots, B_k)$$

- SCHÉMA DE $T = R \times S$: $T(A_1, A_2, \ldots, A_n, B_1, B_2, \ldots, B_k)$
- VALEUR DE $T = R \times S$: ensemble de tous les n-uplets ayant $n + k$ composants (attributs)
  - dont les n premiers composants forment un n-uplet de R
  - et les k derniers composants forment un n-uplet de S

Exemple de produit cartésien

R

A	B
1	1
1	2
3	4

$|R|$

S

C	D	E
a	b	a
a	b	c
b	a	a

$|S|$

$\Rightarrow$

$R \times S$

A	B	C	D	E
1	1	a	b	a
1	1	a	b	c
1	1	b	a	a
1	2	a	b	a
1	2	a	b	c
1	2	b	a	a
3	4	a	b	a
3	4	a	b	c
3	4	b	a	a

$|R| \times |S|$

Jointure naturelle

- NOTATION : $R \bowtie S$
- ARGUMENTS : 2 relations quelconques :

$$R(A_1, \ldots, A_m, X_1, \ldots, X_k) \quad S(B_1, \ldots, B_n, X_1, \ldots, X_k)$$

où $X_1, \ldots, X_k$ sont les attributs en commun.

- SCHÉMA DE $T = R \bowtie S$: $T(A_1, \ldots, A_m, B_1, \ldots, B_n, X_1, \ldots, X_k)$
- VALEUR DE $T = R \bowtie S$: ensemble de tous les n-uplets ayant $m + n + k$ attributs dont les m premiers et k derniers composants forment un n-uplet de R et les $n + k$ derniers composants forment un n-uplet de S.

Jointure naturelle: exemple

R

A	B	C
a	b	c
d	b	c
b	b	f
c	a	d

S

B	C	D
b	c	d
b	c	e
a	d	b

$\Rightarrow$

$R \bowtie S$

A	B	C	D
a	b	c	d
a	b	c	e
d	b	c	d
d	b	c	e
c	a	d	b

Jointure naturelle

Soit $U = \{A_1, \ldots, A_m, B_1, \ldots, B_n, X_1, \ldots, X_k\}$ l'ensemble des attributs des 2 relations et $V = \{X_1, \ldots, X_k\}$ l'ensemble des attributs en commun.

$$R \bowtie S = \pi_U(\sigma_{\forall A \in V : R.A = S.A}(R \times S))$$

NOTATION : $R.A$ veut dire "l'attribut A de la relation R".

Jointure naturelle : exemple

R

A	B
1	a
1	b
4	a

S

A	B	D
1	a	b
2	c	b
4	a	a

$\Rightarrow$

R × S

	R.A	R.B	S.A	S.B	D
	1	a	1	a	b
$R.A \neq S.A \wedge R.B \neq S.B \rightarrow$	**1**	**a**	**2**	**c**	b
$R.A \neq S.A \rightarrow$	**1**	**a**	**4**	**a**	a
$R.B \neq S.B \rightarrow$	**1**	**b**	**1**	**a**	b
$R.A \neq S.A \wedge R.B \neq S.B \rightarrow$	**1**	**b**	**2**	**c**	b
$R.A \neq S.A \wedge R.B \neq S.B \rightarrow$	**1**	**b**	**4**	**a**	a
$R.A \neq S.A \rightarrow$	**4**	**a**	**1**	**a**	b
$R.A \neq S.A \wedge R.B \neq S.B \rightarrow$	**4**	**a**	**2**	**c**	b
	4	a	4	a	a

$\Downarrow$

Jointure naturelle : exemple

R ⋈ S

A	B	D
1	a	b
4	a	a

$\Leftarrow \quad \pi_{R.A,R.B,D}(\sigma_{R.A=S.A \wedge R.B=S.B}(R \times S))$

Jointure naturelle : algorithme de calcul

Pour chaque n-uplet a dans R et pour chaque n-uplet b dans S :

1. on concatène a et b et on obtient un n-uplet qui a pour attributs

$$\overbrace{A_1, \ldots, A_m, X_1, \ldots, X_k}^{a}, \overbrace{B_1, \ldots, B_n, X_1, \ldots, X_k}^{b}$$

2. on ne le garde que si chaque attribut X_i de a est égal à l'attribut X_i de b : $\forall_{i=1..k} a.X_i = b.X_i$.
3. on élimine les valeurs (colonnes) dupliquées : on obtient un n-uplet qui a pour attributs

$$\overbrace{A_1, \ldots, A_m}^{a}, \overbrace{B_1, \ldots, B_m}^{b}, \overbrace{X_1, \ldots, X_k}^{a \text{ et } b}$$

θ-Jointure

- ARGUMENTS : deux relations qui ne partagent pas d'attributs :

$$R(A_1, \ldots, A_m) \qquad S(B_1, \ldots, B_n)$$

- NOTATION : $R \bowtie_{A_i \theta B_j} S$, $\theta \in \{=, \neq, <, \leq, >, \geq\}$
- SCHÉMA DE $T = R \bowtie_{A_i \theta B_j} S$: $T(A_1, \ldots, A_m, B_1, \ldots, B_n)$
- VALEUR DE $T = R \bowtie_{A_i \theta B_j} S$: $T = \sigma_{A_i \theta B_j}(R \times S))$
- ÉQUIJOINTURE : θ est l'**égalité**.

Exemple de θ-Jointure : R $\bowtie_{A \leq C}$ S

R

A	B
1	a
1	b
3	a

S

C	D	E
1	b	a
2	b	c
4	a	a

T := R × S

	A	B	C	D	E
	1	a	1	b	a
	1	a	2	b	c
	1	a	4	a	a
	1	b	1	b	a
	1	b	2	b	c
	1	b	4	a	a
$A > C \rightarrow$	**3**	a	**1**	b	a
$A > C \rightarrow$	**3**	a	**2**	b	c
	3	a	4	a	a

$\Rightarrow$ $\sigma_{A \leq C}$(T) = R $\bowtie_{A \leq C}$ S

A	B	C	D	E
1	a	1	b	a
1	a	2	b	c
1	a	4	a	a
1	b	1	b	a
1	b	2	b	c
1	b	4	a	a
1	b	4	a	a
3	a	4	a	a

Exemple d'équijointure : R $\bowtie_{B=D}$ S

R

A	B
1	a
1	b
3	a

S

C	D	E
1	b	a
2	b	c
4	a	a

T := R × S

	A	B	C	D	E
$B \neq D \rightarrow$	1	**a**	1	**b**	a
$B \neq D \rightarrow$	1	**a**	2	**b**	c
	1	a	4	a	a
	1	b	1	b	a
	1	b	2	b	c
$B \neq D \rightarrow$	1	**b**	4	**a**	a
$B \neq D \rightarrow$	3	**a**	1	**b**	a
$B \neq D \rightarrow$	3	**a**	2	**b**	c
	3	a	4	a	a

$\Rightarrow$ $\sigma_{B=D}$(T) =R $\bowtie_{B=D}$ S

A	B	C	D	E
1	a	4	a	a
1	b	1	b	a
1	b	2	b	c
3	a	4	a	a

Utilisation de l'équijointure et jointure naturelle

$$IMMEUBLE(ADI, NBETAGES, DATEC, PROP)$$

$$APPIM(ADI, NAP, OCCUP, ETAGE)$$

1. Nom du propriétaire de l'immeuble où est situé l'appartement occupé par *Durand* :

$$\pi_{PROP}(\overbrace{IMMEUBLE \bowtie \sigma_{OCCUP=''DURAND''}(APPIM)}^{JointureNaturelle})$$

2. Appartements occupés par des propriétaires d'immeuble :

$$\pi_{ADI,NAP,ETAGE}\overbrace{(APPIM \bowtie_{OCCUP=PROP} IMMEUBLE)}^{équijointure})$$

Autre exemple de requête : Nom et adresse des clients qui ont commandé des parpaings:

- Schéma Relationnel :

$$COMMANDES(PNOM, CNOM, NUM\_CMDE, QTE)$$

$$CLIENTS(CNOM, CADRESSE, BALANCE)$$

- Requête Relationnelle :

$$\pi_{CNOM,CADRESSE}(CLIENTS \bowtie \sigma_{PNOM=''PARPAING''}(COMMANDES))$$

Union

- ARGUMENTS : 2 relations de même schéma :

$$R(A_1, \ldots, A_m) \quad S(A_1, \ldots, A_m)$$

- NOTATION : $R \cup S$
- SCHÉMA DE $T = R \cup S$: $T(A_1, \ldots, A_m)$
- VALEUR DE T : Union ensembliste sur $D_1 \times \ldots \times D_m$:

$$T = \{t \mid t \in R \vee t \in S\}$$

Exemple d'union

R

A	B
a	b
a	c
d	e

S

A	B
a	b
a	e
d	e
f	g

$\Rightarrow$

R ∪ S

A	B
→ a	b
a	c
→ d	e
a	e
f	g

Différence

- ARGUMENTS : 2 relations de même schéma :

$$R(A_1, \ldots, A_m) \quad S(A_1, \ldots, A_m)$$

- NOTATION : $R - S$
- SCHÉMA DE $T = R - S$: $T(A_1, \ldots, A_m)$
- VALEUR DE T : Différence ensembliste sur $D_1 \times \ldots \times D_m$:

$$T = \{t \mid t \in R \wedge t \notin S\}$$

Exemple de différence

R

A	B
→ a	b
a	c
→ d	e

S

A	B
→ a	b
a	e
→ d	e
f	g

R - S

A	B
a	c

S - R

A	B
a	e
f	g

Intersection

- ARGUMENTS : 2 relations de même schéma :

$$R(A_1, \ldots, A_m) \qquad S(A_1, \ldots, A_m)$$

- NOTATION : $R \cap S$
- SCHÉMA DE $T = R \cap S$: $T(A_1, \ldots, A_m)$
- VALEUR DE T : Intersection ensembliste sur $D_1 \times \ldots \times D_m$:

$$T = \{t \mid t \in R \wedge t \in S\}$$

Exemple d'intersection

R

	A	B
→	a	b
	a	c
→	d	e

S

	A	B
→	a	b
	a	e
→	d	e
	f	g

R - S

A	B
a	c

R ∩ S = R - (R - S)

A	B
a	b
d	e

Semi-jointure

- ARGUMENTS : 2 relations quelconques :

$$R(A_1, \ldots, A_m, X_1, \ldots, X_k)$$

$$S(B_1, \ldots, B_n, X_1, \ldots, X_k)$$

où $X_1, \ldots, X_k$ sont les attributs en commun.

- NOTATION : $R \rtimes S$
- SCHÉMA DE $T = R \rtimes S$: $T(A_1, \ldots, A_m, X_1, \ldots, X_k)$
- VALEUR DE $T = R \rtimes S$: Projection sur les attributs de R de la jointure naturelle entre R et S.

Semi-jointure

La semi-jointure correspond à une sélection où la condition de sélection est définie par le biais d'une autre relation.
Soit $U = \{A_1, \ldots, A_m\}$ l'ensemble des attributs de R.

$$R \rtimes S = \pi_U(R \bowtie S)$$

Exemple de semi-jointure

R

A	B	C
a	b	c
d	b	c
b	b	f
c	a	d

S

B	C	D
b	c	d
b	c	e
a	d	b

$\Rightarrow \pi_{A,B,C}(R \ltimes S) \Rightarrow$

$R \ltimes S$

A	B	C
a	b	c
d	b	c
c	a	d

Exemple de division

REQUÊTE : Clients qui commandent tous les produits:

COMM

NUM	NOM	PNOM	QTE
1	Jean	briques	100
2	Jean	ciment	2
3	Jean	parpaing	2
4	Paul	briques	200
5	Paul	parpaing	3
6	Vincent	parpaing	3

$R = \pi_{NOM,PNOM}(COMM)$:

R

NOM	PNOM
Jean	briques
Jean	ciment
Jean	parpaing
Paul	briques
Paul	parpaing
Vincent	parpaing

PROD

PNOM
briques
ciment
parpaing

$\Downarrow$

$R \div PROD$

NOM
Jean

Exemple de division

R

A	B	C	D
a	b	x	m
a	b	y	n
a	b	z	o
b	c	x	o
b	d	x	m
c	e	x	m
c	e	y	n
c	e	z	o
d	a	z	p
d	a	y	m

S

C	D
x	m
y	n
z	o

R÷S

A	B
a	b
c	e

Division

- ARGUMENTS : 2 relations :

$$R(A_1, \ldots, A_m, X_1, \ldots, X_k) \qquad S(X_1, \ldots, X_k)$$

où **tous** les attributs de S sont des attributs de R.
- NOTATION : $R \div S$
- SCHÉMA DE $T = R \div S$: $T(A_1, \ldots, A_m)$
- VALEUR DE $T = R \div S$:

$$R \div S = \{(a_1, \ldots, a_m) \mid \forall (x_1, \ldots, x_k) \in S \ : (a_1, \ldots, a_m, x_1, \ldots, x_k) \in R\}$$

Division

La division s'exprime en fonction du produit cartésien, de la projection et de la différence : $R \div S = R_1 - R_2$ où

$$R_1 = \pi_{A_1,\ldots,A_m}(R) \text{ et } R_2 = \pi_{A_1,\ldots,A_m}((R_1 \times S) - R)$$

Renommage

- NOTATION : ρ
- ARGUMENTS : 1 relation :

$$R(A_1, \ldots, A_n)$$

- SCHÉMA DE $T = \rho_{A_i \to B_i} R$: $T(A_1, \ldots, A_{i-1}, B_i, A_{i+1}, \ldots, A_n)$
- VALEUR DE $T = \rho_{A_i \to B_i} R$: $T = R$. La valeur de R est inchangée. Seul le nom de l'attribut A_i a été remplacé par B_i

Plan du cours

Principe

- SQL (Structured Query Language) est le Langage de Requêtes standard pour les SGBD relationnels
- Expression d'une requête par un bloc *SELECT FROM WHERE*

SELECT	<liste des attributs a projeter>
FROM	<liste des relations arguments>
WHERE	<conditions sur un ou plusieurs attributs>

- Dans les requêtes simples, la correspondance avec l'algèbre relationnelle est facile à mettre en évidence.

Projection

SCHÉMA : **COMMANDES**(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
REQUÊTE : *Toutes les commandes*
ALGÈBRE : *COMMANDES*
SQL:

```
SELECT NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE
FROM   COMMANDES
```

ou

```
SELECT *
FROM   COMMANDES
```


Projection avec élimination de doublons

SCHÉMA : **COMMANDES**(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
REQUÊTE: *Produits commandés*
ALGÈBRE : $\pi_{PNOM}(COMMANDES)$
SQL :

```
SELECT PNOM
FROM   COMMANDES
```

NOTE: Contrairement à l'algèbre relationnelle, SQL n'élimine pas les doublons (sémantique multi-ensemble). Pour les éliminer on utilise DISTINCT :

```
SELECT DISTINCT PNOM
FROM   COMMANDES
```

Le DISTINCT peut être remplacé par la clause UNIQUE.

Sélection

SCHÉMA : **COMMANDES**(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
REQUÊTE: *Produits commandés par Jean*
ALGÈBRE: $\pi_{PNOM}(\sigma_{CNOM="JEAN"}(COMMANDES))$
SQL:

```
SELECT PNOM
FROM   COMMANDES
WHERE  CNOM = 'JEAN'
```

REQUÊTE: *Produits commandés par Jean en quantité supérieure à 100*
ALGÈBRE: $\pi_{PNOM}(\sigma_{CNOM="JEAN" \wedge QUANTITE>100}(COMMANDES))$
SQL:

```
SELECT PNOM
FROM   COMMANDES
WHERE  CNOM = 'JEAN'
AND    QUANTITE > 100
```


Conditions simples

Les conditions de base sont exprimées de deux façons:

1. *attribut comparateur valeur*
2. *attribut comparateur attribut*

où *comparateur* est $=, <, >, !=, \ldots,$
Soit le schéma de relation **FOURNITURE**(PNOM,FNOM,PRIX)
Exemple:

```
SELECT PNOM FROM FOURNITURE WHERE PRIX > 2000
```


Exemple

SCHÉMA : **FOURNITURE**(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Produits dont le nom est celui du fournisseur*
SQL:

```
SELECT PNOM
FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM = FNOM
```


Appartenance à une intervalle: BETWEEN

SCHÉMA : **FOURNITURE**(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Produits avec un coût entre 1000F et 2000F*
SQL:

```
SELECT PNOM
FROM   FOURNITURE
WHERE  PRIX BETWEEN 1000 AND 2000
```

NOTE: La condition *y* BETWEEN *x* AND *z* est équivalente à $y <= z$ AND $x <= y$.

Chaînes de caractères : LIKE

SCHÉMA : **COMMANDES**(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
REQUÊTE: *Clients dont le nom commence par "C"*
SQL:

```
SELECT CNOM
FROM   COMMANDES
WHERE  CNOM LIKE 'C%'
```

NOTE: Le littéral qui suit LIKE doit être une chaîne de caractères éventuellement avec des caractères jokers _ (un caractère quelconque) et % (une chaîne de caractères quelconque). Pas exprimable avec l'algèbre relationnelle.

Valeurs inconnues : NULL

La valeur NULL est une valeur "spéciale" qui représente une *valeur (information) inconnue*.

1. $A\ \theta\ B$ est `inconnu` (ni vrai, ni faux) si la valeur de A ou/et B est NULL (θ est l'un de $=, <, >, !=, ...$).
2. $A\ op\ B$ est NULL si la valeur de A ou/et B est NULL (op est l'un de $+, -, *, /$).

Comparaison avec valeurs nulles

SCHÉMA et INSTANCE :

FOURNISSEUR	FNOM	VILLE
	Toto	Paris
	Lulu	*NULL*
	Marco	Marseille

REQUÊTE: *Les Fournisseurs de Paris*.
SQL:

```
SELECT FNOM
FROM   FOURNISSEUR
WHERE  VILLE = 'Paris'
```

RÉPONSE : Toto

Comparaison avec valeurs nulles

REQUÊTE: *Fournisseurs dont la ville est inconnue*.
SQL:

```
SELECT FNOM
FROM   FOURNISSEUR
WHERE  VILLE = NULL
```

La réponse est vide. Pourquoi?
SQL:

```
SELECT FNOM
FROM   FOURNISSEUR
WHERE  VILLE IS NULL
```

RÉPONSE : Lulu

Trois valeurs de vérité

Trois valeurs de vérité: `vrai`, `faux` et **inconnu**

1. `vrai AND inconnu = inconnu`
2. `faux AND inconnu = faux`
3. `inconnu AND inconnu = inconnu`
4. `vrai OR inconnu = vrai`
5. `faux OR inconnu = inconnu`
6. `inconnu OR inconnu = inconnu`
7. `NOT inconnu = inconnu`

Exemple

SCHÉMA : **EMPLOYE**(EMPNO,ENOM,DEPNO,SAL)
SQL:

```
SELECT ENOM
  FROM EMPLOYE
 WHERE SAL > 20000 OR SAL <= 20000
```

On ne trouve que les noms des employés avec un salaire connu. Pourquoi?

Jointures : exemple

SCHÉMA : **COMMANDES**(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE : *Nom, Coût, Fournisseur des Produits commandés par Jean*
ALGÈBRE :

$\pi_{PNOM,PRIX,FNOM}(\sigma_{CNOM="JEAN"}(COMMANDES) \bowtie (FOURNITURE))$

Jointure : exemple

SCHÉMA : **COMMANDES**(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
SQL :

```
SELECT COMMANDES.PNOM, PRIX, FNOM
FROM   COMMANDES, FOURNITURE
WHERE  CNOM = 'JEAN' AND
       COMMANDES.PNOM = FOURNITURE.PNOM
```

NOTES:

- On exprime une jointure comme un produit cartésien suivi d'une sélection et d'une projection (on a déjà vu ça?)
- Algèbre : la requête contient une jointure naturelle.
- SQL : il faut expliciter les attributs de jointure.

Auto-jointure et renommage

SCHÉMA : **FOURNISSEUR**(FNOM,STATUT,VILLE)
REQUÊTE: *"Couples" de fournisseurs situés dans la même ville*
SQL:

```
SELECT PREM.FNOM, SECOND.FNOM
FROM   FOURNISSEUR PREM, FOURNISSEUR SECOND
WHERE  PREM.VILLE =  SECOND.VILLE AND
       PREM.FNOM < SECOND.FNOM
```

La deuxième condition permet

1. l'élimination des paires (x,x)
2. de garder un exemplaire parmi les couples symétriques (x,y) et (y,x)

NOTE: PREM représente une instance de FOURNISSEUR, SECOND une autre instance de FOURNISSEUR.

Auto-jointure

SCHÉMA : **EMPLOYE**(EMPNO,ENOM,DEPNO,SAL)
REQUÊTE: *Nom et Salaire des Employés gagnant plus que l'employé de numéro 12546*
SQL:

```
SELECT E1.ENOM, E1.SAL
FROM   EMPLOYE E1, EMPLOYE E2
WHERE  E2.EMPNO = 12546 AND
       E1.SAL > E2.SAL
```

- On confond souvent les auto-jointures avec des sélections simples.
- Requête en algèbre?

Opérations de jointure

SQL2 introduit des opérations de jointure dans la clause FROM :

SQL2	opération	**Algèbre**
R1 CROSS JOIN R2	produit cartesien	$R1 \times R2$
R1 JOIN R2 ON R1.A < R2.B	théta-jointure	$R1 \bowtie_{R1.A<R2.B} R2$
R1 NATURAL JOIN R2	jointure naturelle	$R1 \bowtie R2$

Jointure naturelle : exemple

SCHEMA: **EMP**(EMPNO,ENOM,DEPNO,SAL)
DEPT(DEPNO,DNOM)
REQUÊTE: *Numéros des départements avec les noms de leurs employés.*
SQL2:

```
SELECT DEPNO, ENOM
FROM   DEPT NATURAL JOIN EMP
```

Note : L'expression `DEPT NATURAL JOIN EMP` fait la jointure naturelle (sur les attributs en commun) et l'attribut `DEPNO` n'apparaît qu'une seule fois dans le schéma du résultat.

θ-jointure : exemple

REQUÊTE: *Nom et salaire des employés gagnant plus que l'employé 12546*
SQL2:

```
SELECT E1.ENOM, E1.SAL
FROM   EMPLOYE E1 JOIN EMPLOYE E2 ON E1.SAL > E2.SAL
WHERE  E2.EMPNO = 12546
```


Jointure interne

EMP

EMPNO	*DEPNO*	SAL
Tom	1	10000
Jim	2	20000
Karin	3	15000

DEPT

DEPNO	DNOM
1	Comm.
2	Adm.
4	Tech.

Jointure (interne) : les n-uplets qui ne peuvent pas être joints sont éliminés :

EMP NATURAL JOIN DEPT

Tom	1	10000	Comm.
Jim	2	20000	Adm.

Jointure externe

Jointure externe : les n-uplets qui ne peuvent pas être joints *ne sont pas éliminés*.

- On garde tous les n-uplets des deux relations :

EMP NATURAL *FULL* OUTER JOIN DEPT

Tom	1	10000	Comm.
Jim	2	20000	Adm.
Karin	3	15000	NULL
NULL	4	NULL	Tech.

- On garde tous les n-uplets de la première relation (gauche) :

EMP NATURAL *LEFT* OUTER JOIN DEPT

Tom	1	10000	Comm.
Jim	2	20000	Adm.
Karin	3	15000	NULL

- On peut aussi écrire (dans Oracle) :

```
select EMP.*, DEP.DNOM
from EMP, DEPT
where EMP.DEPNO = DEPT.DEPNO (+)
```

- On garde tous les n-uplets de la deuxième relation (droite) :

EMP NATURAL *RIGHT* OUTER JOIN DEPT

Tom	1	10000	Comm.
Jim	2	20000	Adm.
NULL	4	NULL	Tech.

- On peut aussi écrire (dans Oracle):

```
select EMP.*, DEP.DNOM
from EMP, DEPT
where EMP.DEPNO (+) = DEPT.DEPNO
```


Jointures externes dans SQL2

- R1 NATURAL FULL OUTER JOIN R2 : Remplir R1.* et R2.*
- R1 NATURAL LEFT OUTER JOIN R2 : Remplir R2.*
- R1 NATURAL RIGHT OUTER JOIN R2 : Remplir R1.*

avec NULL quand nécessaire.
D'une manière similaire on peut définir des théta-jointures externes :

- R1 (FULL|LEFT|RIGHT) OUTER JOIN R2 ON prédicat

Union

COMMANDES(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Produits qui coûtent plus que 1000F ou ceux qui sont commandés par Jean*

ALGÈBRE:

$$\pi_{PNOM}(\sigma_{PRIX>1000}(FOURNITURE))$$
$$\cup$$
$$\pi_{PNOM}(\sigma_{CNOM='Jean'}(COMMANDES))$$

SQL:

```
SELECT PNOM
FROM   FOURNITURE
WHERE  PRIX >= 1000
UNION
SELECT PNOM
FROM   COMMANDES
WHERE  CNOM = 'Jean'
```

NOTE: L'union élimine les dupliqués. Pour garder les dupliqués on utilise l'opération `UNION ALL` : le résultat contient chaque n-uplet $a + b$ fois, où a et b est le nombre d'occurrences du n-uplet dans la première et la deuxième requête.

Différence

La différence ne fait pas partie du standard.
EMPLOYE(EMPNO,ENOM,DEPTNO,SAL)
DEPARTEMENT(DEPTNO,DNOM,LOC)
REQUÊTE: *Départements sans employés*
ALGÈBRE: $\pi_{DEPTNO}(DEPARTEMENT) - \pi_{DEPTNO}(EMPLOYE)$
SQL:

```
SELECT DEPTNO FROM   DEPARTEMENT
   EXCEPT
SELECT DEPTNO FROM   EMPLOYE
```

NOTE: La différence élimine les dupliqués. Pour garder les dupliqués on utilise l'opération `EXCEPT ALL` : le résultat contient chaque n-uplet $a - b$ fois, où a et b est le nombre d'occurrences du n-uplet dans la première et la deuxième requête.

Intersection

L'intersection ne fait pas partie du standard.
EMPLOYE(EMPNO,ENOM,DEPTNO,SAL)
DEPARTEMENT(DEPTNO,DNOM,LOC)
REQUÊTE: *Départements ayant des employés qui gagnent plus que 20000F et qui se trouvent à Paris*
ALGÈBRE :

$$\pi_{DEPTNO}(\sigma_{LOC="Paris"}(DEPARTEMENT)) \cap \pi_{DEPTNO}(\sigma_{SAL>20000}(EMPLOYE))$$

SQL:

```
SELECT DEPTNO
FROM   DEPARTEMENT
WHERE  LOC = 'Paris'
INTERSECT
SELECT DEPTNO
FROM   EMPLOYE
WHERE  SAL > 20000
```

NOTE: L'intersection élimine les dupliqués. Pour garder les dupliqués on utilise l'opération `INTERSECT ALL` : le résultat contient chaque n-uplet $min(a, b)$ fois, où a et b est le nombre d'occurrences du n-uplet dans la première et la deuxième requête.

Requêtes imbriquées simples

La Jointure s'exprime par deux blocs SFW imbriqués

Soit le schéma de relations
COMMANDES(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Nom, prix et fournisseurs des Produits commandés par Jean*
ALGÈBRE:
$\pi_{PNOM,PRIX,FNOM}(\sigma_{CNOM="JEAN"}(COMMANDES) \bowtie (FOURNITURE))$

SQL:

```
SELECT PNOM,PRIX,FNOM
FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM IN (SELECT PNOM
                FROM   COMMANDES
                WHERE  CNOM = 'JEAN')
```

ou

```
SELECT DISTINCT FOURNITURE.PNOM,PRIX,FNOM
FROM   FOURNITURE,COMMANDES
WHERE  FOURNITURE.PNOM = COMMANDES.PNOM
AND    CNOM = ''JEAN''
```


La Différence s'exprime aussi par deux blocs SFW imbriqués

Soit le schéma de relations
EMPLOYE(EMPNO,ENOM,DEPNO,SAL)
DEPARTEMENT(DEPTNO,DNOM,LOC)
REQUÊTE: *Départements sans employés*
ALGÈBRE :

$$\pi_{DEPTNO}(DEPARTEMENT) - \pi_{DEPTNO}(EMPLOYE)$$

SQL:

```
  SELECT DEPTNO
  FROM   DEPARTEMENT
  WHERE  DEPTNO NOT IN (SELECT DEPTNO FROM   EMPLOYE)
```

ou

```
  SELECT DEPTNO
  FROM DEPARTEMENT
  EXCEPT
  SELECT DEPTNO
  FROM EMPLOYE
```


Requêtes imbriquées plus complexes : ANY - ALL

SCHÉMA: **FOURNITURE**(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Fournisseurs des briques à un coût inférieur au coût maximum des ardoises*

```
SQL :    SELECT FNOM
         FROM   FOURNITURE
         WHERE  PNOM = 'Brique'
         AND    PRIX < ANY (SELECT PRIX
                            FROM   FOURNITURE
                            WHERE  PNOM = 'Ardoise')
```

La condition $f\ \theta$ ANY (SELECT ... FROM ...) est vraie ssi la comparaison $f\theta v$ est vraie au moins pour une valeur v du résultat du bloc (SELECT F FROM ...).

"IN" et "= ANY"

COMMANDE(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Nom, prix et fournisseur des produits commandés par Jean*
SQL:

```
SELECT PNOM, PRIX, FNOM
FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM = ANY (SELECT PNOM
                   FROM   COMMANDE
                   WHERE  CNOM = 'JEAN')
```

NOTE: Les prédicats IN et = ANY sont utilisés de façon équivalente.

ALL

SCHÉMA: **COMMANDE**(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
REQUÊTE: *Client ayant commandé la plus petite quantité de briques*
SQL:

```
SELECT CNOM
FROM   COMMANDE
WHERE  PNOM = 'Brique' AND
       QUANTITE <= ALL (SELECT QUANTITE
                        FROM   COMMANDE
                        WHERE  PNOM = 'Brique')
```

La condition $f\ \theta$ ALL (SELECT ... FROM ...) est vraie ssi la comparaison $f\theta v$ est vraie pour toutes les valeurs v du résultat du bloc (SELECT ... FROM ...).

"NOT IN" et "NOT = ALL"

EMPLOYE(EMPNO,ENOM,DEPNO,SAL)
DEPARTEMENT(DEPTNO,DNOM,LOC)
REQUÊTE: *Départements sans employés*
SQL:

```
SELECT DEPTNO
FROM   DEPARTEMENT
WHERE  DEPTNO NOT = ALL (SELECT DEPTNO
                         FROM   EMPLOYE)
```

NOTE: Les prédicats NOT IN et NOT = ALL sont utilisés de façon équivalente.

EXISTS

FOURNISSEUR(FNOM,STATUS,VILLE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Fournisseurs qui fournissent au moins un produit*
SQL :

```
SELECT FNOM
  FROM FOURNISSEUR
 WHERE EXISTS (SELECT *
                 FROM FOURNITURE
                WHERE FNOM = FOURNISSEUR.FNOM)
```

La condition EXISTS (SELECT * FROM ...) est vraie ssi le résultat du bloc (SELECT F FROM ...) n'est pas vide.

NOT EXISTS

FOURNISSEUR(FNOM,STATUS,VILLE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Fournisseurs qui ne fournissent aucun produit*
SQL:

```
SELECT FNOM
FROM   FOURNISSEUR
WHERE  NOT EXISTS (SELECT *
                   FROM   FOURNITURE
                   WHERE  FNOM = FOURNISSEUR.FNOM)
```

La condition NOT EXISTS (SELECT * FROM ...) est vraie ssi le résultat du bloc (SELECT F FROM ...) est vide.

Formes équivalentes de quantification

Si θ est un des opérateurs de comparaison $<, =, >, \ldots$

- La condition
  x θ ANY (SELECT Ri.y FROM R1, ... Rn WHERE p)
  est équivalente à
  EXISTS (SELECT * FROM R1, ... Rn WHERE p AND x θ Ri.y)
- La condition
  x θ ALL (SELECT Ri.y FROM R1, ... Rn WHERE p)
  est équivalente à

NOT EXISTS (SELECT * FROM R1, ... Rn WHERE (p) AND NOT (x θ Ri.y))

Exemple : "EXISTS" et "= ANY"

COMMANDE(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Nom, prix et fournisseur des produits commandés par Jean*

```
SELECT PNOM, PRIX, FNOM  FROM   FOURNITURE
WHERE  EXISTS  (SELECT * FROM   COMMANDE
                WHERE CNOM = 'JEAN'
                  AND PNOM = FOURNITURE.PNOM)
```

ou

```
SELECT PNOM, PRIX, FNOM FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM = ANY (SELECT PNOM  FROM   COMMANDE
                   WHERE  CNOM = 'JEAN')
```


Encore plus compliqué...

SCHÉMA: **FOURNITURE**(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Fournisseurs qui fournissent au moins un produit avec un coût supérieur au coût de tous les produits fournis par Jean*

```
SELECT DISTINCT P1.FNOM
FROM   FOURNITURE P1
WHERE  NOT EXISTS  (SELECT * FROM   FOURNITURE P2
                    WHERE  P2.FNOM = 'JEAN'
                    AND    P1.PRIX <= P2.PRIX)
```

ou

```
SELECT DISTINCT FNOM FROM   FOURNITURE
WHERE  PRIX > ALL (SELECT PRIX FROM   FOURNITURE
                   WHERE FNOM = 'JEAN')
```

Et la division?

FOURNITURE(FNUM,PNUM,QUANTITE)
PRODUIT(PNUM,PNOM,PRIX)
FOURNISSEUR(FNUM,FNOM,STATUS,VILLE)
REQUÊTE: *Noms des fournisseurs qui fournissent tous les produits*
ALGÈBRE:

$$R1 := \pi_{FNUM,PNUM}(FOURNITURE) \div \pi_{PNUM}(PRODUIT)$$
$$R2 := \pi_{FNOM}(FOURNISSEUR \ltimes R1)$$

SQL:

```
SELECT FNOM
FROM   FOURNISSEUR
WHERE  NOT EXISTS
       (SELECT *
        FROM  PRODUIT
        WHERE NOT EXISTS
              (SELECT *
               FROM  FOURNITURE
               WHERE FOURNITURE.FNUM = FOURNISSEUR.FNUM
               AND   FOURNITURE.PNUM = PRODUIT.PNUM))
```


COUNT, SUM, AVG, MIN, MAX

REQUÊTE: *Nombre de fournisseurs parisiens*

```
SELECT COUNT(*)
FROM   FOURNISSEUR
WHERE  VILLE = 'Paris'
```

REQUÊTE: *Nombre de fournisseurs qui fournissent des produits*

```
SELECT COUNT(DISTINCT FNOM)
FROM   FOURNITURE
```

NOTE: La fonction COUNT(*) compte le nombre des n-uplets du résultat d'une requête sans élimination des dupliqués ni vérification des valeurs nulles. Dans le cas contraire on utilise la clause COUNT(DISTINCT ...).

SUM et AVG

REQUÊTE: *Quantité totale de Briques commandées*

```
SELECT SUM (QUANTITE)
FROM   COMMANDES
WHERE  PNOM = 'Brique'
```

REQUÊTE: *Coût moyen de Briques fournies*

```
SELECT AVG (PRIX)              SELECT SUM (PRIX)/COUNT(PRIX)
FROM   FOURNITURE        ou    FROM FOURNITURE
WHERE  PNOM = 'Brique'         WHERE PNOM = 'Brique'
```

MIN et MAX

REQUÊTE: *Le prix des briques le moins chères.*

```
SELECT MIN(PRIX)
FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM = 'Briques';
```

REQUÊTE: *Le prix des briques le plus chères.*

```
SELECT MAX(PRIX)
FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM = 'Briques';
```

Comment peut-on faire sans MIN et MAX?

Requête imbriquée avec fonction de calcul

REQUÊTE: *Fournisseurs de briques dont le prix est en dessous du prix moyen*

```
SELECT FNOM
FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM = 'Brique' AND
       PRIX < (SELECT AVG(PRIX)
               FROM   FOURNITURE
               WHERE PNOM = 'Brique')
```


GROUP BY

REQUÊTE: *Nombre de fournisseurs* ***par ville***

VILLE	FNOM
PARIS	TOTO
PARIS	DUPOND
LYON	DURAND
LYON	LUCIEN
LYON	REMI

VILLE	COUNT(FNOM)
PARIS	2
LYON	3

`SELECT VILLE, COUNT(FNOM) FROM FOURNISSEUR GROUP BY VILLE`

NOTE: La clause GROUP BY permet de préciser les attributs de partitionnement des relations declarées dans la clause FROM.

REQUÊTE: *Donner pour chaque produit son prix moyen*

```
SELECT PNOM, AVG (PRIX)
FROM   FOURNITURE
GROUP BY PNOM
```

RÉSULTAT:

PNOM	AVG (PRIX)
BRIQUE	10.5
ARDOISE	9.8

NOTE: Les fonctions de calcul appliquées au résultat de régroupement sont directement indiquées dans la clause SELECT: le calcul de la moyenne se fait par produit obtenu au résultat après le regroupement.

HAVING

REQUÊTE: *Produits fournis par deux ou plusieurs fournisseurs avec un prix supérieur à 100 Euros*

```
SELECT PNOM
FROM   FOURNITURE
WHERE  PRIX > 100
GROUP BY PNOM
HAVING COUNT(*) >= 2
```


HAVING

AVANT LA CLAUSE HAVING

PNOM	FNOM	PRIX
BRIQUE	TOTO	105
ARDOISE	LUCIEN	110
ARDOISE	DURAND	120

APRÈS LA CLAUSE HAVING

PNOM	FNOM	PRIX
ARDOISE	LUCIEN	110
ARDOISE	DURAND	120

NOTE: La clause HAVING permet d'éliminer des partitionnements, comme la clause WHERE élimine des n-uplets du résultat d'une requête: on garde les produits dont le nombre des fournisseurs est $>= 2$.
Des conditions de sélection peuvent être appliquées avant le calcul d'agrégat (clause WHERE) mais aussi après (clause HAVING).

REQUÊTE: *Nom et prix moyen des produits fournis par des fournisseurs Parisiens et dont le prix minimum est supérieur à 1000 Euros*

```
SELECT PNOM, AVG(PRIX)
FROM   FOURNITURE, FOURNISSEUR
WHERE  VILLE = 'Paris' AND
       FOURNITURE.FNOM = FOURNISSEUR.FNOM
GROUP BY PNOM
HAVING MIN(PRIX) > 1000
```


ORDER BY

En général, le résultat d'une requête SQL n'est pas trié. Pour trier le résultat par rapport aux valeurs d'un ou de plusieurs attributs, on utilise la clause `ORDER BY` :

```
SELECT VILLE, FNOM, PNOM
  FROM FOURNITURE, FOURNISSEUR
 WHERE FOURNITURE.FNOM = FOURNISSEUR.FNOM
 ORDER BY VILLE, FNOM DESC
```

Le résultat est trié par les villes (ASC) et le noms des fournisseur dans l'ordre inverse (DESC).

Historique

SQL86 - SQL89 ou SQL1 La référence de base:

- Requêtes compilées puis exécutées depuis un programme d'application.
- Types de données simples (entiers, réels, chaînes de caractères de taille fixe)
- Opérations ensemblistes restreintes (UNION).

SQL91 ou SQL2 Standard actuel:

- Requêtes dynamiques
- Types de données plus riches (intervalles, dates, chaînes de caractères de taille variable)
- Différents types de jointures: jointure naturelle, jointure externe
- Opérations ensemblistes: différence (EXCEPT), intersection (INTERSECT)
- Renommage des attributs dans la clause SELECT

Historique

SQL:1999 (SQL3) : SQL devient un langage de programmation :

- Extensions orientées-objet (héritage, méthodes)
- Types structurés
- BLOB, CLOB
- Opérateur de fermeture transitive (recursion)

Récursivité dans SQL

schéma **ENFANT**(NOMPARENT,NOMENFANT)
REQUÊTE: *Les enfants de Charlemagne*
SQL:

```
SELECT NOMENFANT
  FROM ENFANT
 WHERE NOMPARENT='Charlemagne';
```


Récursivité dans SQL

schéma **ENFANT**(NOMPARENT,NOMENFANT).
REQUÊTE: *Les* **enfants et petits-enfants** *de Charlemagne*
SQL:

```
(SELECT NOMENFANT
  FROM ENFANT
 WHERE NOMPARENT='Charlemagne')

 UNION

(SELECT E2.NOMENFANT
 FROM ENFANT E1,E2
 WHERE E1.NOMPARENT='Charlemagne'
 AND
 E1.NOMENFANT=E2.NOMPARENT)
```

Descendants

schéma **ENFANT**(NOMPARENT,NOMENFANT).
REQUÊTE: *Les* **descendants** *de Charlemagne*

- Nécéssite un nombre a priori inconnu de jointures
- Th : impossible à exprimer en logique du premier ordre
- Th : donc, impossible en algèbre relationnel

En pratique, on étend le langage SQL avec des opérateurs récursifs

Descendants

schéma **ENFANT**(NOMPARENT,NOMENFANT)
REQUÊTE: *Les* **descendants** *de Charlemagne*
SQL:

```
WITH RECURSIVE DESCENDANT(NOMANC, NOMDESC) AS
      (SELECT NOMPARENT, NOMENFANT FROM ENFANT)
  UNION
      (SELECT R1.NOMANC, R2.NOMDESC
         FROM DESCENDANT R1, DESCENDANT R2
        WHERE R1.NOMDESC=R2.NOMANC)
SELECT NOMDESC FROM DESCENDANT
 WHERE NOMANC='Charlemagne';
```


Création de tables

Une table (relation) est créée avec la commande **CREATE TABLE** :

```
CREATE TABLE Produit (pnom VARCHAR(20),
                      prix INTEGER);

CREATE TABLE Fournisseur(fnom VARCHAR(20),
                         ville VARCHAR(16));
```

- Pour chaque attribut, on indique le domaine (type)

Nombreux types : exemple d'Oracle 8i

`decimal(p, s)`	<p digits>,<s digits>
`integer`	nombre entier
`real`	nombre réel
`char (size)`	chaîne de caractère de taille fixe
`varchar (size)`	chaîne de caractère de taille variable
`date,timestamp`	horodatage
`boolean`	booléen
`blob`	données binaires de grande taille

etc.

Contraintes d'intégrité

Pour une application donnée, pour un schéma relationnel donné, toutes les instances ne sont pas significatives

Exemple

- Champs important non renseigné : **autorisation des** `NULL`
- Prix négatifs : **contrainte d'intégrité sémantique**
- Code de produit dans une commande ne correspondant à aucun produit dans le catalogue : **contrainte d'intégrité référentielle**

Valeurs `NULL`

La valeur `NULL` peut être interdite :

```
CREATE TABLE Fourniture (pnom VARCHAR(20) NOT NULL,
                         fnom VARCHAR(20) NOT NULL
)
```


Unicité des valeurs

Interdiction de deux valeurs identiques pour le même attribut :

```
CREATE TABLE Fourniture (pnom VARCHAR(20) UNIQUE,
                         fnom VARCHAR(20)
)
```

- `UNIQUE` et `NOT NULL` : l'attribut peut servir de clé primaire

Ajout de contraintes référentielles : clés primaires

```
CREATE TABLE Produit (pnom VARCHAR(20),
                      prix INTEGER,
                      PRIMARY KEY (pnom));

CREATE TABLE Fournisseur(fnom VARCHAR(20) PRIMARY KEY,
                         ville VARCHAR(16));
```

- L'attribut `pnom` est une clé dans la table `Produit`
- L'attribut `fnom` est une clé dans la table `Fournisseur`
- Une seule clé primaire par relation
- Une clé primaire peut être référencée par une autre relation

Ajout de contraintes référentielles : clés étrangères

La table `Fourniture` relie les produits à leurs fournisseurs :

```
CREATE TABLE Fourniture (pnom VARCHAR(20) NOT NULL,
                         fnom VARCHAR(20) NOT NULL,
       FOREIGN KEY (pnom) REFERENCES Produit,
       FOREIGN KEY (fnom) REFERENCES Fournisseur);
```

- Les attributs `pnom` et `fnom` sont des clés étrangères (`pnom` et `fnom` existent dans les tables référencées)
- Pour sélectionner un attribut de nom différent :

```
FOREIGN KEY (pnom) REFERENCES Produit(autrenom)
```


Valeurs par défaut

```
CREATE TABLE Fournisseur(fnom VARCHAR(20),
                         ville VARCHAR(16) DEFAULT 'Carcassonne');
```

- Valeur utilisée lorsque l'attribut n'est pas renseigné
- Sans précision, la valeur par défaut est `NULL`

Contraintes sémantiques

- Clause `CHECK`, suivie d'une condition

Exemple : prix positifs

```
prix INTEGER CHECK (prix>0)
```

- Condition générale : requête booléenne (dépend du SGBD)

Destruction de tables

On détruit une table avec la commande **DROP TABLE** :

```
DROP TABLE Fourniture;
DROP TABLE Produit;
DROP TABLE Fournisseur;
```

La table `Fourniture` **doit être détruite en premier** car elle contient des clés étrangères vers les deux autres tables;

Insertion de n-uplets

On insère dans une table avec la commande **INSERT** :

INSERT INTO $R(A_1, A_2, \ldots, A_n)$ **VALUES** $(v_1, v_2, \ldots v_n)$

Donc on donne deux listes : celles des attributs (les A_i) de la table et celle des valeurs respectives de chaque attribut (les v_i).

1. Bien entendu, chaque A_i doit être un attribut de R
2. Les attributs non-indiqués restent à **NULL** ou à leur valeur par défaut.
3. On doit toujours indiquer une valeur pour un attribut déclaré **NOT NULL**

Insertion : exemples

Insertion d'une ligne dans *Produit* :

INSERT INTO *Produit (pnom, prix)*
VALUES (*'Ojax', 15*)

Insertion de deux fournisseurs :

INSERT INTO *Fournisseur (fnom, ville)*
VALUES (*'BHV', 'Paris'*), (*'Casto', 'Paris'*)

Il est possible d'insérer plusieurs lignes en utilisant **SELECT**

INSERT INTO *NomsProd (pnom)*
SELECT DISTINCT *pnom* **FROM** *Produit*

Modification

On modifie une table avec la commande **UPDATE** :

UPDATE R **SET** $A_1 = v_1, A_2 = v_2, \ldots, A_n = v_n$
WHERE *condition*

Contrairement à **INSERT**, **UPDATE** s'applique à un ensemble de lignes.

1. On énumère les attributs que l'on veut modifier.
2. On indique à chaque fois la nouvelle valeur.
3. La clause **WHERE** *condition* permet de spécifier les lignes auxquelles s'applique la mise à jour. Elle est identique au **WHERE** du **SELECT**

Bien entendu, on ne peut pas violer les contraintes sur la table.

Modification : exemples

Mise à jour du prix d'Ojax :

UPDATE *Produit* **SET** *prix=17*
WHERE *pnom = 'Ojax'*

Augmenter les prix de tous les produits fournis par BHV par 20% :

UPDATE *Produit* **SET** *prix = prix*1.2*
WHERE *pnom* in (**SELECT** *pnom*
FROM *Fourniture*
WHERE *fnom = 'BHV'*)

Destruction

On détruit une ou plusieurs lignes dans une table avec la commande **DELETE** :

DELETE FROM *R*
WHERE *condition*

C'est la plus simple des commandes de mise-à-jour puisque elle s'applique à des lignes et pas à des attributs. Comme précédemment, la clause **WHERE** *condition* est indentique au **WHERE** du **SELECT**

Destruction : exemples

Destruction des produits fournis par le BHV :

DELETE FROM *Produit*
WHERE *pnom* in (**SELECT** *pnom*
FROM *Fourniture*
WHERE *fnom* = *'BHV*)

Destruction du fournisseur BHV :

DELETE FROM *Fournisseur*
WHERE *fnom* = *'BHV'*

Déclencheurs associés aux destructions de *n*-uplets

- Que faire lorsque le *n*-uplet référence une autre table ?

```
CREATE TABLE Produit (pnom VARCHAR(20),
                      prix INTEGER,
                      PRIMARY KEY (pnom));

CREATE TABLE Fourniture (pnom VARCHAR(20) NOT NULL,
                         fnom VARCHAR(20) NOT NULL,
       FOREIGN KEY (pnom) REFERENCES Produit
       on delete <action>);
```

`<action>` à effectuer lors de la **destruction dans** `Produit` :

- `CASCADE` : destruction **si destruction dans** `Produit`
- `RESTRICT` : interdiction si existe dans `Fourniture`
- `SET NULL` : remplacer par `NULL`
- `SET DEFAULT <valeur>` : remplacement par une valeur par défaut

Déclencheurs associés aux mise à jour de *n*-uplets

```
CREATE TABLE Fourniture (pnom VARCHAR(20) NOT NULL,
fnom VARCHAR(20) NOT NULL,
FOREIGN KEY (pnom) REFERENCES Produit
on update <action>);
```

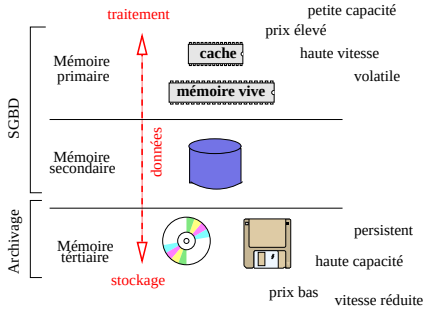
`<action>` à effectuer lors d'un **changement de clé dans** `Produit` :

- `CASCADE` : propagation du changement de clé de `Produit`
- `RESTRICT` : interdiction si clé utilisée dans `Fourniture`
- `SET NULL` : remplace la clé dans `Fourniture` par `NULL`
- `SET DEFAULT <valeur>` : remplace la clé par une valeur par défaut

Plan du cours

Stockage de données

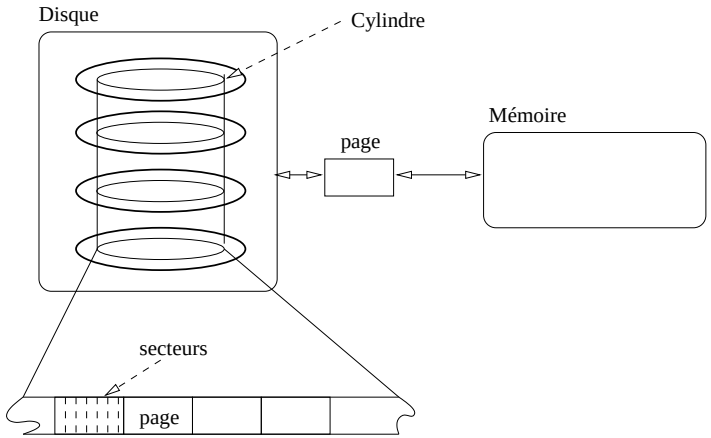
Hiérarchie de mémoire (vitesse d'accès, prix, capacité de stockage, volume) :



Comparaison

Mémoire	AZEN 256MB, SDRAM DIMM
taille	256MB
prix	90 euros
temps d'accès	8ns
euros/MB	90E/256MB = 0.350 euros/MB
Disque	Western Digital 80GB 7200RPM
taille	80GB = 81920 MB
prix	160 euros
temps d'accès 9ms	9 000 000 ns
euros/MB	160/81962 = 0.002 euros/MB

Architecture d'un disque



Organisation d'un disque

1. Un disque est divisé en **blocs physiques** (ou **pages**) de tailles égales (en nombre de secteurs).
2. Accès à un bloc par son adresse (le numéro de cylindre + le numéro du premier secteur + le numéro de face).
3. Le bloc est *l'unité d'échange* entre la mémoire secondaire et la mémoire principale

Exemple : (38792 cylindres)x(16 blocs/cylindre)x(63 secteurs/bloc)x(512 octets/secteur)=20,020,396,000 octets = 20 GO

Les fichiers

Les données sont stockées dans des **fichiers** :

- Un fichier occupe un ou plusieurs blocs (pages) sur un disque.
- L'accès aux fichiers est géré par un logiciel spécifique : le Système de Gestion de Fichiers (SGF).
- Un fichier est caractérisé par son nom.

Les articles

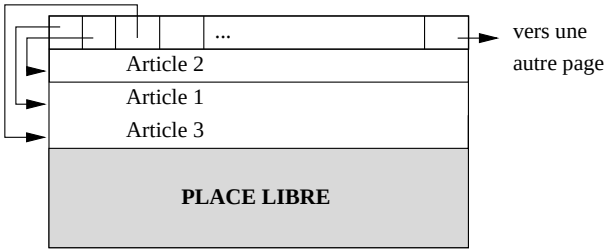
Un fichier est un ensemble **d'articles** (enregistrements, n-uplets) et un article est une séquence de **champs** (attributs).

1. **Articles en format fixe.**
   1.1 La taille de chaque champ est fixée.
   1.2 Taille et nom des champs dans le **descripteur** de fichier.
2. **Articles en format variable**.
   2.1 La taille de chaque champ est variable.
   2.2 Taille du champ dans son entête.

Articles et pages

- Les articles sont stockés dans les pages (taille article < taille de page)
- L'adresse d'un article est constituée de
  1. L'adresse de la page dans laquelle il se trouve.
  2. Un entier : indice d'une table placée en début de page qui contient l'adresse réelle de l'article dans la page.

Structure interne d'une page



Opérations sur les fichiers

1. **Insérer un article**.
2. **Modifier un article**
3. **Détruire un article**
4. **Rechercher un ou plusieurs article(s)**
   - Par adresse
   - Par valeur d'un ou plusieurs champs.

Hypothèse: Le **coût** d'une opération est surtout fonction du **nombre d'E/S** (nb de pages échangées)!

Organisation de fichiers

L'organisation d'un fichier est caractérisée par le mode de répartition des articles dans les pages

Il existe trois sortes d'organisation principales :

1. Fichiers séquentiels
2. Fichiers indexés (séquentiels indexés et arbres-B)
3. Fichiers hachés

Exemple de référence

Organisation d'un fichier contenant les articles suivants :

Vertigo 1958	***Annie Hall 1977***
Brazil 1984	***Jurassic Park 1992***
Twin Peaks 1990	***Metropolis 1926***
Underground 1995	***Manhattan 1979***
Easy Rider 1969	***Reservoir Dogs 1992***
Psychose 1960	***Impitoyable 1992***
Greystoke 1984	***Casablanca 1942***
Shining 1980	***Smoke 1995***

Organisation séquentielle

- **Insertion** : les articles sont stockés séquentiellement dans les pages au fur et à mesure de leur création.
- **Recherche** : le fichier est parcouru séquentiellement.
- **Destruction** : recherche, puis destruction (par marquage d'un bit par exemple).
- **Modification** : recherche, puis réécriture.

Coût des opérations

Nombre moyen de lectures/écritures sur disque d'un fichier de n pages :

- **Recherche** : $\frac{n}{2}$. On parcourt en moyenne la moitié du fichier.
- **Insertion** : $n+1$. On vérifie que l'article n'existe pas avant d' écrire.
- **Destruction et mises-à-jour** : $\frac{n}{2}+1$.

$\Rightarrow$ organisation utilisée pour les fichiers de petite taille.

Fichiers séquentiels triés

Une première amélioration consiste à **trier** le fichier sur sa clé d'accès. On peut alors effectuer une recherche par **dichotomie** :

1. On lit la page qui est "au milieu" du fichier.
2. Selon la valeur de la clé du premier enregistrement de cette page, on sait si l'article cherché est "avant" ou "après".
3. On recommence avec le demi-fichier où se trouve l'article recherché.

Coût de l'opération : $\log_2(n)$.

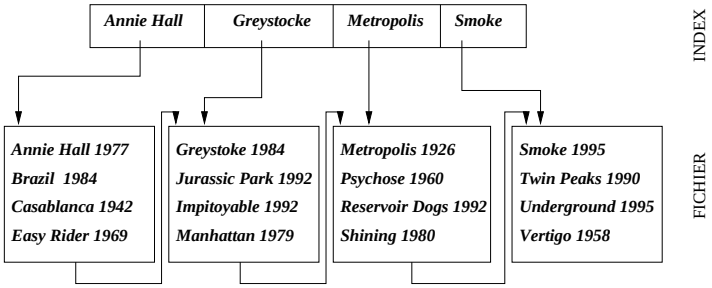
Ajout d'un index

L'opération de recherche peut encore être améliorée en utilisant un **index** sur un fichier **trié**. Le(s) champ(s) sur le(s)quel(s) le fichier est trié est appelé **clé**.
Un index est un *second fichier* possédant les caractéristiques suivantes :

1. Les articles sont des couples ($valeurdecl$, $adressedepage$)
2. Une occurence (v, b) dans un index signifie que le premier article dans la page b du fichier trié a pour valeur de clé v.

L'index est lui-même **trié** sur la valeur de clé.

Exemple



Recherche avec un index

Un index permet d'accélérer les recherches : chercher l'article dont la valeur de clé est v_1.

1. On recherche dans l'index (séquentiellement ou - mieux - par dichotomie) la plus grande valeur v_2 telle que $v_2 < v_1$.
2. On lit la page désignée par l'adresse associée à v_2 dans l'index.
3. On cherche séquentiellement les articles de clé v_1 dans cette page.

Coût d'une recherche avec ou sans index

Soit un fichier F contenant 1000 pages. On suppose qu'une page d'index contient 100 entrées, et que l'index occupe donc 10 pages.

- F non trié et non indexé. Recherche séquentielle : **500 pages**.
- F trié et non indexé. Recherche dichotomique : $\log_2(1000)$=**10 pages**
- F trié et indexé. Recherche dichotomique sur l'index, puis lecture d'une page : $\log_2(10) + 1$= **5 pages**

Autres opérations : insertion

Etant donné un article A de clé v_1, on effectue d'abord une recherche pour savoir dans quelle page p il doit être placé. Deux cas de figure :

1. Il y une place libre dans p. Dans ce cas on réorganise le contenu de p pour placer A à la bonne place.
2. Il n'y a plus de place dans p. Plusieurs solutions, notamment : créer une **page de débordement**.

NB : il faut éventuellement réorganiser l'index.

Autres opérations : destructions et mises-à-jour

Relativement facile en général :

1. On recherche l'article.
2. On applique l'opération.

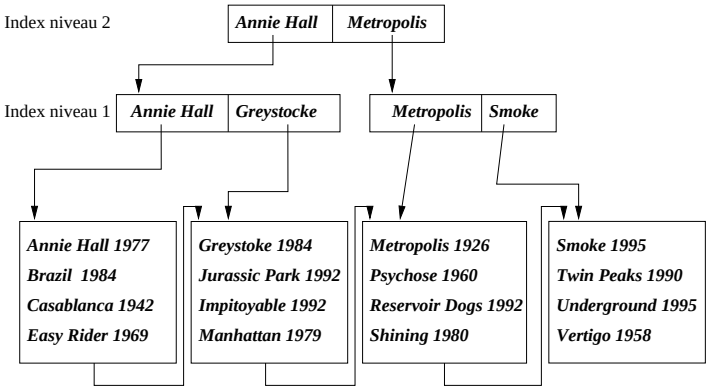
⇒ on peut avoir à réorganiser le fichier et/ou l'index, ce qui peut être couteux.

Séquentiel indexé : définition

Un index est un fichier qu'on on peut à nouveau indexer :

1. On trie le fichier sur la clé.
2. On répartit les articles triés dans n pages, en laissant de la place libre dans chaque page.
3. On constitue un index à plusieurs niveaux sur la clé.

⇒ on obtient un **arbre** dont les feuilles constituent le fichier et les noeuds internes l'index.

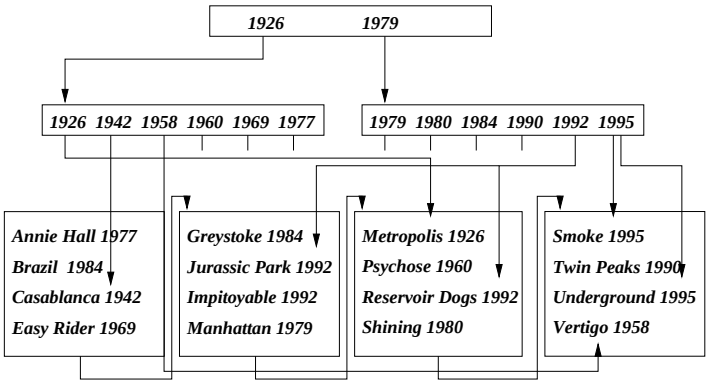


Index dense et index non dense

L'index ci-dessus est **non dense** : **une seule valeur de clé** dans l'index pour l'ensemble des articles du fichier indexé F situés dans une même page.
Un index est **dense** ssi il existe une valeur de clé dans l'index pour chaque article dans le fichier F.
Remarques :

1. On ne peut créer un index non-dense que sur un fichier trié (et un seul index non-dense par fichier).
2. Un index non-dense est beaucoup moins volumineux qu'un index dense.

Exemple d'index dense



Inconvénients du séquentiel indexé

Organisation bien adaptée aux fichiers qui évoluent peu. En cas de grossissement :

1. Une page est trop pleine → on crée une page de débordement.
2. On peut aboutir à des chaînes de débordement importantes pour certaines pages.
3. Le temps de réponse peut se dégrader et dépend de l'article recherché

⇒ on a besoin d'une structure permettant une réorganisation dynamique sans dégradation de performances.

Arbres-B

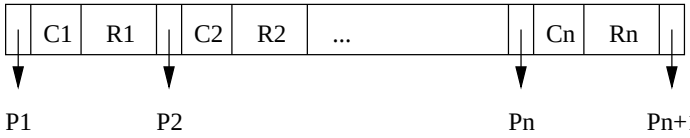
Un arbre-B (pour *balanced tree* ou **arbre équilibré**) est une structure arborescente dans laquelle tous les chemins de la racine aux feuilles ont même longueur.
Si le fichier grossit : la hiérarchie grossit **par le haut**.
L'arbre-B est utilisé dans **tous** les SGBD relationnels (avec des variantes).

Arbre-B : définition

Un arbre-B **d'ordre k** est un arbre équilibré tel que :

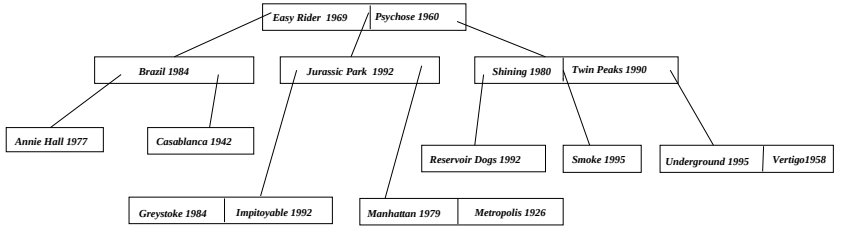
1. Chaque noeud est une page contenant au moins k et au plus $2k$ articles, $k \in N$.
2. Les articles dans un noeud sont triés sur la clé.
3. Chaque "père" est un index pour l'ensemble de ses fils/descendants.
4. Chaque noeud (sauf la racine) contient n articles a $n+1$ fils.
5. La racine a 0 ou au moins deux fils.

Structure d'un noeud dans un arbre-B d'ordre k



Les C_i sont les clés des articles, les R_i représentent le reste des attributs d'un article de clé C_i. Les P_i sont les pointeurs vers les noeuds fils dans l'index. NB : $k \leq n \leq 2k$.
Tous les articles référencés par P_i ont une valeur de clé x entre C_{i-1} et C_i (pour $i = 1 : x \leq C_1$ et $i = n+1 : x \geq C_n$)

Exemple d'un arbre-B



Recherche dans un arbre-B

Rechercher les articles de clé C. A partir de la racine, appliquer récursivement l'algorithme suivant :
Soit $C_1, \ldots C_n$ les valeurs de clés de la page courante.

1. Chercher C dans la page courante. Si C y est, accéder aux valeurs des autres champs, Fin.
2. Sinon, Si $C < C_1$ (ou $C > C_n$), on continue la recherche avec le noeud référencé par P_1 (ou P_{n+1}).
3. Sinon, il existe $i \in [1, k[$ tel que $C_i < C < C_{i+1}$, on continue avec la page référencée par le pointeur P_{i+1}.

Insertion dans un arbre-B d'ordre k

On recherche la feuille de l'arbre où l'article doit prendre place et on l'y insère. Si la page p déborde (elle contient $2k+1$ éléments) :

1. On alloue une nouvelle page p'.
2. On place les k premiers articles (ordonnés selon la clé) dans p et les k derniers dans p'.
3. On insère le $k+1^e$ article dans le père de p. Son pointeur gauche référence p, et son pointeur droit référence p'.
4. Si le père déborde à son tour, on continue comme en 1.

Destruction dans un arbre-B d'ordre k

Chercher la page p contenant l'article. Si c'est une feuille :

1. On détruit l'article.
2. S'il reste au moins k articles dans p, c'est fini.
3. Sinon :
   - 3.1 Si une feuille "soeur" contient plus de k articles, on effectue une permutation pour rééquilibrer les feuilles. Ex : destruction de *Smoke*.
   - 3.2 Sinon on "descend" un article du père dans p, et on réorganise le père. Ex : destruction de *ReservoirDogs*

Réorganisation de l'arbre

Supposons maintenant qu'on détruise un article dans un noeud interne. Il faut réorganiser :

1. On détruit l'article
2. On le remplace par l'article qui a la plus grande valeur de clé dans le sous-arbre gauche. Ex : destruction de *Psychose*, remplaçé par *Metropolis*
3. On vient de retirer un article dans une feuille : si elle contient moins de k éléments, on procède comme indiqué précédemment.

$\Rightarrow$ toute destruction a un effet seulement **local**.

Quelques mesures pour l'arbre-B

Hauteur h d'un arbre-B d'ordre k contenant n articles :

$$\log_{2k+1}(n+1) \leq h \leq \log_{k+1}(\tfrac{n+1}{2})$$

Exemple pour $k = 100$:

1. si $h = 2$, $n \leq 8 \times 10^6$
2. si $h = 3$, $n \leq 1,6 \times 10^9$

Les opérations d'accès coûtent au maximum h E/S (en moyenne $\geq h - 1$).

Variante de l'arbre-B

1. L'arbre B contient à la fois l'index et le fichier indexé.
2. Si la taille d'un article est grande, chaque noeud en contient peu, ce qui augmente la hauteur de l'arbre
3. On peut alors séparer l'index (arbre B) du fichier : stocker les articles dans un fichier F, remplacer l'article R_i dans les pages de l'arbre par un pointeur vers l'article dans F.

L'arbre B+

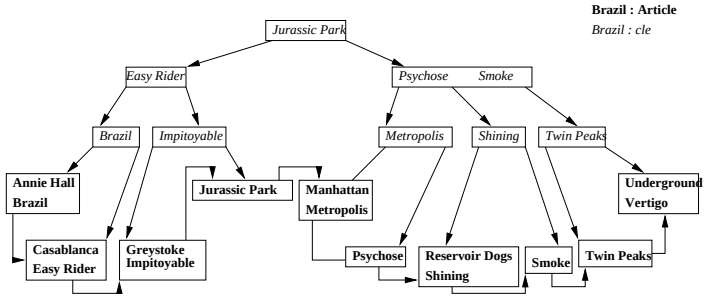
Inconvénient de l'arbre B (et de ses variantes):

- Les recherches sur des intervalles de valeurs sont complexes.

D'où l'arbre-B+ :

- *Seules les feuilles de l'arbre pointent sur les articles du fichier.*
- De plus ces feuilles sont chaînées entre elles.
- **Variante: les feuilles contiennent les articles.**

Exemple d'un arbre-B+



Hachage

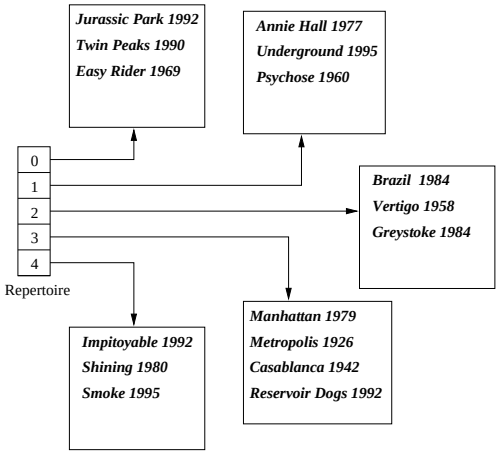
Accès direct à la page contenant l'article recherché :

1. On estime le nombre N de pages qu'il faut allouer au fichier.
2. **fonction de hachage** H : à toute valeur de la clé de domaine V associe un nombre entre 0 et $N-1$.
$$H : V \rightarrow \{0, 1, \ldots, N-1\}$$
3. On range dans la page de numéro i tous les articles dont la clé c est telle que $H(c) = i$.

Exemple : hachage sur le fichier *Films*

On suppose qu'une page contient 4 articles :

1. On alloue 5 pages au fichier.
2. On utilise une fonction de hachage H définie comme suit :
   - 2.1 Clé : nom d'un film, on ne s'intéresse qu'à l'initiale de ce nom.
   - 2.2 On numérote les lettres de l'alphabet de 1 à 26 :
     $No('a') = 1, No('m') = 13$, etc.
   - 2.3 Si l est une lettre de l'alphabet, $H(l) = MODULO(No(l), 5)$.



Remarques

1. Le nombre $H(c) = i$ n'est pas une adresse de page, mais l'indice d'une table ou "répertoire" R. $R(i)$ contient l'adresse de la page associée à i
2. Si ce répertoire ne tient pas en mémoire centrale, la recherche coûte plus cher.
3. Une propriété essentielle de H est que la distribution des valeurs obtenues soit uniforme dans $\{0, \ldots N-1\}$
4. Quand on alloue un nombre N de pages, il est préférable de prévoir un remplissage partiel(non uniformité, grossissement du fichier). On a choisi 5 pages alors que 4 (16 articles / 4) auraient suffi.

Hachage : recherche

Etant donné une valeur de clé v :

1. On calcule $i = H(v)$.
2. On consulte dans la case i du répertoire l'adresse de la page p.
3. On lit la page p et on y recherche l'article.

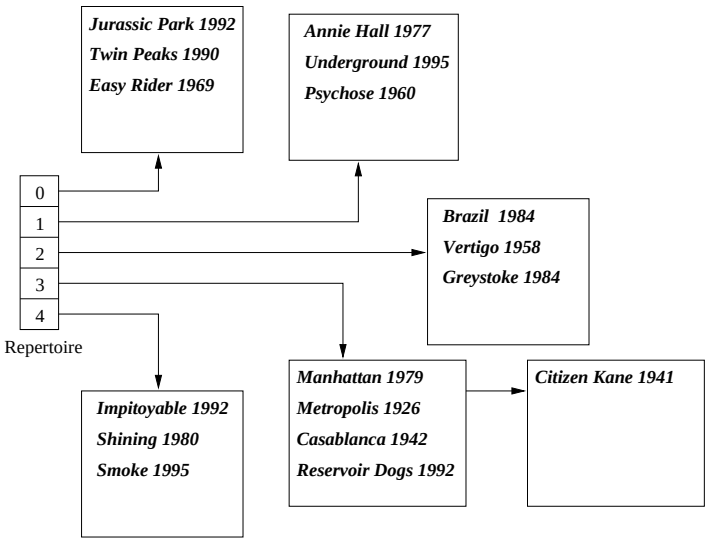
$\Rightarrow$ **donc une recherche ne coûte qu'une seule lecture**.

Hachage : insertion

Recherche par $H(c)$ la page p où placer A et l'y insérer.
Si la page p est pleine, il faut :

1. Allouer une nouvelle page p' (de débordement).
2. Chaîner p' à p.
3. Insérer A dans p'.

$\Rightarrow$ lors d'une recherche, il faut donc en fait parcourir la liste des pages chaînées correspondant à une valeur de $H(v)$.
Moins la répartition est uniforme, plus il y aura de débordements



Hachage : avantages et inconvénients

Intérêt du hachage :

1. **Très rapide**. Une seule E/S dans le meilleur des cas pour une recherche.
2. Le hachage, contrairement à un index, **n'occupe aucune place disque**.

En revanche :

1. Il faut penser à réorganiser les fichiers qui évoluent beaucoup.
2. **Les recherches par intervalle sont impossibles.**

Comparatif

Organisation	Coût	Avantages	Inconvénients
Sequentiel	$\frac{n}{2}$	Simple	Très coûteux !
Indexé	$\log_2(n)$	Efficace Intervalles	Peu évolutive
Arbre-B	$\log_k(n)$	Efficace Intervalles	Traversée
Hachage	1+	Le plus efficace	Intervalles impossibles

Plan du cours

Pourquoi l'optimisation ?

Les langages de requêtes de haut niveau comme SQL sont **déclaratifs**.
L'utilisateur :

1. indique ce qu'il veut obtenir.
2. n'indique pas **comment** l'obtenir.

Donc le système doit faire le reste :

1. Déterminer le (ou les) chemin(s) d'accès aux données, les stratégies d'évaluation de la requête
2. **Choisir la meilleure stratégie** (ou une des meilleures . . .)

L'optimisation sur un exemple

Considérons le schéma :
$CINEMA(Cinéma, Adresse, Gérant)$
$SALLE(Cinéma, NoSalle, Capacité)$
avec les hypothèses :

1. Il y a 300 n-uplets dans CINEMA, occupant 30 pages (10 cinémas/page).
2. Il y a 1200 n-uplets dans SALLE, occupant 120 pages(10 salles/page).
3. La mémoire centrale (buffer) ne contient qu'une seule page par relation.

Expression d'une requête

On considère la requête : *Cinémas ayant des salles de plus de 150 places*
En SQL, cette requête s'exprime de la manière suivante :

```
SELECT CINEMA.*
FROM   CINEMA, SALLE
WHERE  capacité > 150
AND    CINEMA.cinéma = SALLE.cinéma
```


En algèbre relationnelle

Traduit en algèbre, on a plusieurs possibilités. En voici deux :

1. $\pi_{CINEMA.*}(\sigma_{Capacité>150}(CINEMA \ltimes SALLE))$
2. $\pi_{CINEMA.*}(CINEMA \ltimes \sigma_{Capacité>150}(SALLE))$

Soit une jointure suivie d'une sélection, ou l'inverse.

Evaluation des coûts

On suppose qu'il n'y a que 5 % de salles de plus de 150 places (haute séléctivité) et que les résultats intérmédiaires d'une opération et le résultat final sont écrits sur disque (10 n-uplets par page).

1. Jointure d'abord : Jointure : on lit 3 600 pages (120x30); on écrit le résultat intérmédiaire (120 pages); Sélection : on relit le résultat et comme on projète sur tous les attributs de CINEMA, on obtient 5 % de 120 pages, soit 6 pages.
   Nombre d'E/S : 3 600E + 120x2E/S + 6S = 3 846.
2. Sélection d'abord : Sélection : on lit 120 pages (salles) et on obtient (écrit) 6 pages. Jointure : on lit 180 pages (6x30) et on obtient 6 pages.
   Nombre d'E/S : 120E + 6S + 180E + 6S = 312.

$\Rightarrow$ la deuxième stratégie est de loin la meilleure !

Optimisation de requêtes : premières conclusions

1. Il faut **traduire** une requête exprimée avec un langage déclaratif en une suite d'opérations (similaires aux opérateurs de l'algèbre relationnelle).
2. En fonction (i) des coûts de chaque opération (ii) des caractéristiques de la base, (iii) des algorithmes utilisés, on cherche à estimer la meilleure stratégie.
3. On obtient le **plan d'exécution** de la requête. Il n'y a plus qu'à le traiter au niveau physique.

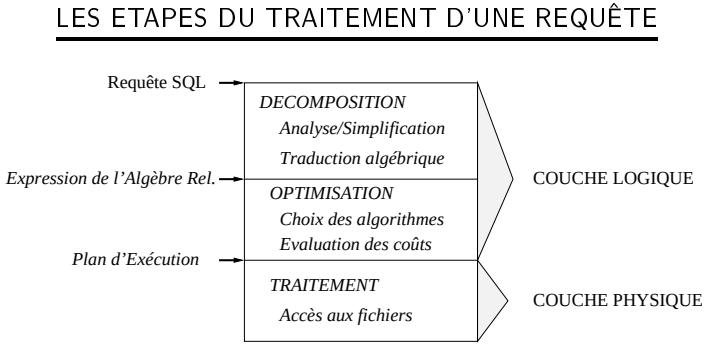
Les paramètres de l'optimisation

Comme on l'a vu sur l'exemple, l'optimisation s'appuie sur :

1. Des **règles de réécriture** des expressions de l'algèbre.
2. Des connaissances sur **l'organisation physique** de la base (index)
3. Des **statistiques** sur les caractéristiques de la base (taille des relations par exemple).

Un **modèle de coût** permet de classer les différentes stratégies envisagées

Architecture d'un SGBD et optimisation



Analyse syntaxique

On vérifie la validité (syntaxique) de la requête.

1. Contrôle de la structure grammaticale.
2. Vérification de l'existence des relations et des noms d'attributs.

⇒ On utilise le "dictionnaire" de la base qui contient le schéma.

Analyse, simplification et normalisation

D'autres types de transformations avant optimisation :

1. **Analyse sémantique** pour la détection d'incohérences.
   Exemple : "*NoSalle* = 11 *AND NoSalle* = 12"
2. **Simplification** de clauses inutilement complexes. Exemple :
   (*A OR NOT B*) *AND B* est équivalent à *A AND B*.
3. **Normalisation** de la requête.
   Exemple : transformation des conditions en forme normale conjonctive) et décomposition en *bloques SELECT-FROM-WHERE* pour faciliter la traduction algébrique.

Traduction algébrique

Déterminer l'expression algébrique équivalente à la requête :

1. arguments du SELECT : projections.
2. arguments du WHERE : *NomAttr*1 = *NomAttr*2 correspond en général à une jointure, *NomAttr* = *constante* à une sélection.

On obtient une expression algébrique qui peut être représentée par un **arbre de requête**.

Traduction algébrique : exemple

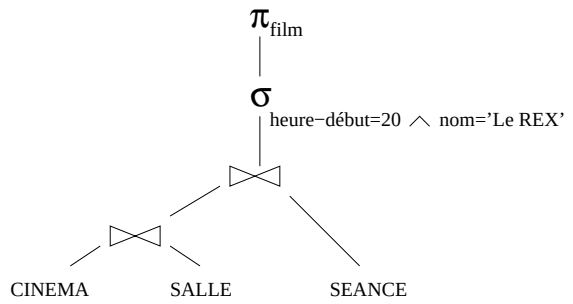
Considérons l'exemple suivant :

Quels films passent au REX à 20 *heures* ?

```
SELECT film
FROM   CINÉMA, SALLE, SÉANCE
WHERE  CINÉMA.nom-cinéma = 'Le Rex'
AND    SÉANCE.heure-début = 20
AND    CINÉMA.nom-cinéma = SALLE.nom-cinéma
AND    SALLE.salle = SÉANCE.salle
```

Expression algébrique et arbre de requête

$\pi_{film}(\sigma_{Nom='Le\ Rex' \wedge heure-début=20}((CINEMA \bowtie SALLE) \bowtie SEANCE))$



Restructuration

Il y a plusieurs expressions **équivalentes** pour une même requête.
ROLE DE L'OPTIMISEUR

1. Trouver les expressions équivalentes à une requête.
2. Les évaluer et choisir la "meilleure".

On convertit une expression en une expression équivalente en employant des **règles de réécriture**.

Règles de réécriture

Il en existe beaucoup. En voici huit parmi les plus importantes :

- **Commutativité des jointures** :
  $R \bowtie S \equiv S \bowtie R$
- **Associativité des jointures** :
  $(R \bowtie S) \bowtie T \equiv R \bowtie (S \bowtie T)$
- **Regroupement des sélections** :
  $\sigma_{A='a' \wedge B='b'}(R) \equiv \sigma_{A='a'}(\sigma_{B='b'}(R))$
- **Commutativité de la sélection et de la projection**
  $\pi_{A_1,A_2,\ldots A_p}(\sigma_{A_i='a}(R)) \equiv \sigma_{A_i='a}(\pi_{A_1,A_2,\ldots A_p}(R))$, $i \in \{1,\ldots,p\}$

Règles de réécriture

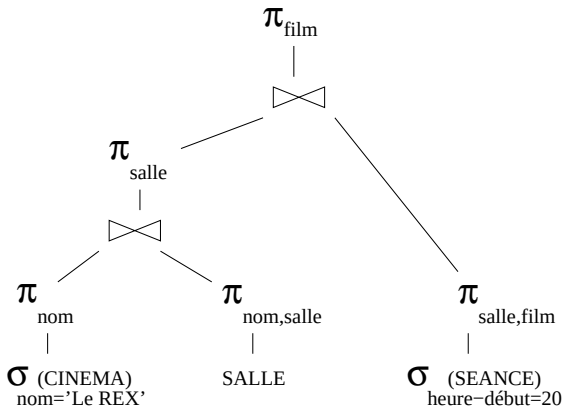
- **Commutativité de la sélection et de la jointure**.
  $\sigma_{A='a'}(R(\ldots A \ldots) \bowtie S) \equiv \sigma_{A='a'}(R) \bowtie S$
- **Distributivité de la sélection sur l'union**.
  $\sigma_{A='a'}(R \cup S) \equiv \sigma_{A='a'}(R) \cup \sigma_{A='a'}(S)$
  NB : valable aussi pour la différence.
- **Commutativité de la projection et de la jointure**
  $\pi_{A_1\ldots A_p B_1\ldots B_q}(R \bowtie_{A_i=B_j} S) \equiv$
  $\pi_{A_1\ldots A_p}(R) \bowtie_{A_i=B_j} \pi_{B_1\ldots B_q}(S)$,
  $(i \in \{1,\ldots,p\}, j \in \{1,\ldots,q\})$
- **Distributivité de la projection sur l'union**
  $\pi_{A_1A_2\ldots A_p}(R \cup S) \equiv \pi_{A_1A_2\ldots A_p}(R) \cup \pi_{A_1A_2\ldots A_p}(S)$

Exemple d'un algorithme de restructuration

Voici un algorithme basé sur les propriétés précédentes.

1. Séparer les sélections avec plusieurs prédicats en plusieurs sélections à un prédicat (règle 3).
2. Descendre les sélections le plus bas possible dans l'arbre (règles 4, 5, 6).
3. Regrouper les sélections sur une même relation (règle 3).
4. Descendre les projections le plus bas possible (règles 7 et 8).
5. Regrouper les projections sur une même relation.

Arbre de requête après restructuration



Quelques remarques sur l'algorithme précédent

L'idée de base est de réduire le plus tôt possible (en bas de l'arbre) la taille des relations manipulées. Donc :

1. On effectue les sélections d'abord car on considère que c'est l'opérateur le plus "réducteur".
2. On élimine dès que possible les attributs inutiles par projection.
3. Enfin on effectue les jointures.

Le plan obtenu est-il TOUJOURS optimal (pour toutes les bases de données) ? ' La réponse est NON!

Un contre-exemple

Quels sont les films visibles entre 14h et 22h?

Voici deux expressions de l'algèbre, dont l'une "optimisée" :

1. $\pi_{film}(\sigma_{h-début>14 \wedge h-début<22}(FILM \bowtie SEANCE))$
2. $\pi_{film}(FILM \bowtie \sigma_{h-début>14 \wedge h-début<22}(SEANCE))$

La relation FILM occupe 8 pages, la relation SEANCE 50.

Contre-exemple : évaluation des coûts

Hypothèses : (i) 90 % des séances ont lieu entre 14 et 22 heures, (ii) seulement 20 % des films dans la table SEANCE existent dans la table FILM.

1. Jointure : on lit 400 pages et on aboutit à 10 pages (20% de 50 pages).
   Sélection : on se ramène à 9 pages (90%).
   Nombre d'E/S : 400E + 10x2E/S + 9S = 429E/S.
2. Sélection : on lit 50 pages et on aboutit à 45 pages (90%).
   Jointure : on lit 360 (45x8) pages et on aboutit à 9 pages (20% de 45).
   Nombre d'E/S : 50E + 45S + 360E +9S = 464E/S.

⇒ la première stratégie est la meilleure ! Ici la jointure est plus sélective que la sélection (cas rare).

Traduction algébrique : conclusion

La réécriture algébrique est nécessaire mais pas suffisante. L'optimiseur tient également compte :

1. Des chemins d'accès aux données (index).
2. Des différents algorithmes implantant une même operation algébrique (jointures).
3. De propriétés statistiques de la base.

Les chemins d'accès

Ils dépendent des organisations de fichiers existantes :

1. Balayage séquentiel
2. Parcours d'index
3. Accès par hachage

Attention ! Dans certains cas un balayage peut être préférable à un parcours d'index.

Algorithmes pour les opérations algébriques

On a généralement le choix entre plusieurs algorithmes pour effectuer une opération.
L'opération la plus étudiée est la JOINTURE (pourquoi?) :

1. Boucles imbriquées simple,
2. Tri-fusion,
3. Jointure par hachage,
4. Boucles imbriquées avec accès à une des relations par index.

Le choix dépend essentiellement - mais pas uniquement - du chemin d'accès disponible.

Algorithmes de jointure sans index

En l'absence d'index, les principaux algorithmes sont :

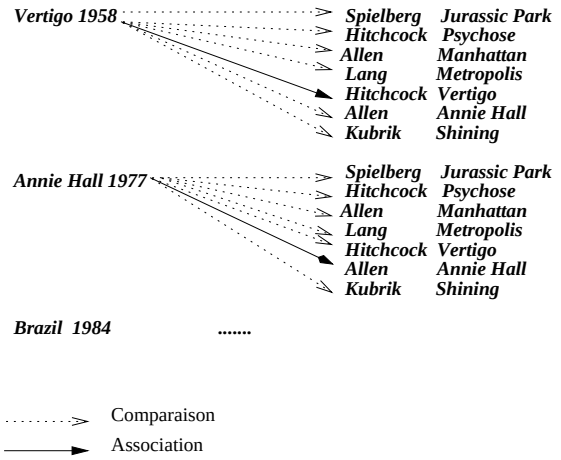
1. Boucles imbriquées.
2. Tri-fusion.
3. Jointure par hachage.

Jointure par boucles imbriquées

A utiliser quand les tailles des relations sont petites.
Soit les deux relations R et S :

ALGORITHME **boucles-imbriquées**
begin
J:=$\emptyset$
for each r **in** R
 for each s **in** S
  if r *et* s *sont joignables* **then** $J := J + \{r \bowtie s\}$
end

Exemple de jointure par boucles imbriquées



Analyse

La boucle s'effectue à deux niveaux :

1. Au niveau des **pages** pour les charger en mémoire.
2. Au niveau des **articles** des pages chargées en mémoire.

Du point de vue E/S, c'est la première phase qui compte. Si T_R et T_S représentent le nombre de pages de R et S respectivement, le coût de la jointure est :

$$T_R \times T_S$$

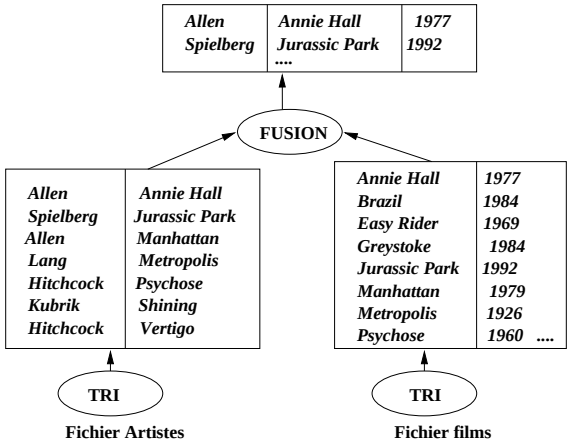
On ne tient pas compte dans l'évaluation du coût des algorithmes de jointure, du coût d'écriture du résultat sur disque, lequel dépend de la taille du résultat.

Jointure par tri-fusion

Soit l'expression $\pi_{R.Ap,S.Bq}(R \bowtie_{A_i=B_j} S)$.

Algorithme : **Projeter** R sur $\{A_p, A_i\}$
Trier R sur A_i
Projeter S sur $\{B_q, B_j\}$
Trier S sur B_j
Fusionner les deux listes triées.

On les parcourt en parallèle en joignant les n-uplets ayant même valeur pour A_i et B_j.



Jointure par tri-fusion : performance

Le coût est dominé par la phase de tri :

$$\mathcal{O}(|R| \times \log(|R|) + |S| \times \log(|S|)).$$

Dans la seconde phase, un simple parcours en parallèle suffit.
Cet algorithme est bien sûr particulièrement intéressant quand les données sont déjà triées en entrée.

Discussion

Pour des grandes relations et en l'absence d'index, la jointure par tri-fusion présente les avantages suivants :

1. **Efficacité** : bien meilleure que les boucles imbriquées.
2. **Manipulation de données triées** : facilite l'élimination de dupliqués ou l'affichage ordonné.
3. **Très général** : permet de traiter tous les types de θ-jointure

Jointure par hachage

Comme la jointure par tri-fusion, la jointure par hachage permet de limiter le nombre de comparaisons entre n-uplets.

1. Une des relations, R, est hachée sur l'attribut de jointure avec une fonction H.
2. La deuxième relation S est parcourue séquentiellement. Pour chaque n-uplet, on consulte la page indiquée par application de la fonction H et on regarde si elle contient des n-uplets de R. Si oui on fait la jointure limitée à ces n-uplets.

Jointure par hachage : algorithme

Pour une jointure $R \bowtie_{A=B} S$.

Pour chaque n-uplet r de R **faire**
    placer r dans la page indiquée par $H(r.A)$
Pour chaque n-uplet s de S **faire**
    calculer $H(s.B)$
    lire la page p indiquée par $H(s.B)$
    effectuer la jointure entre $\{s\}$ et les n-uplets de p

Jointure par hachage : discussion

Coût (en E/S), en supposant k articles par page et un tampon de 2 pages en memoire centrale (simplification):

1. Phase 1 : Coût du hachage de R :
   $T_R E + 2 \times k \times T_R E/S = \mathcal{O}(2 \times |R|)$ (pour chaque n-uplet il faut lire et écrire une page).
2. Phase 2 : Lecture de S : $T_S E + k \times T_S E = \mathcal{O}(|S|)$ (pour chaque page, on lit k pages de la relation hachée R).
3. Coût total $= ((1 + 2k) \times T_R) + ((1 + k) \times T_S) = \mathcal{O}(2 \times |R| + |S|)$

Il est préférable d'effectuer le hachage (phase 1) sur la plus petite des deux relations.
Si R tient en mémoire centrale, le coût se réduit à $T_R + T_S$.
Contrairement à la jointure par tri-fusion, la jointure par hachage n'est pas adaptée aux jointures avec inégalités.

Jointure avec une table indexée

1. On parcourt séquentiellement la table sans index (table directrice).
2. Pour chaque n-uplet, on recherche par l'index les n-uplets de la seconde relation qui satisfont la condition de jointure (traversée de l'index et accès aux nuplets de la seconde relation par adresse)

Boucles imbriquées avec une table indexée

ALGORITHME **boucles-imbriquées-index**
begin
$J{:=}\emptyset$
for each r **in** R
 for each s **in** $Index_{S_B}(r.A)$
  $J := J + \{r \bowtie s\}$
end

La fonction $Index_{S_B}(r.A)$ donne les nuplets de S dont l'attribut B a pour valeur $r.A$ en traversant l'index de S sur B
Coût : $\mathcal{O}(|R| \times log(|S|))$.

Jointure avec deux tables indexées

Si les deux tables sont indexées sur les deux attributs de jointure, on peut utiliser une variante de l'algorithme de tri-fusion :

1. On fusionne les deux index (déjà triés) pour constituer une liste (Rid, Sid) de couples d'adresses pour les articles satisfaisant la condition de jointure.
2. On parcourt la liste en accédant aux tables pour constituer le résultat.

Inconvénient : on risque de lire plusieurs fois la même page. En pratique, on préfère utiliser une boucle imbriquée en prenant la plus petite table comme table directrice.

Statistiques

Permettent d'ajuster le choix de l'algorithme. Par exemple :

1. Boucles imbriquées simples si les relations sont petites.
2. Balayage séquentiel au lieu de parcours d'index si la sélectivité est faible.

On suppose :

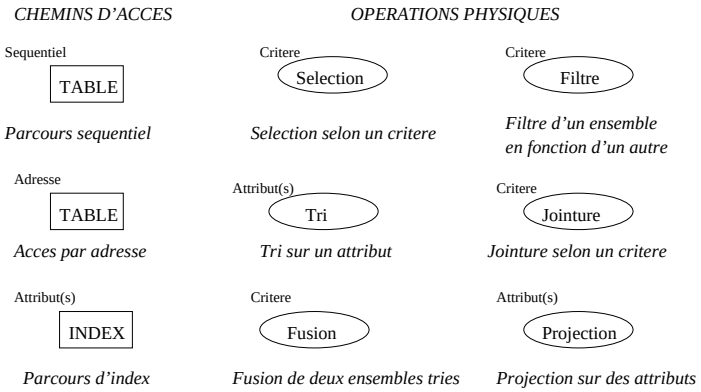
1. Soit l'existence d'un module récoltant périodiquement des statistiques sur la base
2. Soit l'estimation en temps réel des statistiques par échantillonnage.

Plans d'exécution

Le résultat de l'optimisation est un **plan d'exécution**: c'est un ensemble d'opérations de niveau intermédiaire, dit **algèbre "physique"** constituée :

1. De chemins d'accès aux données
2. D'opérations manipulant les données, (correspondant aux noeuds internes de l'arbre de requête).

Algèbre physique



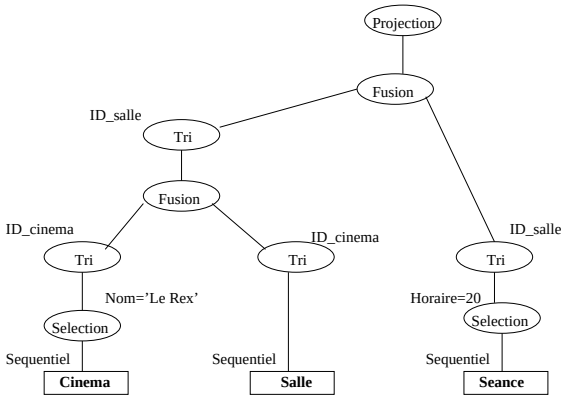
Exemple

Quels films passent au REX à 20 heures ?

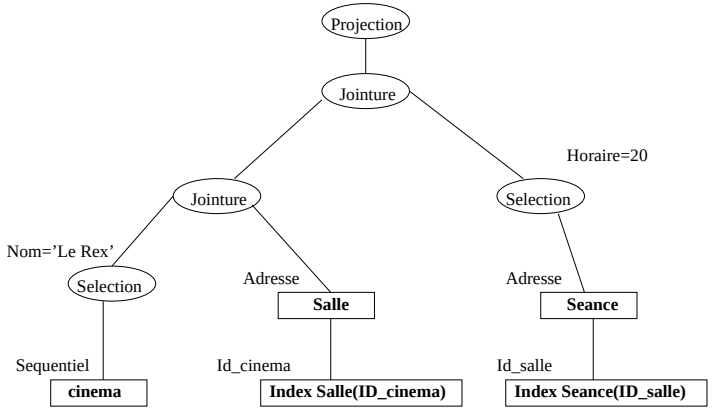
```
select Titre
  from Cinema, Salle, Seance
 where Cinema.nom = 'Le Rex'
   and Cinema.ID_cinema = Salle.ID_cinema
   and Salle.ID_salle=Seance.ID_salle
   and Seance.horaire='20'
```

La requête contient deux selections et deux jointures.

Sans index ni hachage



Avec un index sur les attributs de jointure



Plan du cours

En quoi consiste l'évaluation d'une requête

Le résultat de l'optimisation est un plan d'exécution, i.e. une séquence d'opérations à exécuter. On doit maintenant :

1. Appliquer les *techniques d'accès* appropriées pour chaque opération du plan d'exécution.
2. Gérer les *flots de données* entre chaque opération.

Les algorithmes, techniques d'accès et heuristiques mise en oeuvre relèvent de **l'évaluation de requêtes**.

Objectifs de l'évaluation de requêtes

Dans l'hypothèse d'une base centralisée, on cherche essentiellement à limiter le nombre d'entrées/sorties. La stratégie employée dépend cependant fortement du point de vue adopté :

1. Soit on cherche à obtenir le premier enregistrement le plus vite possible (exemple d'une application interactive).
2. Soit on cherche à minimiser le temps global d'exécution (exemple d'une application batch).

Selon le cas, le choix des algorithmes peut varier.

Exemple de référence

Vertigo	*1958*	*Metropolis*	*1926*
Annie Hall	*1977*	*Psychose*	*1960*
Brazil	*1984*	*Greystoke*	*1984*
Twin Peaks	*1990*	*Shining*	*1980*
Jurassic Park	*1992*	*Manhattan*	*1979*
Underground	*1995*	*Easy Rider*	*1969*

Les films

Spielberg	*Jurassic Park*
Hitchcock	*Psychose*
Allen	*Manhattan*
Lang	*Metropolis*
Hitchcock	*Vertigo*
Allen	*Annie Hall*
Kubrik	*Shining*

Les metteurs en scène

Techniques d'accès pour un parcours séquentiel

Systématiquement optimisé dans les SGBD en utilisant les techniques suivantes :

1. **Regroupement** des pages disques sur des espaces contigus (nommés **segments** ou **extensions**).
2. **Lecture à l'avance** : quand on lit une page, on prend également les n (typiquement $n = 7$ ou $n = 15$) suivantes dans le segment.

$\Rightarrow$ la taille de l'unité d'E/S dans un SGBD (buffer) est donc souvent un multiple de celle du gestionnaire de fichier sous-jacent (page).

Techniques d'accès pour un parcours d'index

La plupart des SGBD utilisent une des variantes de l'arbre B. Outre les recherches par clés et par intervalle, ils permettent :

1. D'éviter l'accès aux données quand la valeur recherchée est dans l'index.
2. De faire directement des comptages ou des tests d'existence.
3. Enfin on peut optimiser des opérations de sélection ou de jointure en manipulant les adresses stockées dans l'index.

On a toujours le même objectif : on veut éviter des échanges inutiles de pages.

Parcours d'index : éviter les lectures multiples

Soit la requête suivante, en supposant un index sur Année :

```
SELECT titre
  FROM Film
 WHERE année IN (1956, 1934, 1992, 1997)
```

- Implantation simple : on recherche dans l'index les adresses pour chaque valeur du **IN** et on lit l'enregistrement.
- Implantation optimisée :
  1. On recherche dans l'index **toutes** les adresses pour **toutes** les valeurs du **IN**.
  2. On regroupe l'ensemble d'adresses par numéro de page.
  3. On lit les pages et on extrait les enregistrements

Parcours d'index : regroupement d'adresses avec zone tampon

L'optimisation précédente a permis de ne pas lire deux fois la même page.
Mais elle impose d'attendre qu'on ait lu toutes les adresses avant d'afficher le résultat.
On peut appliquer une technique intermédiaire utilisant une zone tampon T :

1. On lit les adresses et on les place (triées) dans T.
2. Dès qu'il faut fournir une donnée, ou que T est plein, on lit la page la plus référencée.

Cette technique peut être utilisée pour des jointures.

Techniques d'accès : gestion d'un buffer

Problème très complexe : essayer de conserver en mémoire une page susceptible d'être réutilisée "prochainement".
Le programme exécutant la requête ne demande pas lui-même la lecture, mais s'adresse au *buffer manager* du SGBD. Les concepts essentiels sont :

1. **Page statique** : la page reste en mémoire jusqu'à ce qu'on demande au *buffer manager* de la libérer.
2. **Page volatile** : la page est à la disposition du *buffer manager*.

Évaluation d'un tri

Le tri est une opération fréquente. On l'utilise par exemple :

1. Pour afficher des données ordonnées (clause ORDER BY).
2. Pour éliminer des doublons ou faire des agrégats.
3. Pour certains algorithmes de jointure (tri-fusion).

L'algorithme utilisé dans les SGBD est le **tri par fusion** (*MERGE SORT*).

Rappels sur l'algorithme de tri-fusion

On applique la stratégie dite "diviser pour régner". Elle consiste à :

1. **Diviser** récursivement de problème jusqu'à obtenir des sous-problèmes trivialement résolubles.
2. **Fusionner** récursivement les solutions des sous-problèmes.

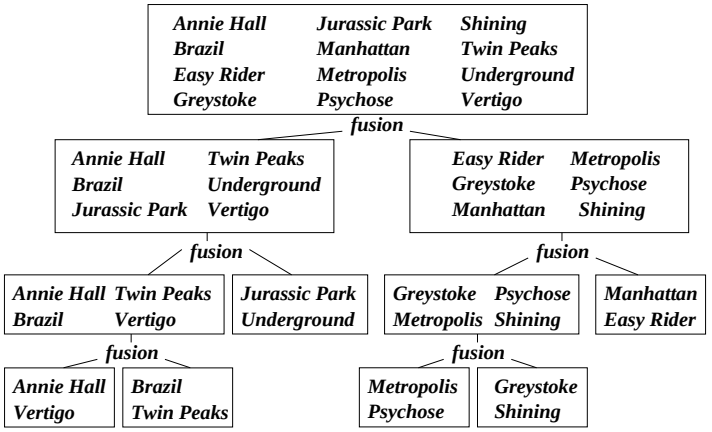
NB : quand on peut faire le tri en mémoire centrale, on utilise plutôt le **tri rapide** (*Quicksort*).

Fusion de deux tables triées

Soit deux tables R et S triées sur les attributs A et B respectivement. On les fusionne en effectuant un parcours parallèle (comme dans la jointure par tri-fusion).

```
Algorithme Fusionner(R,S)
begin
  x := premier n-uplet de R; y := premier n-uplet de S
  while il reste un n-uplet dans R ou dans S
        if x.A < x.B then
          Ecrire x; x := n-uplet suivant de R
  else
          Ecrire y; y := n-uplet suivant de S
end
```

Exemple de tri-fusion sur le fichier des films



Tri-fusion dans un contexte SGBD

Dans un contexte SGBD, on fixe les paramètres du tri-fusion de la manière suivante :

1. On s'arrête de diviser quand on peut trier en mémoire centrale. Donc la taille M de la mémoire disponible détermine la taille des sous-problème triviaux.
2. Dans la phase de fusion, le facteur de division est $F = (M/B) - 1$ où B est la taille d'un buffer (page) de lecture/écriture. On a F buffers en lecture et 1 en écriture.

Algorithme de tri-fusion (externe) dans un SGBD

Soit M la mémoire disponible, B la taille d'un buffer de lecture/écriture et E la taille du fichier d'entrée.
Etape 0:

- Lire récursivement le fichier d'entrée en ségments de taille $T \leq M$.
- Trier chaque ségment en mémoire central avec *Quicksort*.
- Ecrire chaque ségment trié sur disque après.

On obtient $S_0 = \lceil E/M \rceil$ ségments triés.

Algorithme de tri-fusion (externe) dans un SGBD

Etape i>0:

- On fusionne $F = \lfloor (M/B) - 1 \rfloor$ ségments triés simultanément (M/B = nombre de buffers).
- On obtient $S_i = S_{i-1}/F$ ségments triés sur disque.

Il y a $L = log_F(S_0)$ étapes de fusion.

Exemple

Supposons qu'un article de *Films* occupe $8KO$. Le fichier de 12 films occupe $E = 96KO$. On dispose de $M = 16KO$ en mémoire et un buffer est de taille $B = 4KO$. Donc il y a au maximum 4 buffers :

1. L'étape 0 génère 6 ségments triés de taille $T = 16KO$.
2. Pour les étapes suivantes on dispose de $F = (16/4) - 4 = 3$ buffers en lecture. Donc on on obtient le résultat final après deux étapes de fusion et l'étape 0.

Coût d'une opération de tri

L'analyse donne :

1. L'étape 0 consiste en une lecture **et** une écriture de tous les n-uplets du fichier.
2. Chaque étape de fusion consiste en une lecture **et** une écriture de tous les n-uplets du fichier.

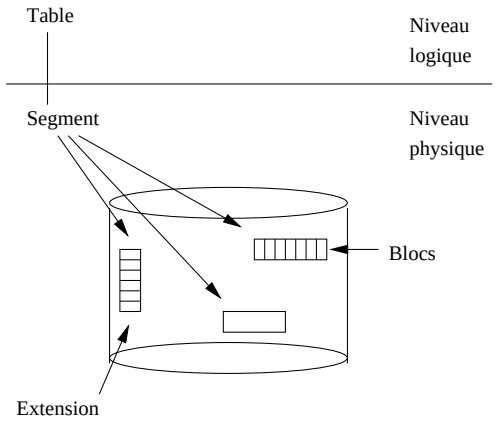
D'où un coût global de $2 \times (L + 1) \times E$.
NB : ce type de formule est utilisé dans un modèle de coût.

Représentation physique des données dans ORACLE V7

Les principales structures physiques utilisées dans ORACLE sont :

1. Le **bloc** est l'unité physique d'E/S (entre 1KO et 8KO). La taille d'un bloc ORACLE est un multiple de la taille des blocs (pages) du système sous-jacent.
2. L'**extension** est un ensemble de blocs *contigus* contenant un même type d'information.
3. Le **segment** est un ensemble d'extensions stockant un objet logique (une table, un index ...).

Tables, segments, extensions et blocs



Le segment ORACLE

Le segment est la zone physique contenant un objet logique. Il existe quatre types de segments :

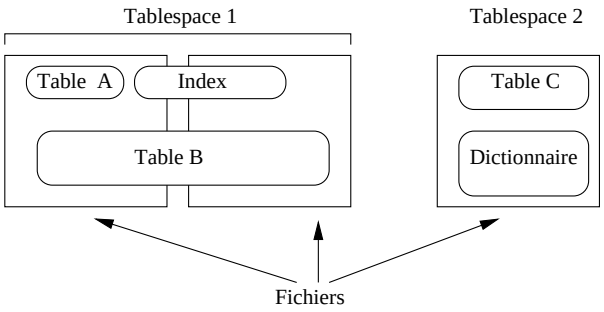
1. Le segment de données (pour une table ou un *cluster*).
2. Le segment d'index.
3. Le *rollback segment* utilisé pour les transactions.
4. Le segment temporaire (utilisé pour les tris par exemple).

Base ORACLE, fichiers et *TABLESPACE*

1. **Physiquement**, une base ORACLE est un ensemble de fichiers.
2. **Logiquement**, une base est divisée par l'administrateur en *tablespace*. Chaque *tablespace* consiste en un ou plusieurs fichiers.

La notion de *tablespace* permet :

1. De contrôler l'emplacement physique des données. (par ex. : le dictionnaire sur un disque, les données utilisateur sur un autre).
2. de faciliter la gestion (sauvegarde, protection, etc).



Stockage des données

Il existe deux manières de stocker une table :

1. **Placement indépendant :** Les segments sont automatiquement alloués à la table. Il est possible de spécifier des paramètres pour la création d'un nouveau segment :
   1.1 Sa taille initiale.
   1.2 Le pourcentage d'espace libre dans chaque bloc.
   1.3 La taille des extensions.
2. **Dans un** *cluster*.

TABLESPACE : définition

Exemple : Création d'un "tablespace" *tabspace_2* dans le fichier *diska:tabspace_file2.dat* de taille 20MO :

```
CREATE TABLESPACE tabspace_2
  DATAFILE 'diska:tabspace_file2.dat' SIZE 20M
  DEFAULT STORAGE (INITIAL 10K NEXT 50K
                   MINEXTENTS 1 MAXEXTENTS 999
                   PCTINCREASE 20)
  ONLINE
```

La taille de la première extension est 10KO, de la deuxième extension 50KO avec un taux de croissement de 20% pour les extensions suivantes : 60KO, 72KO, 86.4KO, ... (défaut: 50%)

CREATE TABLE

Exemple : Création d'une table *salgrade* dans le tablespace *tabspace_2* :

```
CREATE TABLE salgrade (
   grade NUMBER PRIMARY KEY USING INDEX TABLESPACE users_a
   losal NUMBER,
   hisal NUMBER )
  TABLESPACE tabspace_2
  PCTFREE 10 PCTUSED 75
```

L'index est stocké dans le "tablespace" *users_a*. Pour les données, 10% dans chaque bloc sont réservés pour les mise-à-jours. On insère des n-uplets dans un bloc si l'espace occupé descend en dessous de 75%.

Stockage des n-uplets

En règle générale un n-uplet est stocké dans un seul bloc. L'adresse physique d'un n-uplet est le *ROWID* qui se décompose en trois parties :

1. Le numéro du n-uplet dans la page disque.
2. Le numéro de la page, relatif au **fichier** dans lequel se trouve le n-uplet.
3. Le numéro du fichier.

Exemple : $\overbrace{00000DD5}^{bloc}.\overbrace{000}^{row}.\overbrace{001}^{file}$ est l'adresse du premier n-uplet de la page DD5 dans le premier fichier.

Structures de données pour l'optimisation

ORACLE 7 propose trois structures pour l'optimisation de requêtes :

1. Les index.
2. Les "regroupements" de tables (ou *cluster*).
3. Le hachage.

Les index ORACLE

On peut créer des index sur tout attribut (ou tout ensemble d'attributs) d'une table. ORACLE utilise l'arbre B+.

1. Les noeuds contiennent les valeurs de l'attribut (ou des attributs) clé(s).
2. Les feuilles contiennent chaque valeur indexée et le *ROWID* correspondant.

Un index est stocké dans un segment qui lui est propre. On peut le placer par exemple sur un autre disque que celui contenant la table.

Les *clusters*

Le *cluster* (regroupement) est un structure permettant d'optimiser les jointures. Par exemple, pour les tables *CINEMA* et *SALLE* qui sont fréquemment jointes sur l'attribut $ID - Cinema$:

1. On groupe les n-uplets de *CINEMA* et de *SALLE* ayant même valeur pour l'attribut $ID - cinema$.
2. On stocke ces groupes de n-uplets dans les pages d'un segment spécial de type *cluster*.
3. On crée un index sur $ID - cinema$.

Clé de regroupement (ID−cinéma)	**Nom−cinéma**	**Adresse**	
1209	Le Rex	2 Bd Italiens	
	ID−salle	**Nom−salle**	**Capacité**
	1098	Grande Salle	450
	298	Salle 2	200
	198	Salle 3	120
1210	**Nom−cinéma**	**Adresse**	
	Kino	243 Bd Raspail	
	ID−salle	**Nom−salle**	**Capacité**
	980	Salle 1	340
	...	...	...

CREATE CLUSTER (index cluster)

On définit un *index cluster* décrivant les caractéristiques physiques de la table :

```
CREATE CLUSTER cluster-cinema (ID-cinéma NUMBER(10))
   SIZE 2K
   INDEX
   STORAGE (INITIAL 100K NEXT 50K)
```

SIZE est la taille de toutes les données pour une clé donnée.
Il faut explicitement créer un index pour le cluster :

```
CREATE INDEX ind_cin ON CLUSTER cluster-cinema
```

CREATE TABLE

On fait référence au *cluster* pendant la création des tables :

```
CREATE TABLE Cinema (
   id-cinema NUMBER(10) PRIMARY KEY,
   nom-cinema VARCHAR(32), adresse VARCHAR(64))
 CLUSTER cluster-cinéma(id-cinema);

CREATE TABLE Salle (
   id-cinema NUMBER(10),
   id-salle NUMBER(3),
   nom-salle VARCHAR(32), capacite NUMBER)
 CLUSTER cluster-cinéma(id-cinema);
```


Le hachage (hash cluster)

On définit un *hash cluster* décrivant les caractéristiques physiques de la table :

```
CREATE CLUSTER hash-cinéma (ID-cinéma NUMBER(10))
   HASH IS ID-cinéma HASHKEYS 1000 SIZE 2K
```

HASH IS (optionnel) spécifie la clé à hacher.
HASHKEYS est le nombre de valeurs de la clé de hachage.
SIZE est la taille des données pour une clé donné (taille d'un n-uplet si la clé de hachage est la clé de la table). ORACLE détermine le nombre de pages allouées, ainsi que la fonction de hachage. On fait référence au *hash cluster* en créant une table.

Optimisation : l'exemple de ORACLE Version 7

Plan de la présentation :

1. Optimisation : principes et outils d'analyse.
2. Présentation sur des exemples.

L'optimiseur

L'optimiseur ORACLE suit une approche classique :

1. Génération de plusieurs plans d'exécution.
2. Estimation du coût de chaque plan généré.
3. Choix du meilleur et exécution.

Estimation du coût d'un plan d'exécution

Beaucoup de paramètres entrent dans l'estimation du coût :

1. Les chemins d'accès disponibles.
2. Les opérations physiques de traitement des résultats intermédiaires.
3. Des statistiques sur les tables concernées (taille, sélectivité). Les statistiques sont calculées par appel explicite à l'outil ANALYSE.
4. Les ressources disponibles.

Les chemins d'accès

1. **Parcours séquentiel** (*FULL TABLE SCAN*).
2. **Par adresse** (*ACCESS BY ROWID*).
3. **Parcours de regroupement** (*CLUSTER SCAN*). On récupère alors dans une même lecture les n-uplets des 2 tables du *cluster*.
4. **Recherche par hachage** (*HASH SCAN*).
5. **Parcours d'index** (*INDEX SCAN*).

Opérations physiques

Voici les principales :

1. *INTERSECTION* : intersection de deux ensembles de n-uplets.
2. *CONCATENATION* : union de deux ensembles.
3. *FILTER* : élimination de n-uplets (sélection).
4. *PROJECTION* : opération de l'algèbre relationnelle.

D'autres opérations sont liées aux algorithmes de jointures.

Algorithmes de jointure sous ORACLE

ORACLE utilise trois algorithmes de jointure :

1. **boucles imbriquées** quand il y a au moins un index.
   Opération *NESTED LOOP*.
2. **Tri/fusion** quand il n'y a pas d'index.
   Opération *SORT* et *MERGE*.
3. Enfin, en présence d'un *join cluster*, on fait une recherche avec l'index du *cluster*, puis un accès au *cluster* lui-même.

L'outil EXPLAIN

L'outil EXPLAIN donne le plan d'exécution d'une requête. La description comprend :

1. Le chemin d'accès utilisé.
2. Les opérations physiques (tri, fusion, intersection, ...).
3. L'ordre des opérations. Il est représentable par un arbre.

EXPLAIN par l'exemple : schéma de la base

CINEMA (ID-cinéma*, Nom, Adresse);

SALLE (ID-salle*, Nom, Capacité, ID-cinéma+);

FILM (ID-film, Titre, Année, ID-réalisateur+)

SEANCE (ID-séance*, Heure-début, Heure-fin, ID-salle+,ID-film

ARTISTE (ID-artiste*, Nom, Date-naissance)

Attributs avec une * : index unique.
Attributs avec une + : index non unique.

Interprétation d'une requête par EXPLAIN

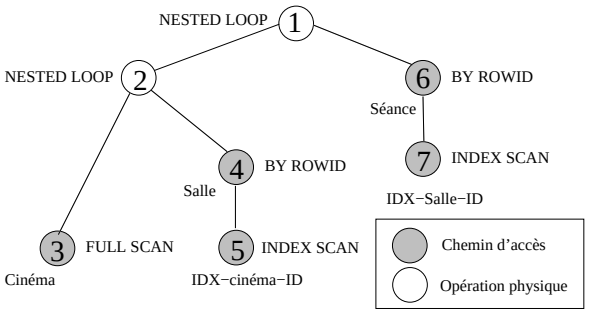
Reprenons l'exemple : Quels films passent aux Rex à 20 heures ?

```
EXPLAIN PLAN SET statement-id = 'cin'
FOR     SELECT ID-film
        FROM   Cinéma, Salle, Séance
        WHERE  Cinéma.ID-cinéma = Salle.ID-cinéma
        AND    Salle.ID-salle = Séance.ID-salle
        AND    Cinéma.nom = 'Le Rex'
        AND    Séance.heure-début = '20H'
```


Plan d'exécution donné par EXPLAIN

```
0 SELECT STATEMENT
  1 NESTED LOOP
    2 NESTED LOOPS
      3 TABLE ACCESS FULL CINEMA
      4 TABLE ACCESS BY ROWID SALLE
        5 INDEX RANGE SCAN IDX-CINEMA-ID
    6 TABLE ACCESS BY ROWID SEANCE
      7 INDEX RANGE SCAN IDX-SALLE-ID
```

Représentation arborescente du plan d'exécution



Quelques remarques sur EXPLAIN

EXPLAIN utilise un ensemble de primitives que nous avons appelé "algèbre physique": des opérations comme le tri n'existent pas au niveau relationnel. D'autres opérations de l'algèbre relationnelle sont regroupées en une seule opération physique.

- Par exemple, la sélection sur l'horaire des séances est effectuée en même temps que la recherche par ROWID (étape 6).

Exemple : sélection sans index

```
SELECT * FROM cinéma WHERE  nom = 'Le Rex'
```

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 TABLE ACCESS FULL CINEMA
```


Sélection avec index

```
SELECT * FROM cinéma WHERE  ID-cinéma = 1908
```

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 TABLE ACCESS BY ROWID CINEMA
    2 INDEX UNIQUE SCAN IDX-CINEMA-ID
```

Sélection conjonctive avec un index

```
SELECT capacité FROM Salle
WHERE  ID-cinéma =187 AND nom = 'Salle 1'
```

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 TABLE ACCESS BY ROWID SALLE
    2 INDEX RANGE SCAN IDX-SALLE-CINEMA-ID
```


Sélection conjonctive avec deux index

```
SELECT  nom FROM   Salle
 WHERE ID-cinéma = 1098 AND capacité = 150
```

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 TABLE ACCESS BY ROWID SALLE
    2 AND-EQUAL
      3 INDEX RANGE SCAN IDX-SALLE-CINEMA-ID
      4 INDEX RANGE SCAN IDX-CAPACITE
```


Sélection disjonctive avec index

SELECT nom FROM Salle
WHERE ID-cinéma = 1098 OR capacité > 150

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 CONCATENATION
    2 TABLE ACCESS BY ROWID SALLE
      3 INDEX RANGE SCAN IDX-CAPACITE
    4 TABLE ACCESS BY ROWID SALLE
      5 INDEX RANGE SCAN IDX-SALLE-CINEMA-ID
```


Sélection disjonctive avec et sans index

```
SELECT  nom FROM   Salle
WHERE   ID-cinema = 1098 OR nom = 'Salle 1'
```

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 TABLE ACCESS FULL SALLE
```

Jointure avec index

```
SELECT Cinéma.nom,capacité FROM cinéma, salle
WHERE  Cinéma.ID-cinéma = salle.ID-cinéma
```

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 NESTED LOOPS
    2 TABLE ACCESS FULL SALLE
    3 TABLE ACCESS BY ROWID CINEMA
      4 INDEX UNIQUE SCAN IDX-CINEMA-ID
```


Jointure et sélection avec index

SELECT Cinéma.nom,capacité FROM Cinéma, Salle
WHERE Cinema.ID-cinéma = salle.ID-cinéma
AND capacité $>$ 150

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 NESTED LOOPS
    2 TABLE ACCESS BY ROWID SALLE
      3 INDEX RANGE SCAN IDX-CAPACITE
    4 TABLE ACCESS BY ROWID CINEMA
      5 INDEX UNIQUE SCAN IDX-CINEMA-ID
```


Jointure sans index

```
SELECT titre
FROM Film, Séance
WHERE  Film.ID-film  = Séance.ID-film
AND     heure-début = '14H00'
```

Plan d'exécution :

```
0 SELECT STATEMENT
  1 MERGE JOIN
    2 SORT JOIN
      3 TABLE ACCESS FULL SEANCE
    4 SORT JOIN
      5 TABLE ACCESS FULL FILM
```


Différence

Dans quel cinéma ne peut-on voir de film après 23H ?

```
SELECT Cinéma.nom
FROM   Cinéma, Salle
WHERE  Cinéma.ID-cinéma = Salle.ID-cinéma
AND    NOT EXISTS (SELECT * FROM séance
                   WHERE Salle.ID-salle = Séance.ID-salle
                   AND heure-fin > '23H00')
```

Plan d'exécution donné par EXPLAIN

```
0 SELECT STATEMENT
  1 FILTER
    2 NESTED LOOPS
      3 TABLE ACCESS FULL SALLE
      4 TABLE ACCESS BY ROWID CINEMA
        5 INDEX UNIQUE SCAN IDX-CINEMA-ID
    6 TABLE ACCESS BY ROWID SEANCE
      7 INDEX RANGE SCAN IDX-SEANCE-SALLE-ID
```


1. La notion de transaction

Modèle de base de données

- BD centralisée, accès concurrent de plusieurs programmes
- modèle simplifié
  - BD = ensemble d'*enregistrements* nommés
    Ex. **x**: 3 ; **y**: "Toto" ; **z**: 3.14 ...
  - *opérations* sur les enregistrements: lecture, écriture, création

Programmes et transactions

- exécution d'un programme accédant à la BD → séquence d'opérations sur les enregistrements
- opérations : lecture (val=*Read*(x)), écriture (*Write*(x, val))
- découpage en *transactions*

Transaction

- opérations de contrôle de transaction : *Start* (démarrage), *Commit* (validation), *Abort* (annulation)
- transaction = séquence d'opérations qui démarre par *Start* et se termine par *Commit* ou par *Abort*
- cohérence logique (maxi-opération), unité d'annulation

Exemple: programme de crédit d'un compte bancaire

```
Crédit (Enreg compte; Val montant)
    Val temp;
begin Start;
        temp = Read(compte);
        Write(compte, temp+montant);
        Commit;
end;
```

- les entrées du programme: le compte (enregistrement) et le montant du crédit (valeur)
- l'exécution du programme → transaction
- plusieurs exécutions concurrentes du même programme possibles

Exemple: transfert entre deux comptes

```
Transfert (Enreg source, dest; Val montant)
    Val temp;
begin Start;
        temp = Read(source);
        if temp < montant then Abort;
        else Write(source, temp-montant);
                temp = Read(dest);
                Write(dest, temp+montant); Commit;
        end if;
end;
```

- l'exécution peut produire des transactions différentes:
  1. *Start*, *Read*(source), *Abort*
  2. *Start*, *Read*(source), *Write*(source), *Read*(dest), *Write*(dest), *Commit*

Mise-à-jour de la BD

Deux variantes:

- *immédiate*: modification immédiate de la BD, visible par les autres transactions
- *différée*: chaque transaction travaille sur des copies, avec mise-à-jour de la BD à la fin de la transaction

Hypothèse: mise-à-jour immédiate

Propriétés des transactions (*ACID*)

Atomicité: une transaction doit s'exécuter en totalité, une exécution partielle est inacceptable

- une transaction interrompue doit être annulée (Abort)

Cohérence: respect des contraintes d'intégrité sur les données

- solde(compte) ≥ 0; solde(source) + solde(dest) = *const*
- une transaction modifie la BD d'un état initial cohérent à un état final cohérent
- pendant la transaction, l'état peut être incohérent!

Isolation: une transaction ne voit pas les effets des autres transactions en cours d'exécution

- la transaction s'exécute comme si elle était seule
- objectif: exécution concurrente des transactions équivalente à une exécution en série (non-concurrente)

Durabilité: les effets d'une transaction validée par Commit sont permanents

- on ne doit pas annuler une transaction validée

Concurrence

- plusieurs transactions s'exécutent en même temps
- le système exécute les opérations en séquence!
- concurrence = entrelacement des opérations de plusieurs transactions

Notation

- transaction T_i = séquence d'opérations
- opérations $r_i[x]$, $w_i[x]$, a_i, c_i
- remarque: les valeurs lues ou écrites ne comptent pas ici!
- la séquence se termine par a_i ou c_i, qui n'apparaissent jamais ensemble

Exemple :

$\mathbf{T}_1$: $r_1[x]$ $w_1[x]$ c_1 (crédit)
$\mathbf{T}_2$: $r_2[x]$ $w_2[x]$ $r_2[y]$ $w_2[y]$ c_2 (transfert)
$\mathbf{T}_3$: $r_3[x]$ a_3 (transfert impossible)

Exécution concurrente (histoire)

- séquence d'opérations de plusieurs transactions
- entrelacement des opérations des transactions
- histoire complète: les transactions sont entrières

Exemple :

$\mathbf{H}_1$: $r_1[x]$ $r_2[x]$ $w_2[x]$ $r_2[y]$ $w_1[x]$ $w_2[y]$ c_2 c_1 (crédit + transfert, histoire complète)
$\mathbf{H}_2$: $r_1[x]$ $r_2[x]$ $w_2[x]$ $r_2[y]$ (histoire incomplète)

2. Contrôle de concurrence

Objectifs

- concurrence = entrelacement des opérations des transactions
- concurrence parfaite: toute opération est exécutée dès son arrivée dans le système
- problème: tout entrelacement n'est pas acceptable
- *objectif*: exécution correcte en respectant les propriétés ACID

Problèmes de concurrence

1. Perte d'une mise à jour

Ex. T_1:*Crédit(x, 100)*=$r_1[x]\ w_1[x]\ c_1$ T_2:Crédit(x, 50)=$r_2[x]\ w_2[x]\ c_2$
au début, x=200

- H = $\underline{r_1[x]_{x:200}}\ r_2[x]_{x:200}\ \underline{w_1[x]_{x:300}}\ w_2[x]_{x:250}\ \underline{c_1}\ c_2$
- Résultat: x=250 au lieu de x=350 ($w_1[x]$ est perdu car la lecture dans T_2 n'y tient pas compte)

- Problème de cohérence à cause d'une **lecture non-répétable**
- Une fois une donnée lue, une transaction devrait retrouver la même valeur plus tard
- Ici T_2 lit x=200, mais après $w_1[x]$, x devient 300

2. Dépendances non-validées

Ex. Les mêmes transactions, mais T_1 est annulée

- H = $\underline{r_1[x]_{x:200}}\ \underline{w_1[x]_{x:300}}\ r_2[x]_{x:300}\ w_2[x]_{x:350}\ c_2\ \underline{a_1}$
- $r_2[x]$ utilise la valeur non-validée de x écrite par $w_1[x]$
- L'annulation de T_1 impose l'annulation de T_2, qui est validée!
- Problème de durabilité à cause de la **lecture d'une valeur non-validée** ("lecture sale")

3. Analyse incohérente

Ex. T_1= transfert $x \rightarrow y$ de 50; T_2= calcul dans z de la somme $x + y$
au début, x=200, y=100

- $T_1 = r_1[x]\ w_1[x]\ r_1[y]\ w_1[y]\ c_1$; $T_2 = r_2[x]\ r_2[y]\ w_2[z]\ c_2$
- H = $\underline{r_1[x]_{x:200}}\ \underline{w_1[x]_{x:150}}\ r_2[x]_{x:150}\ r_2[y]_{y:100}\ w_2[z]_{z:250}\ c_2\ \underline{r_1[y]_{y:100}}\ \underline{w_1[y]_{x:150}}\ \underline{c_1}$
- Résultat: z=250 au lieu de z=300 ($r_2[x]$ est influencé par T_1, mais $r_2[y]$ non)
- Problème de cohérence à cause de la **lecture d'une valeur non-validée** ("lecture sale")

4. Objets fantômes

- similaire à l'analyse incohérente, mais produit par la création/suppression d'enregistrements (**objets fantômes**)
- traité plus loin dans le cours

5. Ecritures incohérentes

Ex.Ecriture d'un même solde dans deux comptes
T_1= écriture de 100 dans x et y; T_2= écriture de 200 dans x et y

- $T_1 = w_1[x]\ w_1[y]\ c_1$; $T_2 = w_2[x]\ w_2[y]\ c_2$
- H = $\underline{w_1[x]_{x:100}}\ w_2[x]_{x:200}\ w_2[y]_{y:200}\underline{w_1[y]_{y:100}}\ \underline{c_1}\ c_2$
- Résultat: $x \neq y$! ($x = 200$, $y = 100$)
- Problème de cohérence à cause de l'**écriture sur des données non-validées**

Contrôle de concurrence

- *solution*: algorithmes de réordonnancement des opérations
- critère de correction utilisé: *exécution sérialisable*
  (équivalente à une execution en série *quelconque* des transactions)

Remarques

- réordonnancer ⇒ retarder certaines opérations
- objectif : un maximum de concurrence, donc un minimum de retards
- *l'ordre des opérations dans chaque transaction doit être respecté* !

3. Le problème des annulations

Annuler dans la BD les effets d'une transaction T ⟺

- annuler les effets de T (les écritures)
- annuler les transactions qui utilisent les écritures de T (dépendances non-validées)

Conclusion: une transaction validée risque encore d'être annulée

Types d'exécutions concurrentes par rapport à l'annulation

- exécution recouvrable
- exécution qui évite les annulations en cascade
- exécution stricte

Exécution recouvrable = ne permet pas d'annuler une transaction validée

Ex. $w_1[x]\ r_2[x]\ w_2[y]\ c_2\ a_1$ (a_1 oblige l'annulation de T_2, qui est validée)

Définitions:

- T_2 lit x de T_1: T_2 lit la valeur écrite par T_1 dans x
- T_2 lit de T_1: T_2 lit au moins un enregistrement de T_1

Solution: si T_2 lit de T_1, alors T_2 doit valider après T_1
⇒ *retardement des Commit*
(dans l'exemple, retardement de c_2 après la fin de T_1)

Éviter les annulations en cascade

- exemple précédent: même si c_2 est retardé, T_2 sera quand même annulée à cause de T_1 → annulation en cascade
  Ex. $w_1[x]\ r_2[x]\ w_2[y]\ a_1$ (a_1 oblige a_2)
- l'annulation d'une transaction, même non validée, est génante
- *solution*: T_2 ne doit lire qu'à partir de transactions validées

⇒ *retardement des lectures*
(dans l'exemple, retardement de $r_2[x]$ après la fin de T_1)

Exécution stricte

= évite les annulations en cascade + annulation simple des écritures

- l'annulation des écritures: par restauration des images avant
- image avant de x par rapport à w[x] = valeur de x avant l'écriture

Problèmes de restauration des images avant

Ex. $w_1[x, 2]$ $w_2[x, 3]$ a_1 a_2 (au début x=1)
image avant($w_1[x]$)=1, image avant($w_2[x]$)=2
a_1 restaure x=1 : erreur, ne tient pas compte de $w_2[x, 3]$
a_2 restaure x=2 : erreur, cette valeur est déjà annulée

- *solution*: $w_2[x]$ attend la fin de tout T_i qui a écrit x

$\Rightarrow$ *retardement lectures + écritures*
(dans l'exemple, retardement de $w_2[x]$ après la fin de T_1)

4. Tolérance aux pannes

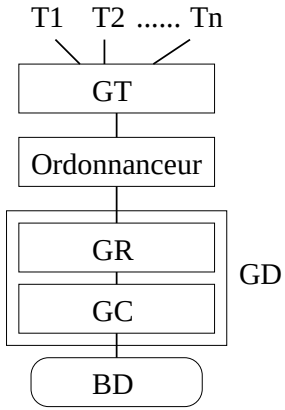
Mémoire SGBD = Mémoire stable (disque) + Mémoire volatile

Catégories de pannes

- **de transaction**: annulation de la transaction
- **de système**: perte du contenu de la mémoire volatile
  - opération *Restart*: restaurer l'état cohérent de la BD avant la panne
  - journalisation
- **de support physique**: perte contenu mémoire stable
  - duplication par mirroring, archivage

5. Modèle abstrait de la BD

BD centralisée, transactions concurrentes:



Composantes

- **Gestionnaire de transactions** (GT): reçoit les transactions et les prépare pour exécution
- **Ordonnanceur** (Scheduler): contrôle l'ordre d'exécution des opérations (séquences sérialisables et recouvrables)
- **Gestionnaire de reprise** (GR): Commit + Abort
- **Gestionnaire du Cache** (GC): gestion de la mémoire volatile et de la mémoire stable

GR + GC = GD (**Gestionnaire de données**): assure la tolérance aux pannes

1. Théorie de la sérialisabilité

Objectif du contrôle de concurrence

= produire une exécution *sérialisable* des transactions

Exécution sérialisable : équivalente à une exécution en série *quelconque* des transactions

Exécution en série

- transactions exécutées l'une après l'autre (aucun entrelacement)

Ex. au début x=200; T_1= crédit x de 100; T_2= crédit x de 50
$H_1 = T_1T_2 = r_1[x]_{x:200}\ w_1[x]_{x:300}\ c_1\ r_2[x]_{x:300}\ w_2[x]_{x:350}\ c_2$
$H_2 = T_2T_1 = r_2[x]_{x:200}\ w_2[x]_{x:250}\ c_2\ r_1[x]_{x:250}\ w_1[x]_{x:350}\ c_1$

Équivalence de deux exécutions (histoires)

1. Avoir les mêmes transactions et les mêmes opérations
2. Produire le même effet sur la BD (écritures)
3. Produire le même effet dans les transactions (lectures)

Ex. $H_1 \not\equiv H_2$ (conditions 1 et 2 respectées, mais pas 3)

Conflit

Def. $\mathbf{p_i[x]}$ et $\mathbf{q_j[y]}$ sont en conflit $\Longleftrightarrow$

- $i \neq j$, x=y (transactions différentes, même enregistrement)
- $p_i[x]\ q_j[x]$ n'a pas le même effet que $q_j[x]\ p_i[x]$

Remarques

- conflit = l'inverse de la commutativité
- commutativité = même effet sur la BD **et** sur les transactions
- conflits: $w_i[x]$-$w_j[x]$, $r_i[x]$-$w_j[x]$, $w_i[x]$-$r_j[x]$
- seul le couple $r_i[x]$-$r_j[x]$ n'est pas en conflit

Critère d'équivalence basé sur les conflits

- Avoir les mêmes transactions et les mêmes opérations
- *Avoir le même ordre des opérations conflictuelles dans les transactions non-annulées*

Ce dernier critère:

- couvre les conditions 2 et 3 de la définition
- est plus strict, mais plus facile à vérifier que 2 et 3

Ex. $H_1 \not\equiv H_2$ (H_1: $r_1[x]$ - $w_2[x]$; H_2: $w_2[x]$ - $r_1[x]$)

Exemple

T_1: $r_1[x]$ $w_1[y]$ $w_1[x]$ c_1 T_2: $w_2[x]$ $r_2[y]$ $w_2[y]$ c_2

H_1: $r_1[x]$ $w_2[x]$ $w_1[y]$ $r_2[y]$ $w_1[x]$ $w_2[y]$ c_1 c_2
conflits: $r_1[x]$ - $w_2[x]$, $w_2[x]$ - $w_1[x]$, $w_1[y]$ - $r_2[y]$, $w_1[y]$ - $w_2[y]$

H_2: $r_1[x]$ $w_1[y]$ $w_2[x]$ $w_1[x]$ c_1 $r_2[y]$ $w_2[y]$ c_2
conflits: $r_1[x]$ - $w_2[x]$, $w_2[x]$ - $w_1[x]$, $w_1[y]$ - $r_2[y]$, $w_1[y]$ - $w_2[y]$

$\Longrightarrow H_2 \equiv H_1$

H_3: $w_2[x]$ $r_2[y]$ $r_1[x]$ $w_2[y]$ $w_1[y]$ c_2 $w_1[x]$ c_1
conflits: $w_2[x]$ - $r_1[x]$, $w_2[x]$ - $w_1[x]$, $r_2[y]$ - $w_1[y]$, $w_2[y]$ - $w_1[y]$

$\Longrightarrow H_3 \not\equiv H_1$

H_4: $w_2[x]$ $r_2[y]$ $w_2[y]$ c_2 $r_1[x]$ $w_1[y]$ $w_1[x]$ c_1 (histoire sériale)
conflits: $w_2[x]$ - $r_1[x]$, $w_2[x]$ - $w_1[x]$, $r_2[y]$ - $w_1[y]$, $w_2[y]$ - $w_1[y]$

$\Longrightarrow H_4 \equiv H_3 \Longrightarrow H_3$ sérialisable

Théorème de sérialisabilité

Graphe de sérialisation d'une exécution H: SG(H)

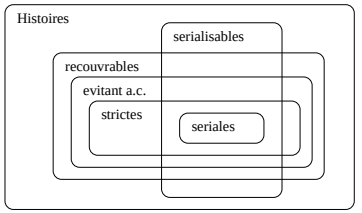
- *noeuds*: transactions T_i validées dans H
- *arcs*: si p et q conflictuelles, $p \in T_i$, $q \in T_j$, p avant q
  $\Rightarrow$ arc $T_i \rightarrow T_j$

Théorème: H sérialisable $\Longleftrightarrow$ SG(H) acyclique

H_1, H_2: $T_1 \rightleftarrows T_2$ H_3, H_4: $T_1 \longleftarrow T_2$

Propriétés de recouvrabilité

- à tout moment une transaction peut être annulée (panne)
- propriétés: stricte $\Rightarrow$ pas d'annulation en cascade $\Rightarrow$ recouvrable
- *la sérialisabilité* dépend de l'ordre des opérations
  la recouvrabilité dépend de l'ordre des Commit/Abort
  $\Rightarrow$ les deux propriétés sont orthogonales



Exemple

T_1: $r_1[x]$ $w_1[y]$ $r_1[z]$ $w_1[z]$ c_1 T_2: $r_2[x]$ $w_2[y]$ $r_2[z]$ $w_2[z]$ c_2

H: $\underline{r_1[x]}$ $r_2[x]$ $\underline{w_1[y]}$ $\underline{r_1[z]}$ $\underline{w_1[z]}$ $w_2[y]$ $r_2[z]$ $w_2[z]$

conflits: $w_1[y]$ - $w_2[y]$, $r_1[z]$ - $w_2[z]$, $w_1[z]$ - $r_2[z]$, $w_1[z]$ - $w_2[z]$

$\Longrightarrow$ H est sérializable pour n'importe quelle position de c_1 et de c_2

H_1: $\underline{r_1[x]}$ $r_2[x]$ $\underline{w_1[y]}$ $\underline{r_1[z]}$ $\underline{w_1[z]}$ $w_2[y]$ $r_2[z]$ $w_2[z]$ c_2 $\underline{c_1}$

H_1 n'est pas recouvrable (T_2 lit z de T_1 et c_2 après c_1)

H_2: $\underline{r_1[x]}$ $r_2[x]$ $\underline{w_1[y]}$ $\underline{r_1[z]}$ $\underline{w_1[z]}$ $w_2[y]$ $r_2[z]$ $\underline{c_1}$ $w_2[z]$ c_2

H_2 n'évite pas les annulations en cascade (T_2 lit z de T_1 avant c_1)

H_3: $\underline{r_1[x]}$ $r_2[x]$ $\underline{w_1[y]}$ $\underline{r_1[z]}$ $\underline{w_1[z]}$ $w_2[y]$ $\underline{c_1}$ $r_2[z]$ $w_2[z]$ c_2

H_3 n'est pas stricte (T_1 écrit y et ensuite T_2 écrit y avant c_1)

Remarques

- *Équivalence*: la définition basée sur les conflits est suffisante et facile à utiliser, mais pas nécessaire

  Ex. H_1: $w_1[x]$ $w_2[x]$ $w_3[x]$ H_2: $w_2[x]$ $w_1[x]$ $w_3[x]$

  $H_1 \not\equiv H_2$ dans le sens des conflits $H_1 \equiv H_2$ dans le sens général
- *Conflit* = l'inverse de la commutativité

  $\Longrightarrow$ extensible à d'autres opérations que Read et Write

	Read	Write	Incr	Decr
Read	oui	non	non	non
Write	non	non	non	non
Incr	non	non	oui	oui
Decr	non	non	oui	oui

2. Contrôle par verrouillage à deux phases

Principe

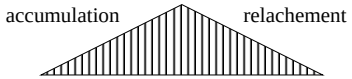
- stratégie pessimiste : retardement des oprérations qui peuvent produire des problèmes de concurrence
- blocage des opérations en attente de verrous
  - verrou pour chaque enregistrement
  - chaque verrou est donné à une seule transaction à la fois
- en pratique: **verrou composé** = sous-verrou de lecture (partageable) + sous-verrou d'écriture (exclusif)

Algorithme de base

1) L'ordonnanceur reçoit $p_i[x]$ et teste les sous-verrous de x
   - si l'un des sous-verrous de x est détenu par une opération en conflit avec $p_i[x]$, alors $p_i[x]$ est retardée
   - sinon, verrou accordé à $p_i[x]$ et envoi $p_i[x]$ au GD
2) Un verrou pour $p_i[x]$ n'est jamais relâché avant la confirmation de l'exécution par le GD
3) Une fois un verrou pour T_i relâché, T_i n'obtiendra plus aucun verrou

Remarques

- règle 3 ⇒ 2 phases: accumulation et relâchement de verrous



- règle 3 ⇒ les paires d'opérations conflictuelles de T_i et T_j s'exécutent toujours dans le même ordre
- règle 2 ⇒ l'ordre du GD pour les opérations conflictuelles sur un enregistrement x est le même que celui de l'ordonnanceur
- la variante la plus utilisée: relâchement de tous les verrous d'une transaction juste après *Commit*
  - assure le respect des règles 2 et 3
  - on peut démontrer que cela produit *des exécutions strictes*

Exemples

a) Non-respect de la règle de relâchement des verrous

T_1: $r_1[x]$ $w_1[y]$ c_1 T_2: $r_2[y]$ $w_2[y]$ c_2
ordre de réception: $r_1[x]$ $r_2[y]$ $w_1[y]$ c_1 $w_2[y]$ c_2
H_1: r_1[x] r_2[y] ($ru_2[y]$) **w_1[y] c_1** ($ru_1[x]$ $wu_1[y]$) **w_2[y] c_2** ($wu_2[y]$)

- notation: $ru_i[x]/wu_i[x]$ relâchement du verrou de lecture/écriture pour x par T_i
- violation règle: $ru_2[y]$ suivi de demande de verrou pour $w_2[y]$
- $r_2[y]$ - $w_1[y]$, $w_1[y]$ - $w_2[y]$ ⇒ H_1 non-sérialisable

b) Exécution correcte

H_2: r_1[x] r_2[y] w_2[y] c_2 ($ru_2[y]$ $wu_2[y]$) **w_1[y] c_1** ($ru_1[x]$ $wu_1[y]$)

- $w_1[y]$ retardée en attente du verrou sur y
- $r_2[y]$ - $w_1[y]$, $w_2[y]$ - $w_1[y]$ ⇒ H_2 sérialisable

c) Exécution sérialisable modifiée par le verrouillage

H: $r_2[y]$ $r_1[x]$ $w_2[x]$ c_2 $w_1[z]$ c_1

- conflits: $r_1[x]$ - $w_2[x]$ ⇒ H sérialisable, équivalente à T_1T_2
- $w_2[x]$ est bloquée, T_1 ne peut pas relâcher le verrou de lecture sur x, car elle aura besoin d'un autre pour $w_1[z]$

- Conclusion: certaines exécutions sérialisables ne sont pas acceptées telles quelles par le verrouillage à deux phases
  - le verrouillage ne profite pas de la sérialisabilité préalable des exécutions
  - cause: algorithme pessimiste

Interblocage

Exemple

T_1: $r_1[x]$ $w_1[y]$ c_1
T_2: $w_2[y]$ $w_2[x]$ c_2
ordre de réception: $r_1[x]$ $w_2[y]$ $w_2[x]$ $w_1[y]$

- T_1 obtient verrou pour $r_1[x]$, T_2 pour $w_2[y]$
- $w_2[x]$ attend $r_1[x]$, $w_1[y]$ attend $w_2[y]$
  $\Rightarrow$ interblocage de T_1 et de T_2

Stratégies pour éviter l'interblocage

- durée limite ("timeout")
  - rejet transaction non-terminée après une durée limite
  - problème: risque de rejet des transactions non-bloquées
  - paramétrage fin nécessaire pour la durée limite
- graphe d'attente
  - noeuds=transactions, arcs=attente de verrou
  - détection des cycles
  - annulation de la transaction la moins coûteuse
- risque: victime relancée et bloquée à nouveau; problème d'équité à l'annulation

3. Verrouillage hiérarchique

Données à plusieurs niveaux de granularité

- attribut $<$ enregistrement $<$ relation $<$ base de données
- chaque opération se fait au niveau approprié
- verrouillage classique: un seul niveau de granularité
  - niveau élevé: gestion allégée, car moins de verrous
  - niveau bas: moins de conflits, plus de concurrence

Principes du verrouillage hiérarchique

- **verrouillage descendant**: implicite (par inclusion)
  Ex. un verrou sur la relation est valable aussi pour chaque enregistrement, attribut, ... de la relation
- **verrouillage ascendant**: pour réaliser une opération à un niveau, on demande un *verrou d'intention* à tous les niveaux supérieurs
  Ex. pour réaliser une écriture sur un enregistrement, on demande un verrou d'intention d'écriture sur la relation et la BD
  - obtention des verrous d'intention: descendante
  - relâchement des verrous d'intention: ascendant
- **verrouillage en escalade**: technique de choix du niveau de granularité
  - on commence par verrouiller au niveau fin (ex. enregistrement)
  - à partir d'un seuil, on passe au niveau de granularité supérieur (ex. relation)

Types de verrous

- **S** (partagé, lecture), **X** (exclusif, écriture)
- **IS** (intention lecture), **IX** (intention écriture)
- **SIX** (lecture et intention d'écriture)
  - cas très fréquent: lecture relation pour modifier quelques enregistrements
  - un seul verrou qui combine les verrous **S** et **IX**

Matrice de conflits entre verrous hiérarchiques

	X	SIX	IX	S	IS
X	o	o	o	o	o
SIX	o	o	o	o	n
IX	o	o	n	o	n
S	o	o	o	n	n
IS	o	n	n	n	n

Exemple

- données: relation **Compte**(*Numéro, Titulaire, Solde*)
- niveaux: relation, enregistrement
- T_1: crédit du compte numéro 7 (lecture-écriture enregistrement x)
  T_2: lecture de tous les comptes (lecture relation R)
  T_3: initialisation compte 3 (écriture enregistrement y)

Exécution par verrouillage hiérarchique

- ordre de réception: $r_1[x]$ $r_2[R]$ $w_3[y]$ $w_1[x]$ c_1 c_2 c_3
  $r_1[x]$: obtention IS(R) et ensuite S(x)
  $r_2[R]$: obtention S(R) - pas de conflit avec IS(R)
  $w_3[y]$: ne peut pas obtenir IX(R) à cause de S(R) → bloquée
  $w_1[x]$: ne peut pas obtenir IX(R) à cause de S(R) → bloquée
  c_1 bloquée car $T_1(w_1[x])$ bloquée
  c_2 s'exécute, S(R) relâché → opérations débloquées:
    $w_3[y]$ obtient IX(R) (pas de conflit avec IS(R)), puis X(y)
    $w_1[x]$ obtient IX(R) (pas de conflit avec IS(R), IX(R)), puis X(x)
    c_1 s'exécute
  c_3 s'exécute

4. Création/destruction d'objets

Problème des objets fantômes

- contrôle de concurrence dans les BD dynamiques
- cas typique: T_1 consulte tous les objets d'un certain type, T_2 crée un objet de ce type

Exemple

- Relations **Compte**(*Numéro*, Titulaire, Solde) de comptes et **Total**(*Titulaire*, Cumul) de totaux par titulaire
- T_1: compare la somme des comptes de "Dupont" avec le total pour "Dupont"
  T_2: ajoute un compte pour "Dupont" et met à jour le total

Read$_1$(Compte[5],Compte[8],Compte[14])	**100,300,600**
Insert$_2$(Compte[10,"Dupont", 500])	
Read$_2$(Total["Dupont"])	**1000**
Write$_2$(Total["Dupont"])	**1500**
Read$_1$(Total["Dupont"])	**1500**

Compatible avec le verrouillage à 2 phases, mais non-sérialisable!

Solution

- pour consulter tous les objets d'un type: *info de contrôle* pour cet ensemble d'objets
- *verrouillage au niveau de l'info de contrôle*
- on traite l'ensemble comme un objet à part
  - parcours = lecture ensemble
  - insertion/suppression = écriture ensemble

Verrouillage d'index

- ensemble d'objets qui respectent *attribut* = *valeur* regroupés dans une entrée d'index
- entrée d'index sur *attribut*: *valeur* + liste pointeurs vers les objets
- verrouillage entrée d'index
  - parcourir les objets → lecture index
  - insérer un objet → écriture index

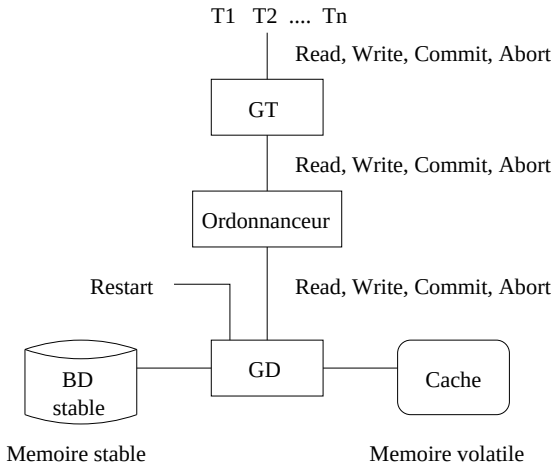
Verrouillage hiérarchique

- ensemble = niveau de granularité supérieur
- verrous sur la donnée de niveau supérieur
  - parcourir les objets → lecture niveau supérieur
  - insérer un objet → écriture niveau supérieur

1. Problématique

Hypothèses

- pannes de système: contenu de la mémoire volatile perdu
  - opération *Restart* qui réconstitue un état cohérent de la BD
- ordonnanceur avec exécutions sérialisables et *strictes*
  - stricte: écritures validées dans l'ordre de Commit
- même granularité pour l'ordonnanceur et le GD
  - enregistrement = page disque



Objectif

- dernière valeur validée de x: dernière valeur écrite en x par une transaction validée
- état validé de la BD: l'ensemble des dernières valeurs validées pour tous les enregistrements
- panne: mémoire volatile perdue

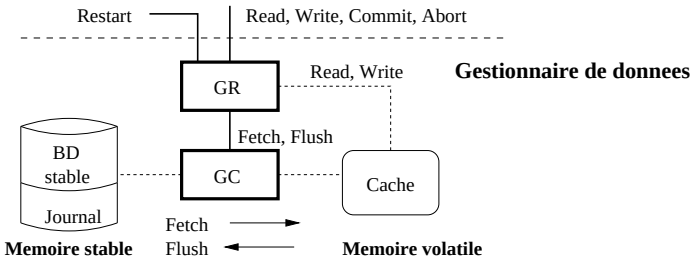
$\Longrightarrow$ *Restart* doit ramener la BD à l'état validé avant la panne

- problèmes
  - annuler l'effet des transactions non-validées
  - terminer les transactions validées
  - structures à garder en mémoire stable pour assurer la reprise

2. Architecture

Les composantes du Gestionnaire de données (GD)

- **Gestionnaire du Cache** (GC): gère les deux mémoires
- **Gestionnaire de reprise** (GR): opérations BD + Restart



Gestionnaire du Cache

- utilisation de la mémoire volatile : rapidité
- idéal: copie de la toute la BD
- en réalité: caching, car taille mémoire volatile limitée

Cache

- zone de mémoire volatile divisée en *cellules*: 1 enreg./cellule
- en réalité, le Cache stocke des *pages disque*

Cache

nr. cel.	bit de consistance	valeur enreg.
1	1	"J. Smith"
2	0	2.24581
.....		

Repertoire du cache

id. enreg.	nr. cel.
x	2
y	1
.....	

Opérations

- Flush (c), c cellule

si c **inconsistante alors**
    copier c **sur disque**
    rendre c **consistante**
sinon rien;

- Fetch (x), x enregistrement (pas dans le Cache)

sélectionner c **cellule vide**
si toutes les cellules occupées alors
    vider une cellule c **avec Flush et l'utiliser comme cellule vide**
copier x **du disque en** c
rendre c **consistante**
mettre à jour le répertoire du cache avec (x, c)

- choix cellule vide: LRU, FIFO
- lecture x:
  - toujours à partir du cache
  - si x n'est pas dans le cache alors Fetch(x) d'abord
- écriture x:
  - soit c la cellule de x dans le Cache (allouée à ce moment-là si x n'y est pas déjà)
  - c modifiée, marquée inconsistante
  - Flush(c) décidé par GR, selon son algorithme

Gestionnaire de reprise

Opérations

- GR_Read (T_i, x)
- GR_Write (T_i, x, v)
- GR_Commit (T_i)
- GR_Abort (T_i)
- Restart

3. Journalisation

Journal

- historique des écritures dans la mémoire stable
- **journal physique**: liste de [T_i, x, v]
  - préserve l'ordre des écritures: fichier séquentiel
  - souvent on stocke aussi *l'image avant* de l'écriture
- **journal logique**: opérations de plus haut-niveau
  Ex. insertion x dans R et mise-à-jour index
  - moins d'entrées, mais plus difficile à interpréter
- autres informations: listes de transactions actives, validées, annulées

Exemple: journal physique

$[T_1,x,2]$, $[T_2,y,3]$, $[T_1,z,1]$, $[T_2,x,8]$, $[T_3,y,5]$, $[T_4,x,2]$, $[T_3,z,6]$
c_1 a_2 c_4

liste_active=$\{T_3\}$
liste_commit=$\{T_1, T_4\}$
liste_abort=$\{T_2\}$

Ramasse-miettes

- recyclage de l'espace utilisé par le journal
- règle:
  entrée $[T_i, x, v]$ recyclée $\Leftrightarrow$
  - T_i annulée ou
  - T_i validée, mais une autre T_j validée a écrit x après T_i

4. Principes et techniques pour la reprise

Types de GR

- GR peut forcer ou non GC d'écrire des cellules du Cache sur disque
- GR qui demande annulation
  - permet aux transactions non-validées d'écrire sur disque
  - *Restart* doit annuler ces écritures (annulation)
- GR qui demande répétition
  - permet aux transactions de valider avant d'écrire sur disque
  - *Restart* doit refaire ces écritures (répétition)
- 4 catégories de GR (combinaisons annulation - répétition)

Règles défaire/refaire

- règles de journalisation, nécessaires pour que le GR puisse faire correctement annulation/répétition
- Règle "défaire" (pour annulation): si x sur disque contient une valeur validée, celle-ci doit être journalisée avant d'être modifiée par une valeur non-validée
- Règle "refaire" (pour répétition): les écritures d'une transaction doivent être journalisées avant son Commit
- *Remarque*: ces règles sont naturellement respectées si l'on écrit dans le journal avant toute écriture dans la BD

Idempotence de Restart

- une panne peut interrompre toute opération, même *Restart*
- idempotence: *Restart* interrompu et relancé donne le même résultat que le *Restart* complet
- optimisation: journalisation des opérations de *Restart* pour ne pas tout recommencer

Checkpointing

- ajouter des informations sur disque en fonctionnement normal afin de réduire le travail de *Restart*
- *point de contrôle* ("checkpoint"): point (marqué dans le journal) où l'on réalise les actions supplémentaires

Quelques techniques

- marquer dans le journal les écritures déjà réalisées/annulées dans la BD stable
  - pas besoin de refaire/annuler ces écritures à la reprise
- marquer toutes les écritures validées/annulées dans la BD stable
  - pas besoin de refaire/annuler à la reprise les transactions validées/annulées

5. Algorithme annulation/répétition

Principes

- GR qui demande annulation et répétition: le plus complexe
- écrit les valeurs dans le Cache et ne demande pas de Flush
- avantages: flexibilité, minimise I/O

Opérations

- GR-Write (T_i, x, v)

liste_active = **liste_active** $\cup \{T_i\}$
si **x** n'est pas dans le cache alors allouer cellule pour **x**
journal = **journal** + [T_i, x, v]
cellule(**x**) = **v**
confirmer Write à l'ordonnanceur

- GR-Read (T_i, x)

si **x** n'est pas dans le cache alors **Fetch(x)**
retourner la valeur de *cellule*(**x**) à l'ordonnanceur

- GR-Commit (T_i)

liste_commit = **liste_commit** $\cup \{T_i\}$
confirmer le Commit à l'ordonnanceur
liste_active = **liste_active** - T_i

- GR-Abort (T_i)

pour chaque **x** écrit par T_i
    si **x** n'est pas dans le cache alors allouer cellule pour x
    cellule(**x**) = **image_avant(x, T_i)**
liste_abort = **liste_abort** $\cup \{T_i\}$
confirmer Abort à l'ordonnanceur
liste_active = **liste_active** - $\{T_i\}$

- Restart

marquer toutes les cellules comme vides
refait = {}, **annulé** = {}
pour chaque [T_i,x,v] ∈ **journal** (à partir de la fin) où **x** ∉ **annulé**∪**refait**
    si **x** n'est pas dans le cache alors allouer cellule pour **x**
    si T_i ∈**liste_commit** alors
        cellule(**x**)=v
        refait=**refait** ∪ {x}
    sinon
        cellule(**x**)= **image_avant(x, T_i)**
        annulé=**annulé** ∪ {x}
    si **refait** ∪ **annulé** = BD alors stop boucle
pour chaque $T_i \in$ **list_commit**
    list_active=**list_active**-$\{T_i\}$
confirmer Restart à l'ordonnanceur

6. Autres algorithmes

Algorithme annulation/sans-répétition

- GR ne demande jamais répétition
- enregistre écritures avant le Commit
- GR-Write, GR-Read, GR-Abort pareil
- GR-Commit pareil, mais d'abord:
  - pour chaque x écrit par T_i, si $x \in$ Cache alors Flush(x)
- Restart pareil, sauf que "refait" n'existe pas

Algorithme sans-annulation/répétition

- GR ne demande jamais annulation
- écritures des T_i non-validées retardées après Commit
- GR-Write: ajoute juste [T_i, x, v] au journal
- GR-Read: si T_i a déjà écrit x, lecture dans le journal, sinon dans la BD
  - si T écrit x, les autres transactions ne peuvent lire x qu'après la fin de T (exécution stricte)
- GR-Commit: chaque x écrit par T_i est calculé à partir du journal et écrit dans le cache
- GR-Abort: juste ajoute T_i à liste_abort
- Restart: pareil, sauf que "annulé" n'existe pas

Algorithme sans-annulation/sans-répétition: les écritures de T_i réalisées sur disque en une seule opération atomique, au Commit

Contrôle de concurrence

- basé sur le verrouillage à deux phases hiérarchique
- validation = COMMIT, annulation = ROLLBACK
- la norme ne prévoit pas le verrouillage *explicite* au niveau programmation (SQL): *4 niveaux d'isolation*
- transactions: deux caractèristiques importantes
  - le niveau d'isolation: SERIALIZABLE, REPEATABLE READ, READ COMMITTED, READ UNCOMMITTED
  - le mode d'accès: READ ONLY, READ WRITE
- commande: SET TRANSACTION *niveau accès*

Niveaux d'isolation

1. SERIALIZABLE: le seul niveau qui garantit la sérialisabilité!
   - isolation totale et protection contre les objets fantômes
2. REPEATABLE READ (lecture répétable)
   - les données lues par la transaction ne sont pas modifiables par d'autres transactions
   - ne lit que des valeurs validées (pas de lecture sale)
   - moins strict que SERIALIZABLE, ne protège pas contre les objets fantômes
3. READ COMMITTED (lecture de valeurs validées)
   - ne lit que des valeurs validées (pas de lecture sale)
   - n'assure pas la lecture répétable, ne protège pas contre les objets fantômes
   - les verrous S sont relâchés immédiatement
4. READ UNCOMMITTED (lecture de valeurs non-validées)
   - permet les lectures sales, n'assure pas la lecture répétable, ne protège pas contre les objets fantômes
   - niveau limité aux transactions READ ONLY
   - ne demande pas de verrou S (lecture sale), ni X (read only)
   - annulations en cascade possibles

Particularités dans les systems réels

- *SQL Server*: utilise aussi l'estampillage
  - chaque transaction a une estampille ($T_i \rightarrow i$)
  - l'ordre des conflits doit respecter l'ordre des estampilles
  - optimiste: pas d'attente à un verrou
- *Oracle*: contrôle de concurrence *multi-version*
  - on maintient plusieurs versions de chaque donnée
  - ordonnancement de type estampillage
  - pour chaque version on connaît la transaction qui l'a écrite
  - pour chaque donnée on connaît la dernière transaction qui l'a lue
  - une lecture n'attend jamais!
    - elle utilise la dernière version qui respecte l'ordre
  - une écriture crée une nouvelle version ou est annulée
    - annulation si on ne peut pas respecter l'ordre

Reprise après panne

- respect des principes généraux, avec de nombreuses variantes
- journalisation physique avec points de contrôle (checkpointing)
- *point de sauvegarde* (savepoint): utile pour les transactions longues
  - *Savepoint* **s** = validation partielle d'une transaction
  - on peut faire une annulation partielle *Rollback to* **s**

Commit à deux phases

- validation de transactions réparties sur plusieurs sites
- chaque site gère ses propres ressources (données, journal)
- *première phase*: chaque site valide ses propres opérations
- *seconde phase*: le gestionnaire global valide l'ensemble de la transaction
- la validation globale $\longrightarrow$ seulement si chaque site valide
- *Rollback* d'un site $\Rightarrow$ *Rollback* de l'ensemble
- le gestionnaire annonce chaque site si la transaction doit être validée ou annulée