Gestion de données

M2 CCI BDSI

C. Crochepeyre, M. Ferecatu, M. Crucianu, P. Rigaux, V. Thion,
N. Travers, B. Amann, Dan Vodislav, M. Scholl, D. Gross-Amblard

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

2012-2013

Plan du cours

Plan du cours

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

Quelques systèmes

1. BD2 (IBM),
2. Oracle (actuellement 11g),
3. SQL Server (Microsoft),
4. PostgreSQL,
5. MySQL.

Bibliographie

SQL “à la maison”

1. MySQL, `http://www.mysql.org` (MS Windows, Linux)
   - Installation et interface Web via EasyPhp, `http://www.easyphp.org/`
   - Administration via MySQL Workbench, `http://dev.mysql.com/doc/workbench/en/`
2. PostgreSQL, `http://www.postgresql.org` (MS Windows, Linux)
   - Interface Web via PhpPgAdmin, `http://phppgadmin.sourceforge.net/`
   - Administration via PgAdmin, `http://www.pgadmin.org/`

Plan du cours

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

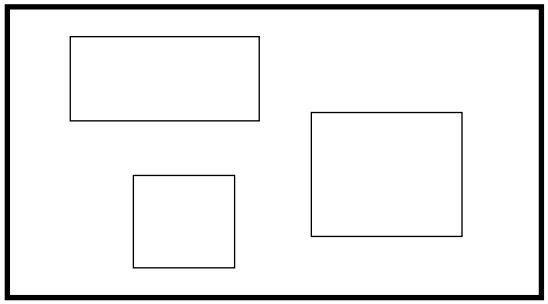
Diversité des utilisateurs, des interfaces et des architectures :

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

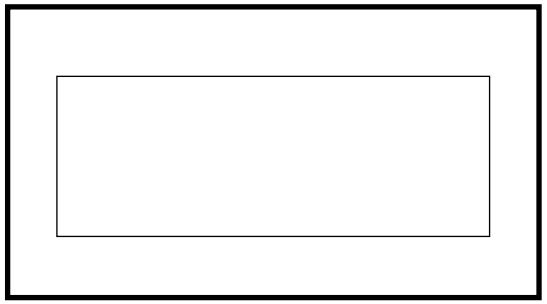
Architecture d'un SGBD : ANSI-SPARC (1975)

NIVEAU EXTERNE

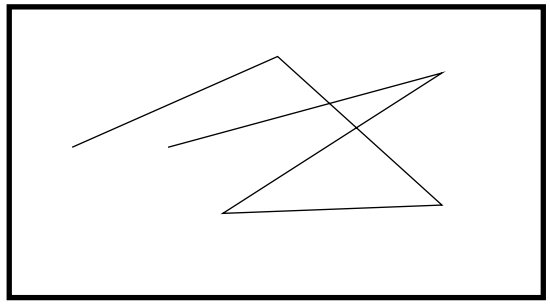
vue 1



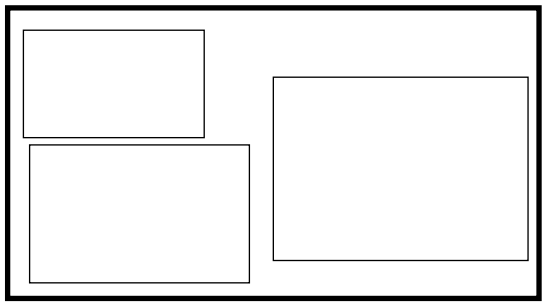
vue 2



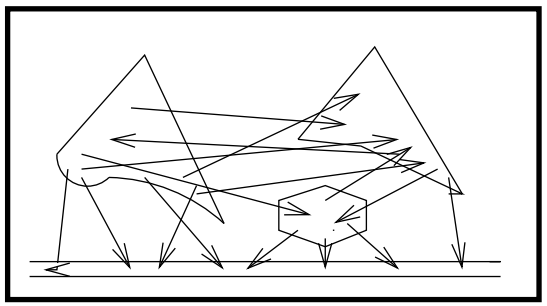
vue 3



NIVEAU LOGIQUE



NIVEAU PHYSIQUE



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 au niveau logique

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

SCHÉMA LOGIQUE

Interfaces d'un SGBD

- Outils d'aide à la conception de schémas
- Outils de saisie et d'impression
- Outils ETL
- 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)
- 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

Plan du cours

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 représentations plus ou moins abstraites de la même information :

- le modèle conceptuel $\longrightarrow$ description conceptuelle des données
- le modèle logique $\longrightarrow$ programmation
- le modèle physique $\longrightarrow$ stockage

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

Plan du cours

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	ORIENTÉ-OBJET	navig. + déclaratif
	RELATIONNEL ETENDU	nouvelles applications
	DATALOG (SGBD déductifs)	pas encore de marché
Fin 90	XML	navig. + déclaratif

Plan du cours

Exemples d'opérations

- *Insérer des informations 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)

Plan du cours

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

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

Plan du cours

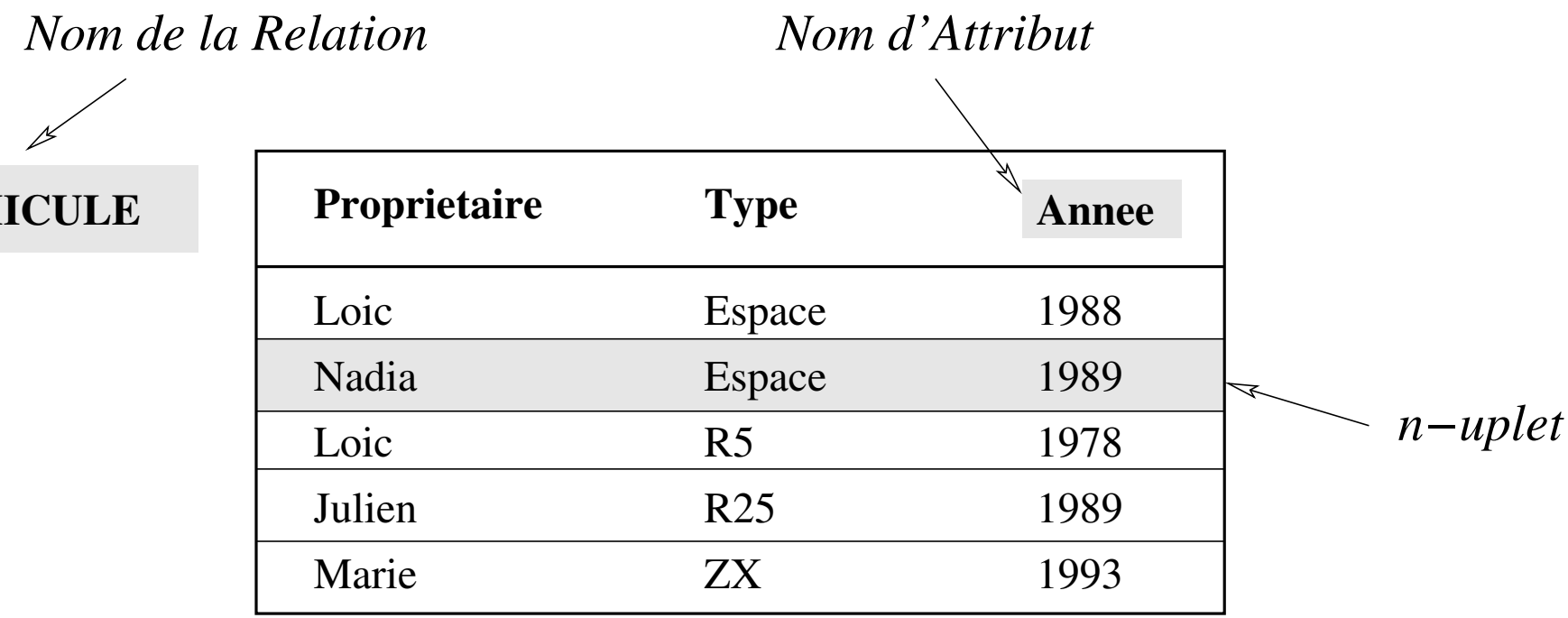
La gestion du SGBD

- **Le concepteur**
  - évalue les besoins de l'application
  - conçoit le schéma logique de la base
- **L'administrateur du SGBD**
  - installe le 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

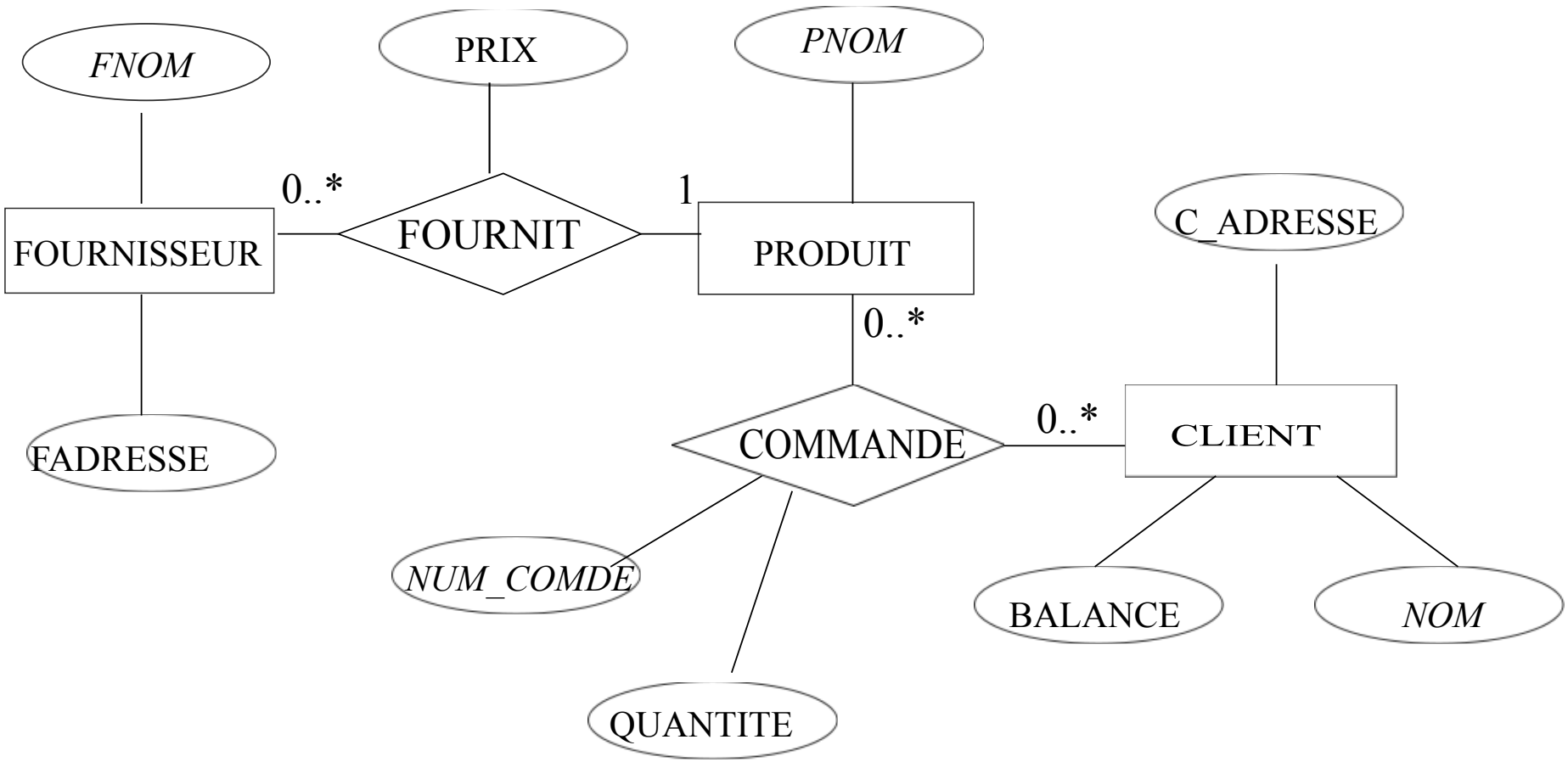
Plan du cours

Plan du cours

Exemple de relation



Exemple de schéma conceptuel



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

FOURNISSEURS

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

FOURNITURES

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

CLIENTS

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

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

Plan du cours

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 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))
- FOURNITURES(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)

Plan du cours

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

Plan du cours

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

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

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

$\Rightarrow$

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

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

Plan du cours

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

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

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 $A_i \theta A_j$ ou $A_i \theta a$ 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 $(=, <, \leq, >, \geq, \neq)$.

Plan du cours

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.

Plan du cours

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 $T = R \times S$: $T(A_1, A_2, \ldots, A_n, B_1, B_2, \ldots, B_k)$.
  On introduit les règles de renommage suivantes pour lever les éventuelles ambiguités sur le schéma de T:
  Si le produit cartésien est le produit d'une relation avec elle-même alors le nom de la relation est numéroté pour indentifier les deux rôles (par 1 et 2).
  Si les relations ont des attributs en commum, les noms des attributs en commun sont prefixés par le nom de la relation d'origine.
- 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 × 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

$|R| \times |S|$

Plan du cours

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
a	c	c

$\Rightarrow$

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.

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

NOTATION : $R.X$ signifie "l'attribut X 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

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

$\Rightarrow$

R ⋈ S

A	B	D
1	a	b
4	a	a

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

$\Rightarrow$

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

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
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 I

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

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

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 :

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

Utilisation de l'équijointure et jointure naturelle II

(Exercice)

IMMEUBLE

ADI	NBETAGES	DATEC	PROP
2 rue Conté	4	1973	Durand
3 rue de Paris	2	1987	Smith
7 rue des Lilas	3	1979	Durand
6 rue Monod	2	1977	Danes

APPIM

ADI	NAP	OCCUP	ETAGE
3 rue de Paris	7	Nardini	1
2 rue Conté	011	Gilmore	0
2 rue Conté	012	Danes	0
2 rue Conté	027	Geller	0
2 rue Conté	137	Doose	1
6 rue Monod	4	Patty	2
6 rue Monod	2	Durand	1
3 rue de Paris	5	Smith	1

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 :

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

Plan du cours

Union

- ARGUMENTS : 2 relations de même schéma :

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

- 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

Plan du cours

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

Plan du cours

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

$R \cap S = R - (R - S)$

A	B
a	b
d	e

Plan du cours

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 : $R \ltimes S$
- SCHÉMA DE $T = R \ltimes S$: $T(A_1, \ldots, A_m, X_1, \ldots, X_k)$
- VALEUR DE $T = R \ltimes S$: 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 l'ensemble des attributs de R.

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

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

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

R $\ltimes$ S

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

Plan du cours

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

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

Plan du cours

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

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.

Plan du cours

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
```

Les interfaces. "Démo"

Rappel de l'intro : *diversité des interfaces : langages BD, ETL, menus, saisies, rapports, ...*

Exemple avec SGBD Postgres.
Base NFP1071011 (localhost).

1. via pgAdmin,
2. via un shell SQL (équivalent de SQL Plus sous Oracle),
3. via l'ETL (Pentaho Data Integration),
4. ...

Retenir : Accès par différents programmes ou outils (interfaces) mais ce sont des requêtes SQL qui sont envoyées (au SGBD) par les programmes ou les outils.

Plan du cours

Sélection

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

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 un intervalle : BETWEEN

SCHÉMA : **FOURNITURE**(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Produits avec un coût entre 1000 euros et 2000 euros*
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).
Projection et sélection, mais le critère de sélection n'est pas exprimable avec l'algèbre relationnelle.

Plan du cours

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 :

FNOM
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 :

FNOM
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 > 2000 OR SAL <= 6000
```

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

Plan du cours

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
```

- 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 ENOM, DEPNO, DNOM
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 :

- soit juste ceux de la relation de gauche (en complétant par des valeurs NULL sur les attributs de la relation de droite), LEFT
- soit juste ceux de la relation de droite (en complétant par des valeurs NULL sur les attributs de la relation de gauche), RIGHT
- soit ceux des deux relations (en complétant par des valeurs NULL, à gauche ou à droite selon le cas). FULL

- 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
```

Jointure externe

- 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.

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

Plan du cours

Union

COMMANDES(NUM,CNOM,PNOM,QUANTITE)
FOURNITURE(PNOM,FNOM,PRIX)
REQUÊTE: *Produits qui coûtent plus que 1000 euros 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.

Plan du cours

Différence

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

```
SELECT DEPNO FROM   DEPARTEMENT
   EXCEPT
SELECT DEPNO 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.

Plan du cours

Intersection

L'intersection ne fait pas partie du standard.
EMPLOYE(EMPNO,ENOM,DEPNO,SAL)
DEPARTEMENT(DEPNO,DNOM,LOC)
REQUÊTE: *Départements ayant des employés qui gagnent plus que 2000 euros et qui se trouvent à Paris*

ALGÈBRE :

$$\pi_{DEPNO}(\sigma_{LOC=\text{"}Paris\text{"}}(DEPARTEMENT)) \cap \pi_{DEPNO}(\sigma_{SAL>2000}(EMPLOYE))$$

SQL:

```
SELECT DEPNO
FROM   DEPARTEMENT
WHERE  LOC = 'Paris'
INTERSECT
SELECT DEPNO
FROM   EMPLOYE
WHERE  SAL > 2000
```

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.

Plan du cours

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(DEPNO,DNOM,LOC)
REQUÊTE: *Départements sans employés*
ALGÈBRE :

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

SQL:

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

ou

```
SELECT DEPNO
FROM DEPARTEMENT
EXCEPT
SELECT DEPNO
FROM EMPLOYE
```

Requêtes imbriquées plus complexes : ANY(SOME)

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 = 'briques'
          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 ...).
SOME peut être utilisé à la place de ANY.

"IN" et "= SOME"

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 = SOME (SELECT PNOM
                    FROM   COMMANDE
                    WHERE  CNOM = 'JEAN')
```

NOTE: Les prédicats IN et = SOME 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 = 'briques' AND
       QUANTITE <= ALL (SELECT QUANTITE
                        FROM   COMMANDE
                        WHERE  PNOM = 'briques')
```

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(DEPNO,DNOM,LOC)
REQUÊTE: *Départements sans employés*
SQL:

```
SELECT DEPNO
FROM   DEPARTEMENT
WHERE  DEPNO NOT = ALL (SELECT DEPNO
                        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 (nom, ville) qui fournissent au moins un produit*
SQL :

```
SELECT FNOM, VILLE
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 (nom, ville) qui ne fournissent aucun produit*
SQL:

```
SELECT FNOM, VILLE
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 SOME (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 "= SOME"

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 = SOME (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:

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

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))
```

Plan du cours

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: COUNT(FNOM) ne compte pas les valeurs NULL et n'élimine pas les dupliqués. COUNT(DISTINCT FNOM) ne compte pas les valeurs NULL mais élimine les dupliqués.

SUM et AVG

REQUÊTE: *Quantité totale de briques commandées*

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

REQUÊTE: *Coût moyen de Briques fournies*

```
SELECT AVG (PRIX)
FROM   FOURNITURE
WHERE  PNOM = 'briques'
```

ou

```
SELECT SUM (PRIX)/COUNT(PRIX)
FROM FOURNITURE
WHERE PNOM = 'briques'
```

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';
```

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

Plan du cours

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)
BRIQUES	10.5
ARDOISE	9.8

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

Plan du cours

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, certaines instanciations possibles de n-uplets ne sont pas interprétables

Exemples

- Champs importants non renseignés
- Prix négatifs
- Code de produit dans une commande ne correspondant à aucun produit dans le catalogue

Contraintes d'intégrité

Pour une application donnée, pour un schéma relationnel donné, certaines instanciations possibles de n-uplets ne sont pas interprétables

Exemples

- Champs importants non renseignés : 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** :

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

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 :

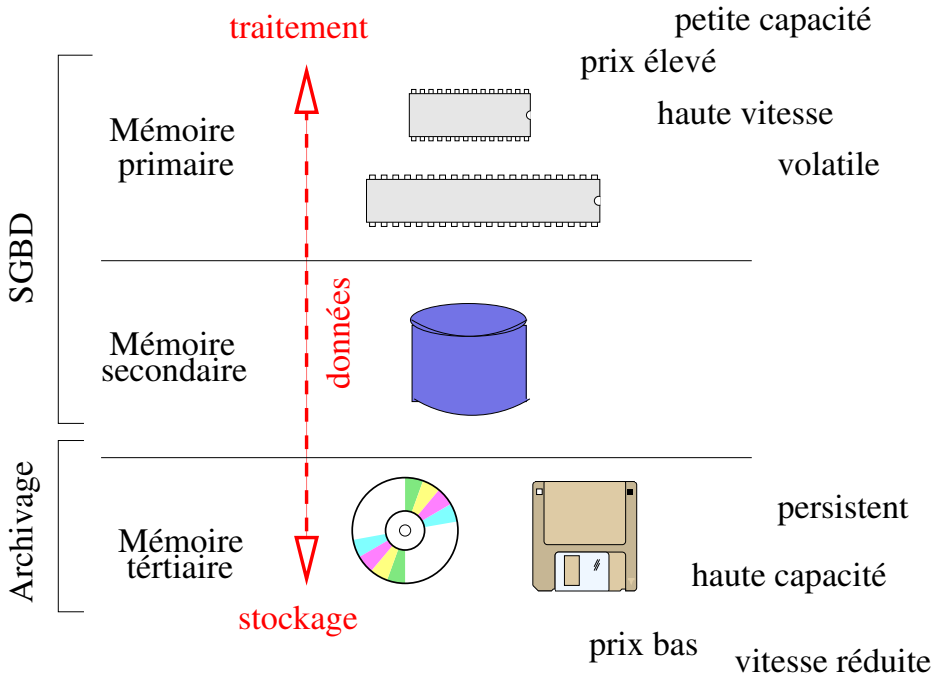
- CASCADE : propagation du changement de clé de Produit
- RESTRICT : interdiction si clé utilisée dans Fourniture
- SET NULL : remplace la clé dans Fourniture par NULL
- SET DEFAULT <valeur> : remplace la clé par une valeur par défaut

Plan du cours

Plan du cours

Stockage de données

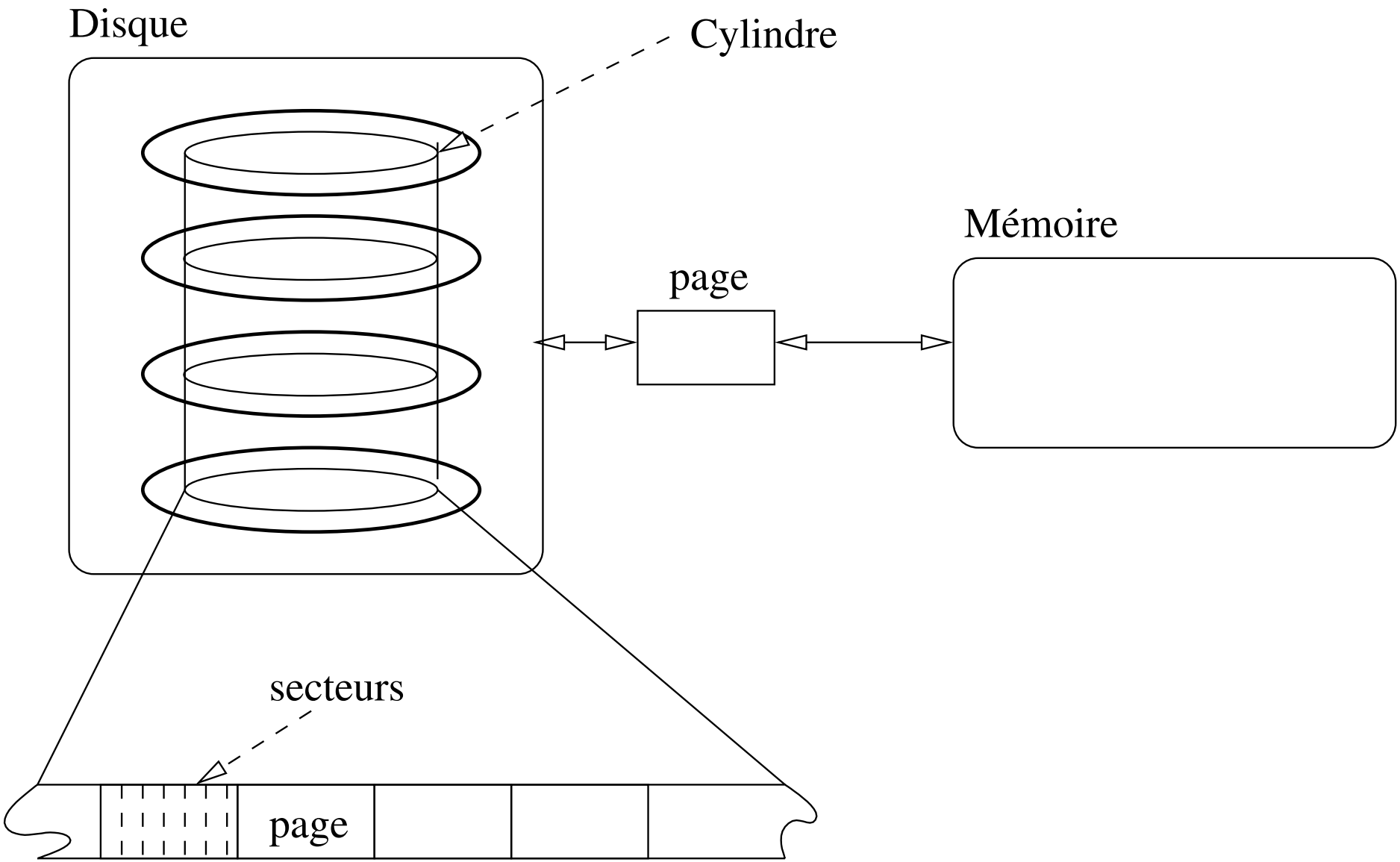
Hiérarchie de mémoire (vitesse d'accès, prix, capacité de stockage, volume) :



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

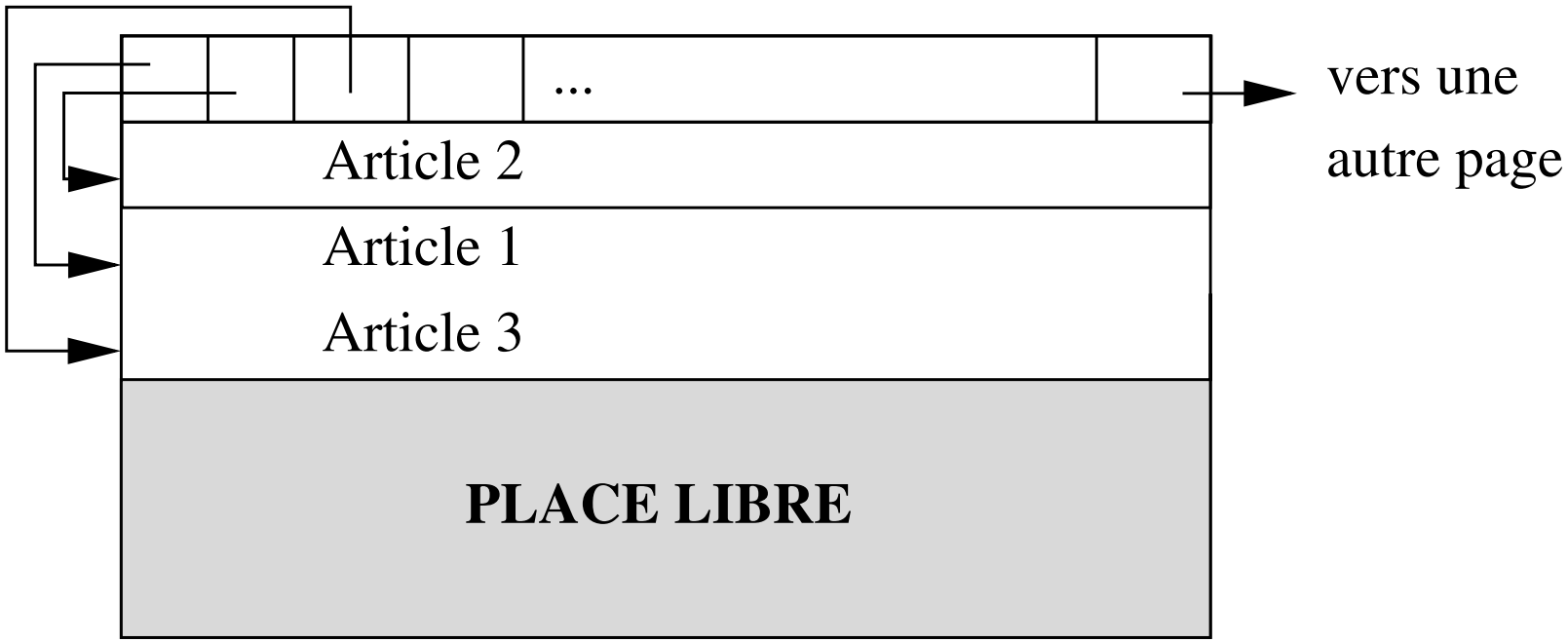
Un fichier est un ensemble **d'articles** (enregistrements, n-uplets) et un article est une séquence de **champs** (attributs).

1. **Articles en format fixe.**
   1. La taille de chaque champ est fixée.
   2. Taille et nom des champs dans le **descripteur** de fichier.
2. **Articles en format variable**.
   1. La taille de chaque champ est variable.
   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***

Plan du cours

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 : $\log_2(n)$.

Plan du cours

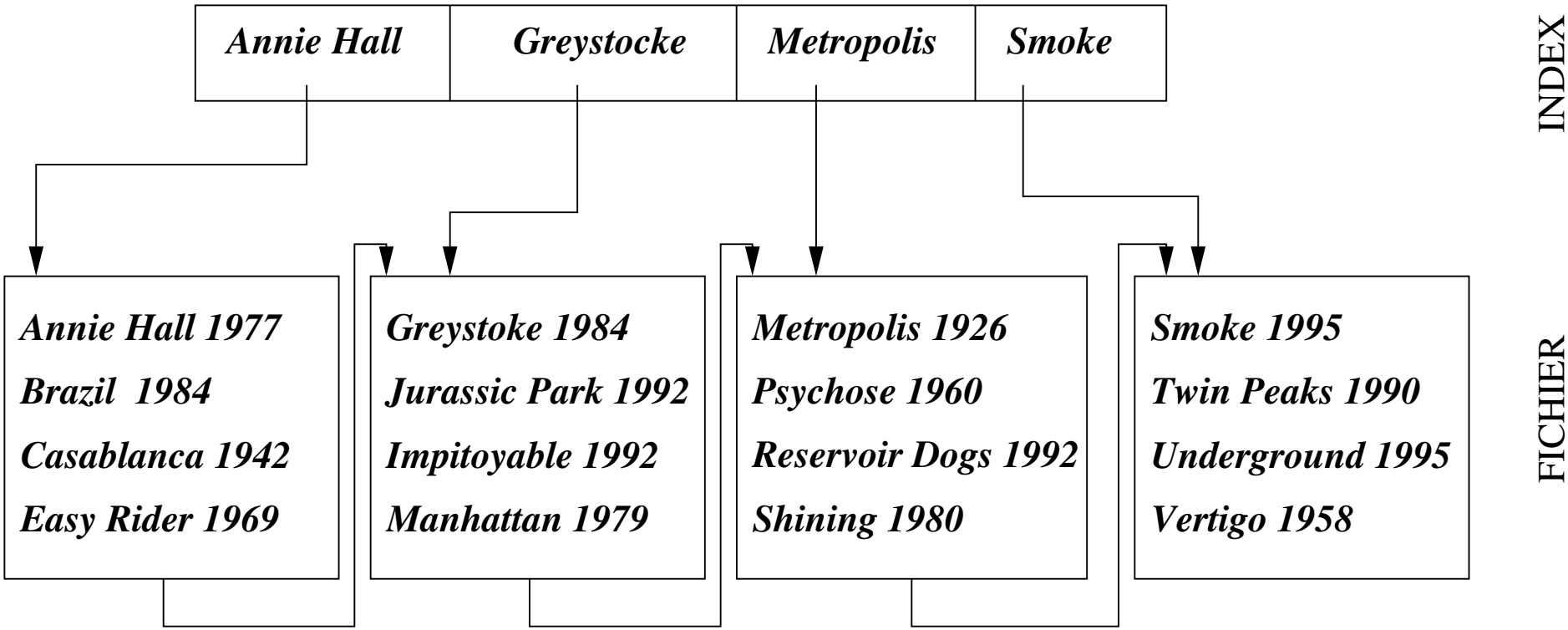
Ajout d'un index

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


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

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.

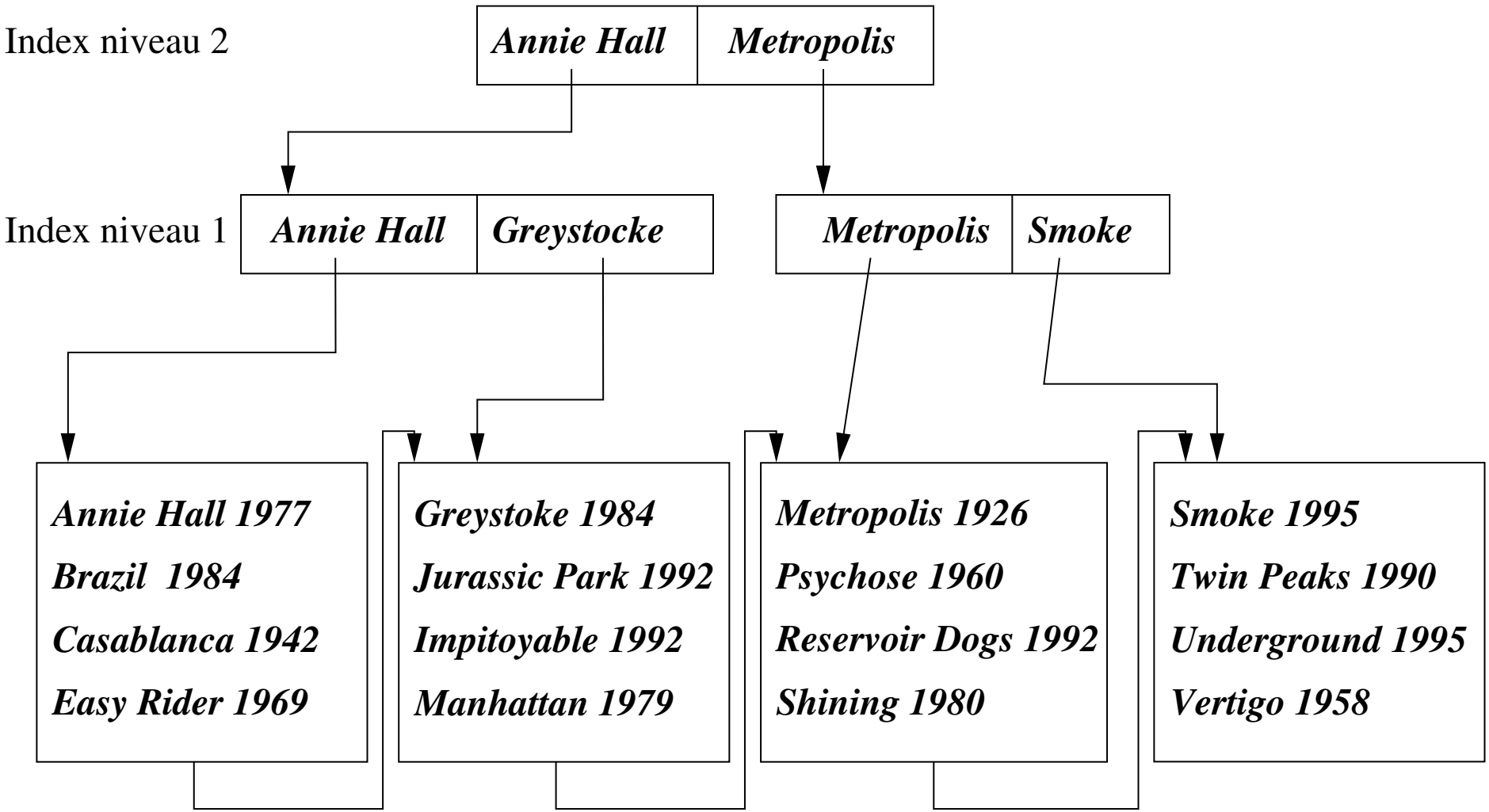
$\Rightarrow$ on peut avoir à réorganiser le fichier et/ou l'index, ce qui peut être couteux.

Séquentiel indexé : définition

Un index est un fichier qu'on 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.

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

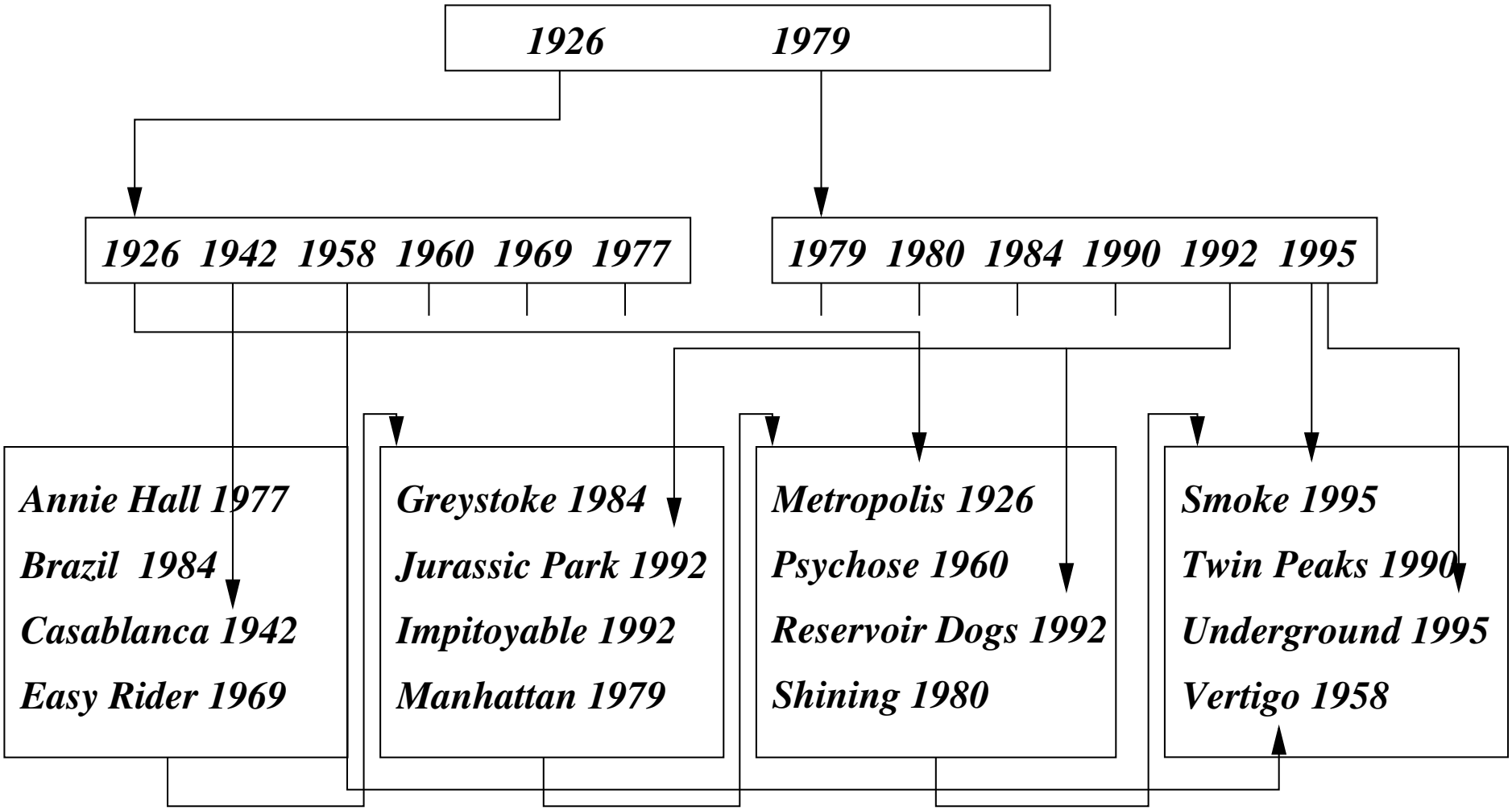

Index niveau 2
Annie Hall
Metropolis
Index niveau 1
Annie Hall
Greystocke
Metropolis
Smoke
Annie Hall 1977
Brazil 1984
Casablanca 1942
Easy Rider 1969
Greystoke 1984
Jurassic Park 1992
Impitoyable 1992
Manhattan 1979
Metropolis 1926
Psychose 1960
Reservoir Dogs 1992
Shining 1980
Smoke 1995
Twin Peaks 1990
Underground 1995
Vertigo 1958

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 $\longrightarrow$ 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

$\Rightarrow$ on a besoin d'une structure permettant une réorganisation dynamique sans dégradation de performances.

Plan du cours

Arbres-B

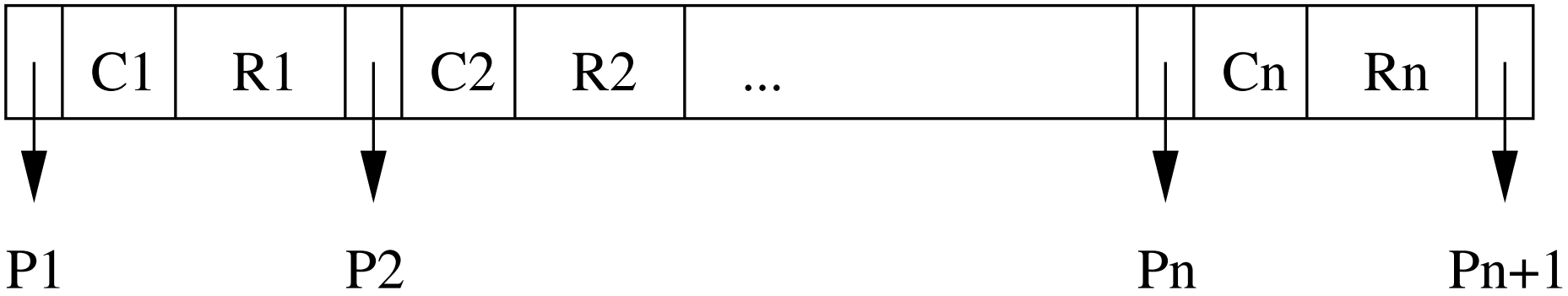
Un arbre-B (pour *balanced tree* ou **arbre équilibré**) est une structure arborescente dans laquelle tous les chemins de la racine aux feuilles ont même longueur.
Si le fichier grossit : la hiérarchie grossit **par le haut**.
L'arbre-B est utilisé dans **tous** les SGBD relationnels (avec des variantes).

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.

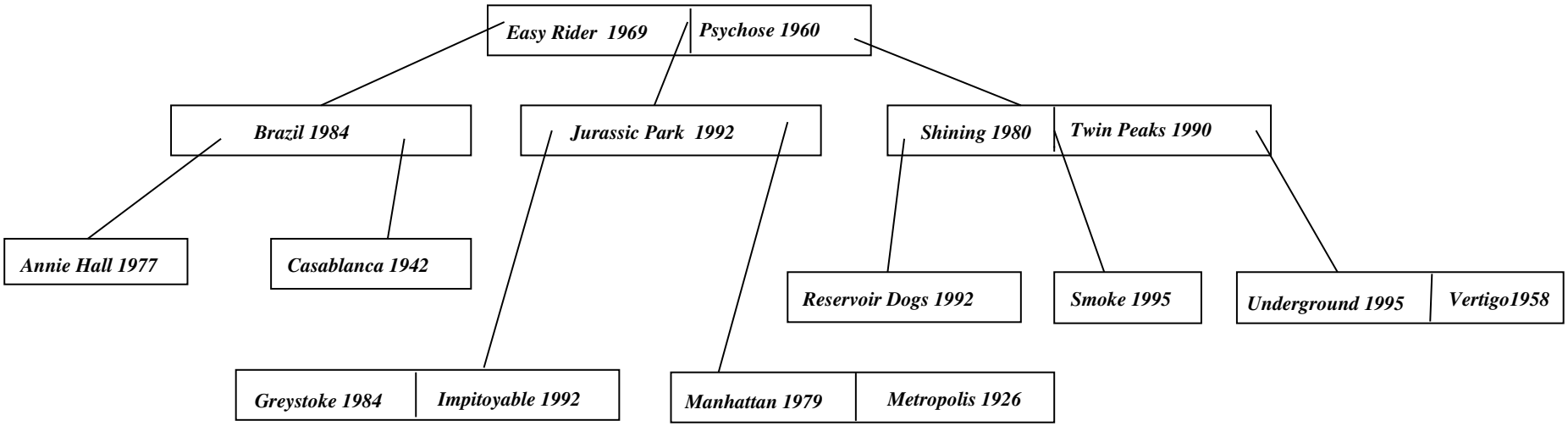
Structure d'un noeud dans un arbre-B d'ordre k



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 :
   1. Si une feuille "soeur" contient plus de k articles, on effectue une permutation pour rééquilibrer les feuilles. Ex : destruction de *Smoke*.
   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*, remplacé 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 :

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

1. $\log_{2k+1}(n+1)$: meilleure des cas (arbre balancé)
2. $\log_{k+1}(\frac{n+1}{2})$: pire des cas (insertion dans la même branche)

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+

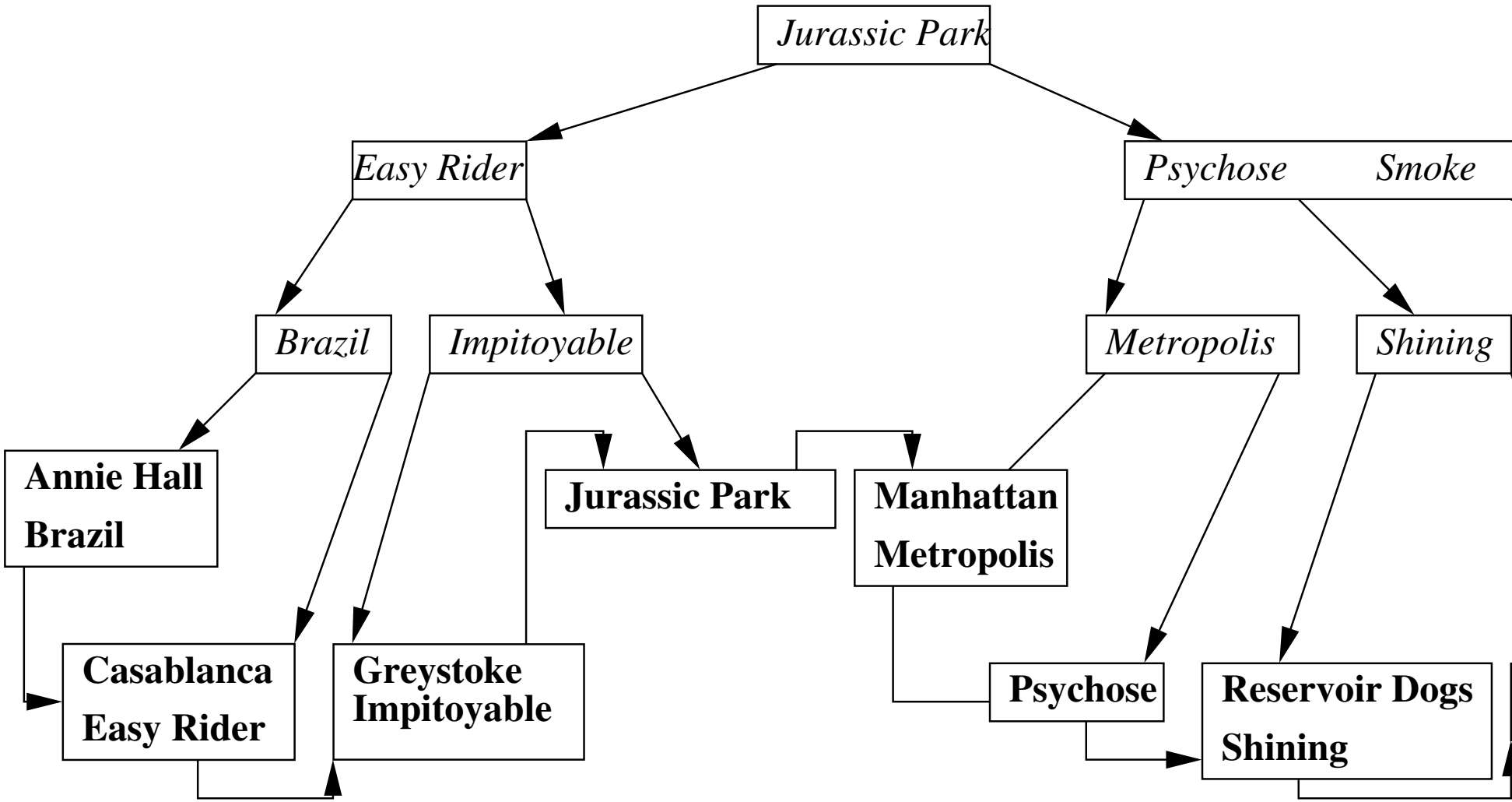
Inconvénient de l'arbre B (et de ses variantes):

- 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.*
- Toutes les clés sont dans les feuilles
- De plus ces feuilles sont chaînées entre elles.
- **Variante: les feuilles contiennent les articles (MySQL - moteur InnoDB)**

Exemple d'un arbre-B+



Plan du cours

Hachage

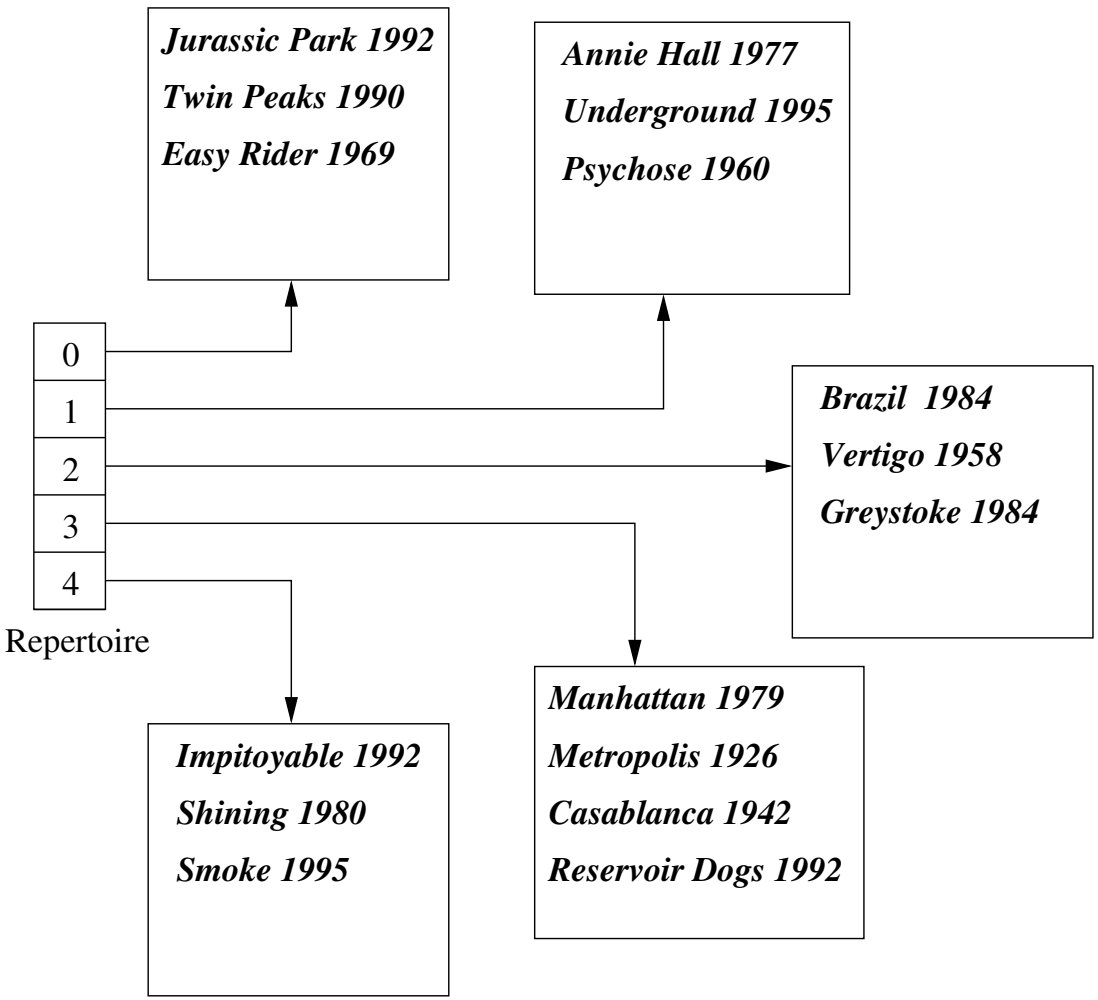
Accès direct à la page contenant l'article recherché :

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 :
   1. Clé : nom d'un film, on ne s'intéresse qu'à l'initiale de ce nom.
   2. On numérote les lettres de l'alphabet de 1 à 26 :
      $No('a') = 1, No('m') = 13$, etc.
   3. Si l est une lettre de l'alphabet, $H(l) = MODULO(No(l), 5)$.


Jurassic Park 1992
Twin Peaks 1990
Easy Rider 1969
Annie Hall 1977
Underground 1995
Psychose 1960
0
1
2
3
4
Repertoire
Brazil 1984
Vertigo 1958
Greystoke 1984
Impitoyable 1992
Shining 1980
Smoke 1995
Manhattan 1979
Metropolis 1926
Casablanca 1942
Reservoir Dogs 1992

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.

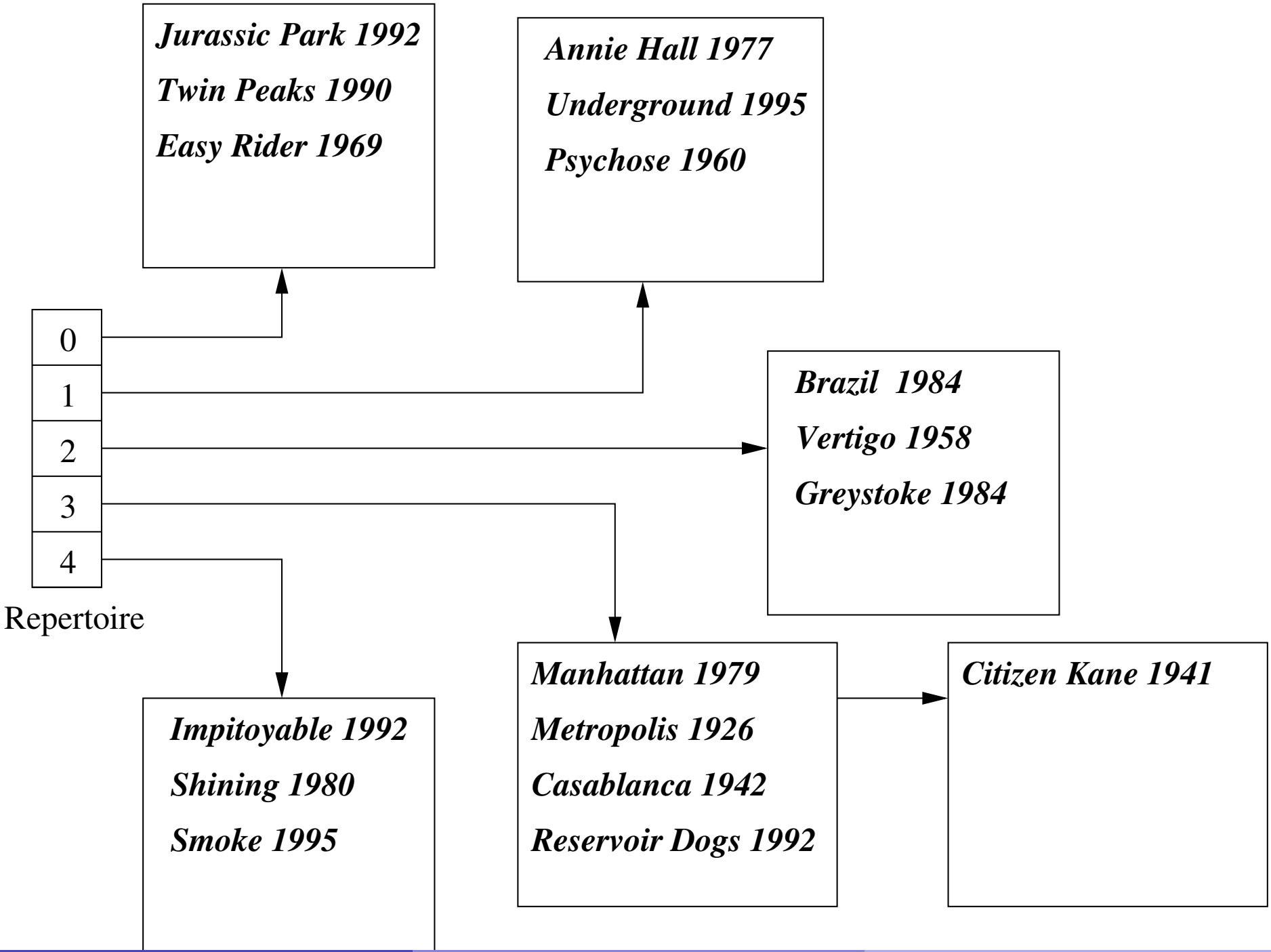
$\Rightarrow$ **donc une recherche ne coûte qu'une seule lecture**.

Hachage : insertion

Recherche par $H(c)$ la page p où placer A et l'y insèrer.
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


Jurassic Park 1992
Twin Peaks 1990
Easy Rider 1969
Annie Hall 1977
Underground 1995
Psychose 1960
0
1
2
3
4
Repertoire
Brazil 1984
Vertigo 1958
Greystoke 1984
Impitoyable 1992
Shining 1980
Smoke 1995
Manhattan 1979
Metropolis 1926
Casablanca 1942
Reservoir Dogs 1992
Citizen Kane 1941

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.**

Plan du cours

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

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 . . .)

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 . . .)

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*)
SEANCE(*NoSalle*, *jour*, *heure* − *debut*, *film*)

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  capacite > 150
AND    CINEMA.cinema = SALLE.cinema
```

En algèbre relationnelle

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

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

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 (120 x 30);
   - On écrit le résultat intermédiaire (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 + 120 x 2E/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 !

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 (120 x 30);
   - On écrit le résultat intermédiaire (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 + 120 x 2E/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 !

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 (120 x 30);
   - On écrit le résultat intermédiaire (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 + 120 x 2E/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 :
   - des coûts de chaque opération,
   - des caractéristiques de la base,
   - 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.

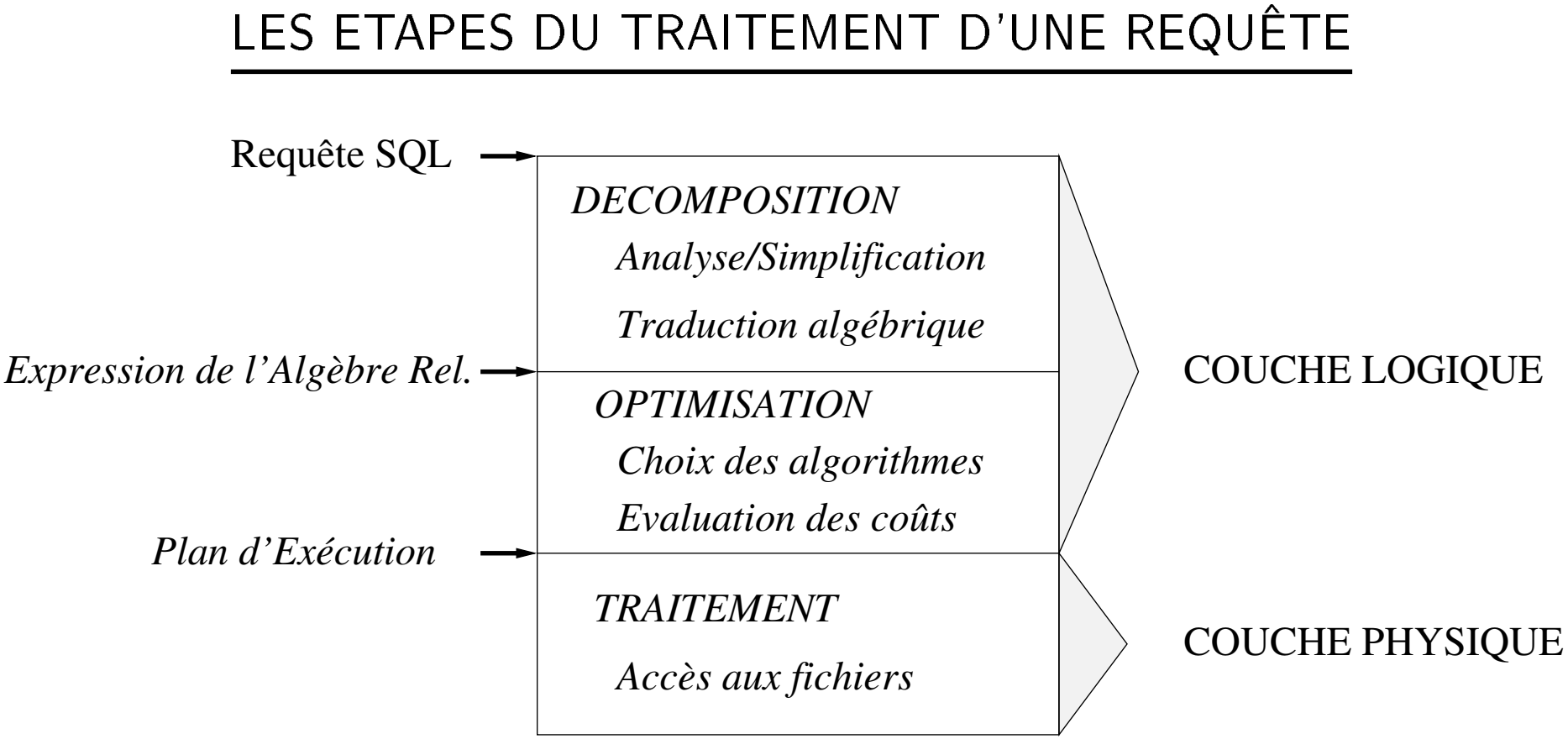
Les paramètres de l'optimisation

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



Plan du cours

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.

$\Rightarrow$ 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.

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.

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 :
2. Arguments du WHERE :

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

Traduction algébrique

Déterminer l'expression algébrique équivalente à la requête :

1. Arguments du SELECT : **projections**
2. Arguments du WHERE :

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

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

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 ?

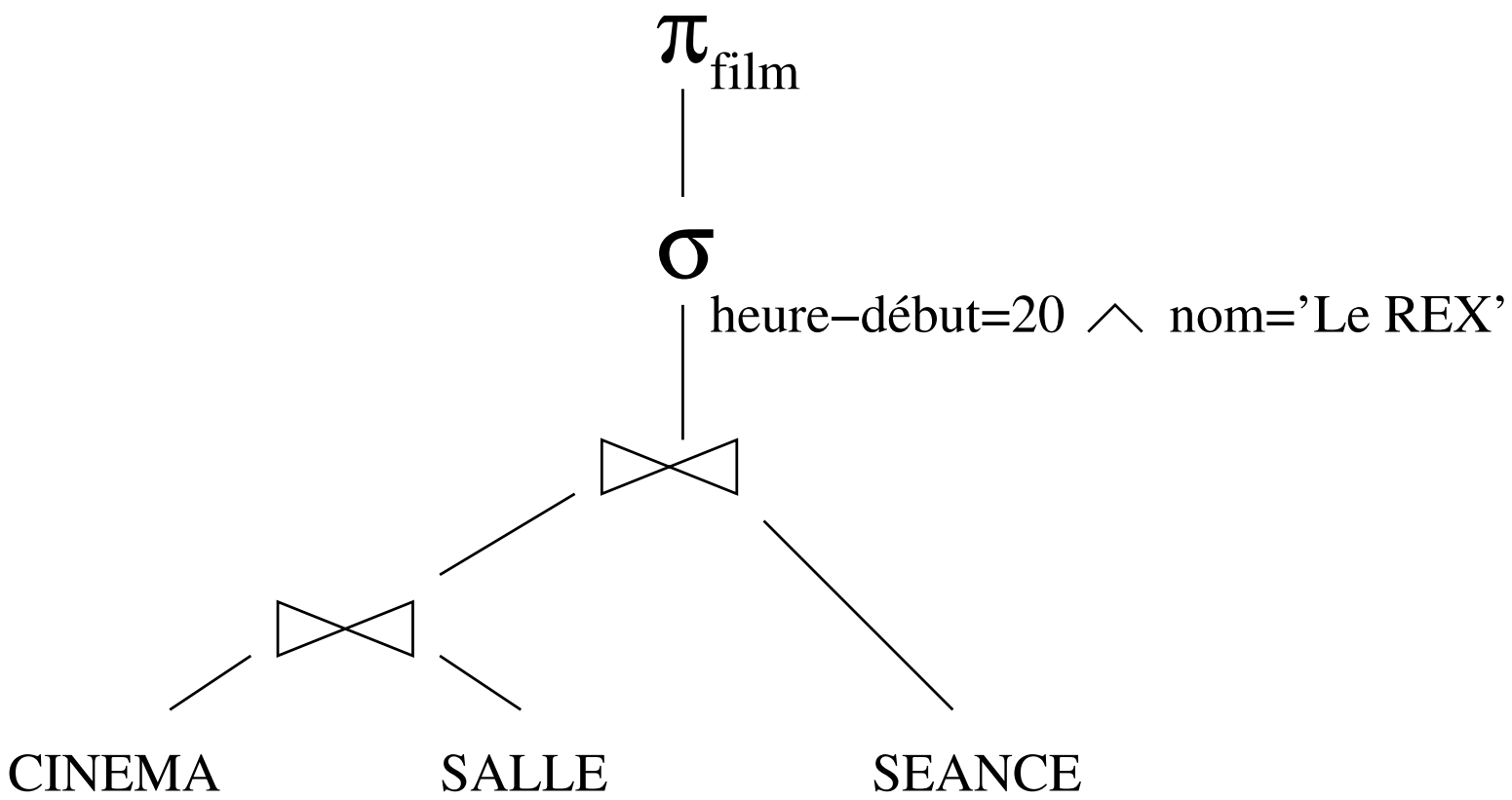
```
SELECT film
FROM   CINEMA, SALLE, SEANCE
WHERE  CINEMA.nom-cinema = 'Le Rex'
AND    SEANCE.heure-debut = 20
AND    CINEMA.nom-cinema = SALLE.nom-cinema
AND    SALLE.salle = SEANCE.salle
```

Expression algébrique et arbre de requête

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

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 :

1. **Commutativité des jointures :**
   $R \bowtie S \equiv S \bowtie R$
2. **Associativité des jointures :**
   $(R \bowtie S) \bowtie T \equiv R \bowtie (S \bowtie T)$
3. **Regroupement des sélections :**
   $\sigma_{A='a' \wedge B='b'}(R) \equiv \sigma_{A='a'}(\sigma_{B='b'}(R))$
4. **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

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

1. **Commutativité des jointures :**
   $R \bowtie S \equiv S \bowtie R$
2. **Associativité des jointures :**
   $(R \bowtie S) \bowtie T \equiv R \bowtie (S \bowtie T)$
3. **Regroupement des sélections :**
   $\sigma_{A='a' \wedge B='b'}(R) \equiv \sigma_{A='a'}(\sigma_{B='b'}(R))$
4. **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

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

1. **Commutativité des jointures :**
   $R \bowtie S \equiv S \bowtie R$
2. **Associativité des jointures :**
   $(R \bowtie S) \bowtie T \equiv R \bowtie (S \bowtie T)$
3. **Regroupement des sélections :**
   $\sigma_{A='a' \wedge B='b'}(R) \equiv \sigma_{A='a'}(\sigma_{B='b'}(R))$
4. **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

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

1. **Commutativité des jointures :**
   $R \bowtie S \equiv S \bowtie R$
2. **Associativité des jointures :**
   $(R \bowtie S) \bowtie T \equiv R \bowtie (S \bowtie T)$
3. **Regroupement des sélections :**
   $\sigma_{A='a' \wedge B='b'}(R) \equiv \sigma_{A='a'}(\sigma_{B='b'}(R))$
4. **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

5. **Commutativité de la sélection et de la jointure.**
   $\sigma_{A='a'}(R(\ldots A\ldots) \bowtie S) \equiv \sigma_{A='a'}(R) \bowtie S$
6. **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.
7. **Commutativité de la projection et de la jointure**
   $\pi_{A_1\ldots A_p B_1\ldots B_q}(R \bowtie_{A_i=B_j} S) \equiv$
   $\pi_{A_1\ldots A_p}(R) \bowtie_{A_i=B_j} \pi_{B_1\ldots B_q}(S)$,
   $(i \in \{1,\ldots,p\}, j \in \{1,\ldots,q\})$
8. **Distributivité de la projection sur l'union**
   $\pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(R \cup S) \equiv \pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(R) \cup \pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(S)$

Règles de réécriture

5. **Commutativité de la sélection et de la jointure.**
   $\sigma_{A='a'}(R(\ldots A\ldots) \bowtie S) \equiv \sigma_{A='a'}(R) \bowtie S$
6. **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.
7. **Commutativité de la projection et de la jointure**
   $\pi_{A_1\ldots A_p B_1\ldots B_q}(R \bowtie_{A_i=B_j} S) \equiv$
   $\pi_{A_1\ldots A_p}(R) \bowtie_{A_i=B_j} \pi_{B_1\ldots B_q}(S)$,
   $(i \in \{1,\ldots,p\}, j \in \{1,\ldots,q\})$
8. **Distributivité de la projection sur l'union**
   $\pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(R \cup S) \equiv \pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(R) \cup \pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(S)$

Règles de réécriture

5. **Commutativité de la sélection et de la jointure.**
   $\sigma_{A='a'}(R(\ldots A\ldots) \bowtie S) \equiv \sigma_{A='a'}(R) \bowtie S$
6. **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.
7. **Commutativité de la projection et de la jointure**
   $\pi_{A_1\ldots A_p B_1\ldots B_q}(R \bowtie_{A_i=B_j} S) \equiv$
   $\pi_{A_1\ldots A_p}(R) \bowtie_{A_i=B_j} \pi_{B_1\ldots B_q}(S)$,
   $(i \in \{1,\ldots,p\}, j \in \{1,\ldots,q\})$
8. **Distributivité de la projection sur l'union**
   $\pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(R \cup S) \equiv \pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(R) \cup \pi_{A_1 A_2\ldots A_p}(S)$

Règles de réécriture

5. **Commutativité de la sélection et de la jointure.**
   $\sigma_{A='a'}(R(\ldots A\ldots) \bowtie S) \equiv \sigma_{A='a'}(R) \bowtie S$
6. **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.
7. **Commutativité de la projection et de la jointure**
   $\pi_{A_1 \ldots A_p B_1 \ldots B_q}(R \bowtie_{A_i=B_j} S) \equiv$
   $\pi_{A_1 \ldots A_p}(R) \bowtie_{A_i=B_j} \pi_{B_1 \ldots B_q}(S)$,
   $(i \in \{1, \ldots, p\}, j \in \{1, \ldots, q\})$
8. **Distributivité de la projection sur l'union**
   $\pi_{A_1 A_2 \ldots A_p}(R \cup S) \equiv \pi_{A_1 A_2 \ldots A_p}(R) \cup \pi_{A_1 A_2 \ldots A_p}(S)$

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.

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.

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.

Exemple d'un algorithme de restructuration

Voici un algorithme basé sur les propriétés précédentes.

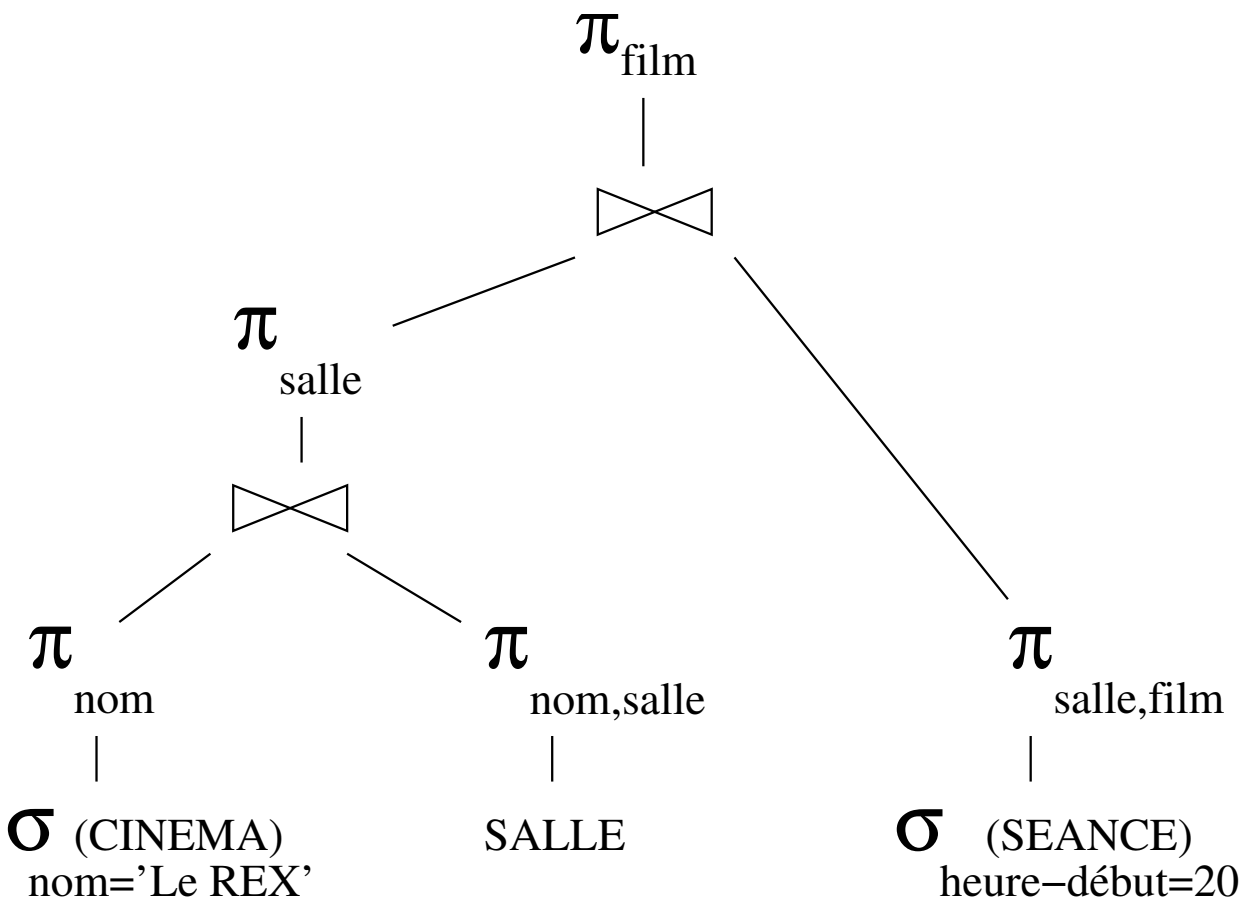
1. Séparer les sélections avec plusieurs prédicats en plusieurs sélections à un prédicat (**règle 3**).
2. Descendre les sélections le plus bas possible dans l'arbre (**règles 4, 5, 6**).
3. Regrouper les sélections sur une même relation (**règle 3**).
4. Descendre les projections le plus bas possible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

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) ?

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) ?

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) ?

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) ?

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 :

- 90 % des séances ont lieu entre 14 et 22 heures,
- seulement 20 % des films de la table FILM existent dans la table SEANCE.

1. **Jointure** : on lit 400 pages (50 x 8) 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.

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

Contre-exemple : évaluation des coûts

Hypothèses :

- 90 % des séances ont lieu entre 14 et 22 heures,
- seulement 20 % des films de la table FILM existent dans la table SEANCE.

1. **Jointure** : on lit 400 pages (50 x 8) 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).

Contre-exemple : évaluation des coûts

Hypothèses :

- 90 % des séances ont lieu entre 14 et 22 heures,
- seulement 20 % des films de la table FILM existent dans la table SEANCE.

1. **Jointure** : on lit 400 pages (50 x 8) 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.

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

Contre-exemple : évaluation des coûts

Hypothèses :

- 90 % des séances ont lieu entre 14 et 22 heures,
- seulement 20 % des films de la table FILM existent dans la table SEANCE.

1. **Jointure** : on lit 400 pages (50 x 8) 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.

$\Rightarrow$ 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.

Plan du cours

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. Boucle imbriquée sans index,
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 :

- Pour chaque page r de $\mathcal{R}$ (table directrice)
  - Pour chaque page s de $\mathcal{S}$
    Joindre en mémoire les tuples de r avec ceux de s

NestedLoopJoin : Exemple

Cours

nfe106	Ingénierie des ...
nfp107	Systèmes de ...
nfe204	Base de données...
nfe205	Base de données...
nsy122	Analyse des imag...
nfa011	Approfondissem...
nfe102	Infrastructures...
nsy218	Vision par ordina...
nsy219	Vision par ordina...

Auditeurs

Id1	nfe205
Id2	nsy218
Id3	nfe106
Id2	nfe204
Id10	nfa011
Id2	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nsy218
Id4	nfe106
Id2	nfp107
Id7	nfe204
Id2	nfe205
Id5	nfe205
Id6	nfp107
Id1	nfe102
Id4	nfe204
Id6	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nfa011
Id2	nfe106

NestedLoopJoin : Exemple

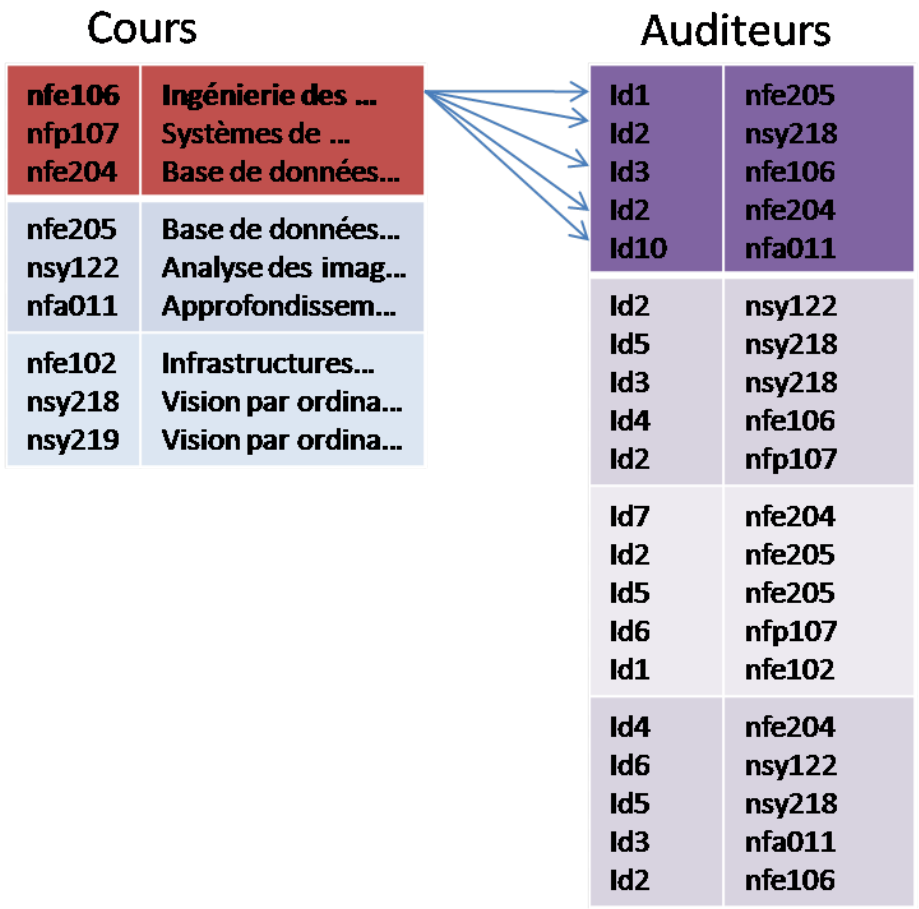
Cours

nfe106	Ingénierie des ...
nfp107	Systèmes de ...
nfe204	Base de données...
nfe205	Base de données...
nsy122	Analyse des imag...
nfa011	Approfondissem...
nfe102	Infrastructures...
nsy218	Vision par ordina...
nsy219	Vision par ordina...

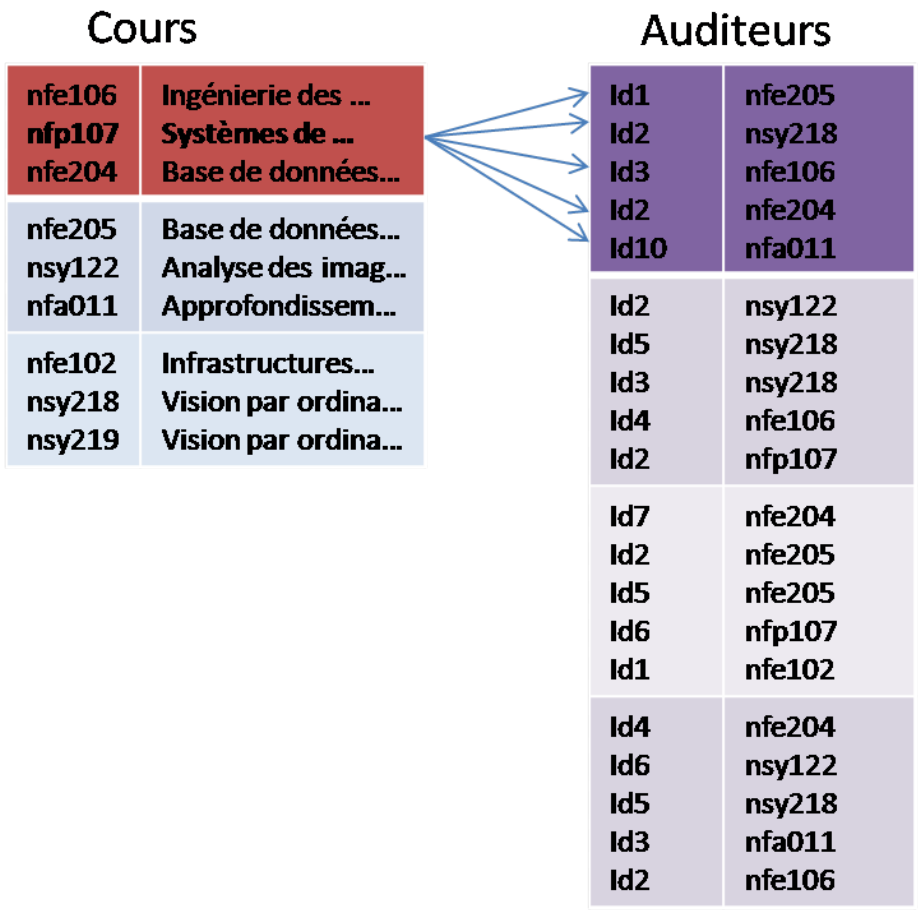
Auditeurs

Id1	nfe205
Id2	nsy218
Id3	nfe106
Id2	nfe204
Id10	nfa011
Id2	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nsy218
Id4	nfe106
Id2	nfp107
Id7	nfe204
Id2	nfe205
Id5	nfe205
Id6	nfp107
Id1	nfe102
Id4	nfe204
Id6	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nfa011
Id2	nfe106

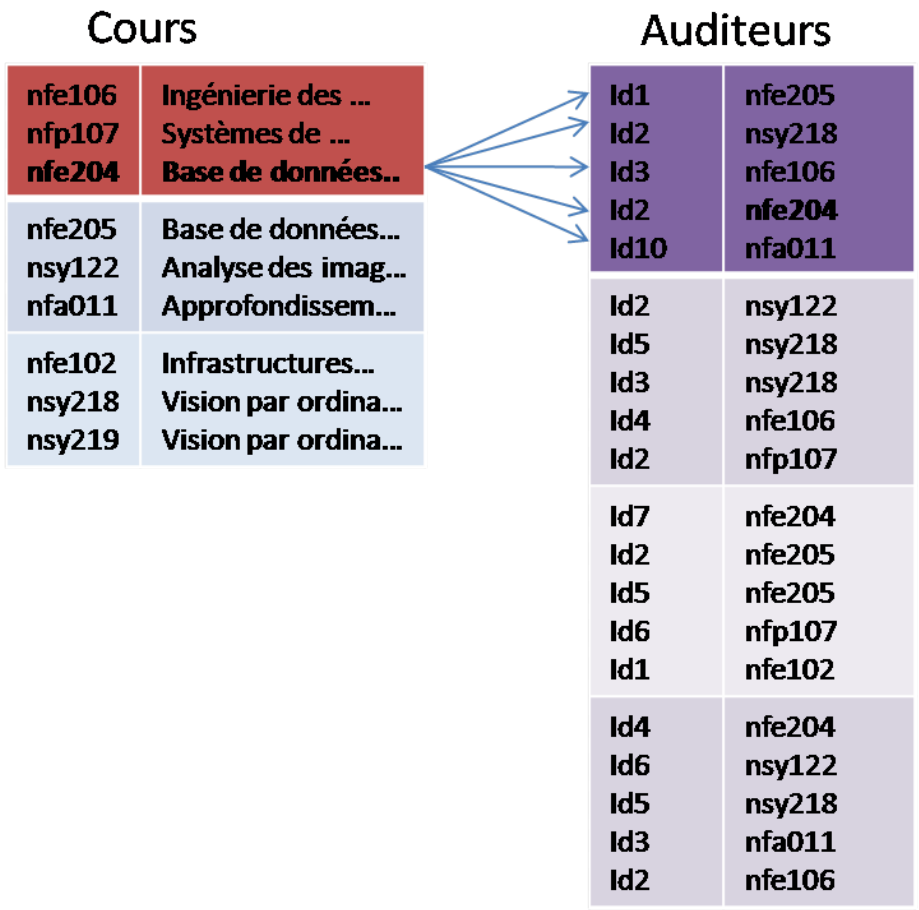
NestedLoopJoin : Exemple



NestedLoopJoin : Exemple



NestedLoopJoin : Exemple



NestedLoopJoin : Exemple

Cours

nfe106	Ingénierie des ...
nfp107	Systèmes de ...
nfe204	Base de données...
nfe205	Base de données...
nsy122	Analyse des imag...
nfa011	Approfondissem...
nfe102	Infrastructures...
nsy218	Vision par ordina...
nsy219	Vision par ordina...

Auditeurs

Id1	nfe205
Id2	nsy218
Id3	nfe106
Id2	nfe204
Id10	nfa011
Id2	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nsy218
Id4	nfe106
Id2	nfp107
Id7	nfe204
Id2	nfe205
Id5	nfe205
Id6	nfp107
Id1	nfe102
Id4	nfe204
Id6	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nfa011
Id2	nfe106

NestedLoopJoin : Exemple

Cours

nfe106	Ingénierie des ...
nfp107	Systèmes de ...
nfe204	Base de données...
nfe205	Base de données...
nsy122	Analyse des imag...
nfa011	Approfondissem...
nfe102	Infrastructures...
nsy218	Vision par ordina...
nsy219	Vision par ordina...

Auditeurs

Id1	nfe205
Id2	nsy218
Id3	nfe106
Id2	nfe204
Id10	nfa011
Id2	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nsy218
Id4	nfe106
Id2	nfp107
Id7	nfe204
Id2	nfe205
Id5	nfe205
Id6	nfp107
Id1	nfe102
Id4	nfe204
Id6	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nfa011
Id2	nfe106

NestedLoopJoin : Exemple

Cours

nfe106	Ingénierie des ...
nfp107	Systèmes de ...
nfe204	Base de données...
nfe205	Base de données...
nsy122	Analyse des imag...
nfa011	Approfondissem...
nfe102	Infrastructures...
nsy218	Vision par ordina...
nsy219	Vision par ordina...

Auditeurs

Id1	nfe205
Id2	nsy218
Id3	nfe106
Id2	nfe204
Id10	nfa011
Id2	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nsy218
Id4	nfe106
Id2	nfp107
Id7	nfe204
Id2	nfe205
Id5	nfe205
Id6	nfp107
Id1	nfe102
Id4	nfe204
Id6	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nfa011
Id2	nfe106

NestedLoopJoin : Exemple

Cours

nfe106	Ingénierie des ...
nfp107	Systèmes de ...
nfe204	Base de données...
nfe205	Base de données...
nsy122	Analyse des imag...
nfa011	Approfondissem...
nfe102	Infrastructures...
nsy218	Vision par ordina...
nsy219	Vision par ordina...

Auditeurs

Id1	nfe205
Id2	nsy218
Id3	nfe106
Id2	nfe204
Id10	nfa011
Id2	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nsy218
Id4	nfe106
Id2	nfp107
Id7	nfe204
Id2	nfe205
Id5	nfe205
Id6	nfp107
Id1	nfe102
Id4	nfe204
Id6	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nfa011
Id2	nfe106

NestedLoopJoin : Exemple

Cours

nfe106	Ingénierie des ...
nfp107	Systèmes de ...
nfe204	Base de données...
nfe205	Base de données...
nsy122	Analyse des imag...
nfa011	Approfondissem...
nfe102	Infrastructures...
nsy218	Vision par ordina...
nsy219	Vision par ordina...

Auditeurs

Id1	nfe205
Id2	nsy218
Id3	nfe106
Id2	nfe204
Id10	nfa011
Id2	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nsy218
Id4	nfe106
Id2	nfp107
Id7	nfe204
Id2	nfe205
Id5	nfe205
Id6	nfp107
Id1	nfe102
Id4	nfe204
Id6	nsy122
Id5	nsy218
Id3	nfa011
Id2	nfe106

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 **n-uplets** des pages chargées en mémoire.

Si T_R et T_S représentent le nombre de pages de R et S respectivement, le coût de la jointure est :

$$T_R + T_R \times T_S$$

On ne tient pas compte :

- Jointure des tuples en mémoire
- Cout 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

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

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.

Etape de Tri

- Algorithme par dichotomie des pages de la table[1]
- Cout : $|R| \times \log(|R|)$

[1] Algorithme non vu en NFP107, voir cours NFE106

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat :
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10,
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Fusion de listes

- Listes stockées sur plusieurs pages

R	1, 4, 8	10, 13, 27	29, 55, 60	65
S	1, 2, 3	4, 5, 10	13, 30, 40	

- Résultat : 1, 4, 10, 13
- Coût de lecture ? $|R| + |S|$

Jointure par tri-fusion : Performance

- Coût dominé par la phase de tri :
$$\mathcal{O}(|R| + |R| \times \log(|R|) + |S| + |S| \times \log(|S|)).$$
- L'étape de fusion est un simple parcours en parallèle
- Algorithme intéressant quand les données sont déjà triées en entrée.

Jointure par tri-fusion : Discussion

Pour de 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** : non compatible avec tous les types de θ-jointure ($<, >$ demande des retours en arrière)

Jointure par hachage

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

1. R et S sont hachées sur l'attribut de jointure avec une fonction H.
2. Création de $2 \times N$ paquets (de tailles $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$). Chaque paquet de même indice ont des valeurs identiques (Fonction H)
3. On joint les paquets de même indice par Boucle Imbriquée. On évite ainsi de joindre avec des valeurs inutiles

Jointure par hachage : Algorithme

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

Pour chaque n-uplet r de R **faire**
placer r dans le paquet R' indiquée par $H(r.A)$

Pour chaque n-uplet s de S **faire**
placer s dans le paquet S' indiquée par $H(s.B)$

Pour chaque couple (R'_i, S'_i) **faire**
Joindre les deux paquets (les paquets sont petits)

Jointure par hachage : Performance

Coût (en E/S) :

1. Phase 1 :
   - Coût du hachage de R : $|R|$ (lecture) + $|R|$ (écriture des paquets)
   - Coût du hachage de S : $|S|$ (lecture) + $|S|$ (écriture des paquets)
2. Phase 2 : jointure de R et S par paquets :
   - N jointures à effectuer
   - lecture de $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$ à chaque jointure
   - Coût de la jointure : $N \times (\frac{|R|}{N} + \frac{|S|}{N}) = |R| + |S|$
3. Coût total $= 3 \times |R| + 3 \times |S|$

Jointure par hachage : Performance

Coût (en E/S) :

1. Phase 1 :
   - Coût du hachage de R : $|R|$ (lecture) + $|R|$ (écriture des paquets)
   - Coût du hachage de S : $|S|$ (lecture) + $|S|$ (écriture des paquets)
2. Phase 2 : jointure de R et S par paquets :
   - N jointures à effectuer
   - lecture de $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$ à chaque jointure
   - Coût de la jointure : $N \times (\frac{|R|}{N} + \frac{|S|}{N}) = |R| + |S|$
3. Coût total $= 3 \times |R| + 3 \times |S|$

Jointure par hachage : Performance

Coût (en E/S) :

1. Phase 1 :
   - Coût du hachage de R : $|R|$ (lecture) + $|R|$ (écriture des paquets)
   - Coût du hachage de S : $|S|$ (lecture) + $|S|$ (écriture des paquets)
2. Phase 2 : jointure de R et S par paquets :
   - N jointures à effectuer
   - lecture de $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$ à chaque jointure
   - Coût de la jointure : $N \times (\frac{|R|}{N} + \frac{|S|}{N}) = |R| + |S|$
3. Coût total $= 3 \times |R| + 3 \times |S|$

Jointure par hachage : Performance

Coût (en E/S) :

1. Phase 1 :
   - Coût du hachage de R : $|R|$ (lecture) + $|R|$ (écriture des paquets)
   - Coût du hachage de S : $|S|$ (lecture) + $|S|$ (écriture des paquets)
2. Phase 2 : jointure de R et S par paquets :
   - N jointures à effectuer
   - lecture de $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$ à chaque jointure
   - Coût de la jointure : $N \times (\frac{|R|}{N} + \frac{|S|}{N}) = |R| + |S|$
3. Coût total $= 3 \times |R| + 3 \times |S|$

Jointure par hachage : Performance

Coût (en E/S) :

1. Phase 1 :
   - Coût du hachage de R : $|R|$ (lecture) + $|R|$ (écriture des paquets)
   - Coût du hachage de S : $|S|$ (lecture) + $|S|$ (écriture des paquets)
2. Phase 2 : jointure de R et S par paquets :
   - N jointures à effectuer
   - lecture de $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$ à chaque jointure
   - Coût de la jointure : $N \times (\frac{|R|}{N} + \frac{|S|}{N}) = |R| + |S|$
3. Coût total $= 3 \times |R| + 3 \times |S|$

Jointure par hachage : Performance

Coût (en E/S) :

1. Phase 1 :
   - Coût du hachage de R : $|R|$ (lecture) + $|R|$ (écriture des paquets)
   - Coût du hachage de S : $|S|$ (lecture) + $|S|$ (écriture des paquets)
2. Phase 2 : jointure de R et S par paquets :
   - N jointures à effectuer
   - lecture de $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$ à chaque jointure
   - Coût de la jointure : $N \times (\frac{|R|}{N} + \frac{|S|}{N}) = |R| + |S|$
3. Coût total $= 3 \times |R| + 3 \times |S|$

Jointure par hachage : Performance

Coût (en E/S) :

1. Phase 1 :
   - Coût du hachage de R : $|R|$ (lecture) + $|R|$ (écriture des paquets)
   - Coût du hachage de S : $|S|$ (lecture) + $|S|$ (écriture des paquets)
2. Phase 2 : jointure de R et S par paquets :
   - N jointures à effectuer
   - lecture de $\frac{|R|}{N}$ et $\frac{|S|}{N}$ à chaque jointure
   - Coût de la jointure : $N \times (\frac{|R|}{N} + \frac{|S|}{N}) = |R| + |S|$
3. Coût total $= 3 \times |R| + 3 \times |S|$

Jointure par hachage : Discussion

Il est préférable d'effectuer le hachage lorsque:

- l'une des deux tables est très grandes
- l'autre de taille moyenne (ou petite) $\Rightarrow$ coût de jointure normal ($|R| + |S|$)

La jointure par hachage n'est pas adaptée aux jointures avec inégalités.

Jointure avec une table indexée

1. Parcourt séquentiel de R (table directrice sans index)
2. Pour chaque n-uplet r de R :
   - Recherche de $r.A$ dans l'index sur $S.B$
   - Récupérer chaque n-uplet s pointé par l'index
   - Joindre r avec chaque s

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

Coût:

- Parcourt sequentiel : $|R|$
- Nombre de recherche dans l'index $||R||$ (nombre de n-uplets)
- Recherche et accès aux n-uplets : $|Index_{S_B}|$ (hauteur de l'arbre) + $sel \times ||S||$ (selectivité de l'index)
- Coût total : $\mathcal{O}(|R| + ||R|| \times (|Index_{S_B}| + sel \times ||S||))$

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

Coût:

- Parcourt sequentiel : $|R|$
- Nombre de recherche dans l'index $||R||$ (nombre de n-uplets)
- Recherche et accès aux n-uplets : $|Index_{S_B}|$ (hauteur de l'arbre) + $sel \times ||S||$ (selectivité de l'index)
- Coût total : $\mathcal{O}(|R| + ||R|| \times (|Index_{S_B}| + sel \times ||S||))$

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

Coût:

- Parcourt sequentiel : $|R|$
- Nombre de recherche dans l'index $||R||$ (nombre de n-uplets)
- Recherche et accès aux n-uplets : $|Index_{S_B}|$ (hauteur de l'arbre) + $sel \times ||S||$ (selectivité de l'index)
- Coût total : $\mathcal{O}(|R| + ||R|| \times (|Index_{S_B}| + sel \times ||S||))$

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

Coût:

- Parcourt sequentiel : $|R|$
- Nombre de recherche dans l'index $||R||$ (nombre de n-uplets)
- Recherche et accès aux n-uplets : $|Index_{S_B}|$ (hauteur de l'arbre) + $sel \times ||S||$ (selectivité de l'index)
- Coût total : $\mathcal{O}(|R| + ||R|| \times (|Index_{S_B}| + sel \times ||S||))$

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

Coût:

- Parcourt sequentiel : $|R|$
- Nombre de recherche dans l'index $||R||$ (nombre de n-uplets)
- Recherche et accès aux n-uplets : $|Index_{S_B}|$ (hauteur de l'arbre) + $sel \times ||S||$ (selectivité de l'index)
- Coût total : $\mathcal{O}(|R| + ||R|| \times (|Index_{S_B}| + sel \times ||S||))$

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

Coût:

- Parcourt sequentiel : $|R|$
- Nombre de recherche dans l'index $||R||$ (nombre de n-uplets)
- Recherche et accès aux n-uplets : $|Index_{S_B}|$ (hauteur de l'arbre) + $sel \times ||S||$ (selectivité de l'index)
- Coût total : $\mathcal{O}(|R| + ||R|| \times (|Index_{S_B}| + sel \times ||S||))$

Jointure par boucle imbriquée avec index : Discussion

Il est préférable d'effectuer la jointure avec index lorsque:

- Une table est indexé sur l'attribut de jointure
- L'autre table a peu de n-uplets á rechercher dans l'index (peu de parcours d'index)

La jointure par index est adaptée aux jointures avec inégalités.

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.

Choix de l'algorithme

		A		
		Petite	**Moyenne**	**Grande**
B	**Petite**	BI[2]	BI ($B \bowtie A$)	BI ($B \bowtie A$) ou JH[3]
	Moyenne	BI	JH	JH
	Grande	BI ou JH	JH	TF[4]
	Grande & Indexée	BI Index	BI Index ou JH	TF

On suppose :

1. Module récoltant périodiquement des statistiques sur la base
2. Estimation en temps réel des statistiques par échantillonnage.

[2] BI: Boucle Imbriquée
[3] JH: Jointure par Hachage
[4] TF : Jointure par Tri-Fusion

Plan du cours

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

CHEMINS D'ACCES

Sequentiel

TABLE

Parcours sequentiel

Adresse

TABLE

Acces par adresse

Attribut(s)

INDEX

Parcours d'index

OPERATIONS PHYSIQUES

Critere

Selection

Selection selon un critere

Attribut(s)

Tri

Tri sur un attribut

Critere

Fusion

Fusion de deux ensembles tries

Critere

Filtre

Filtre d'un ensemble en fonction d'un autre

Critere

Jointure

Jointure selon un critere

Attribut(s)

Projection

Projection sur des attributs

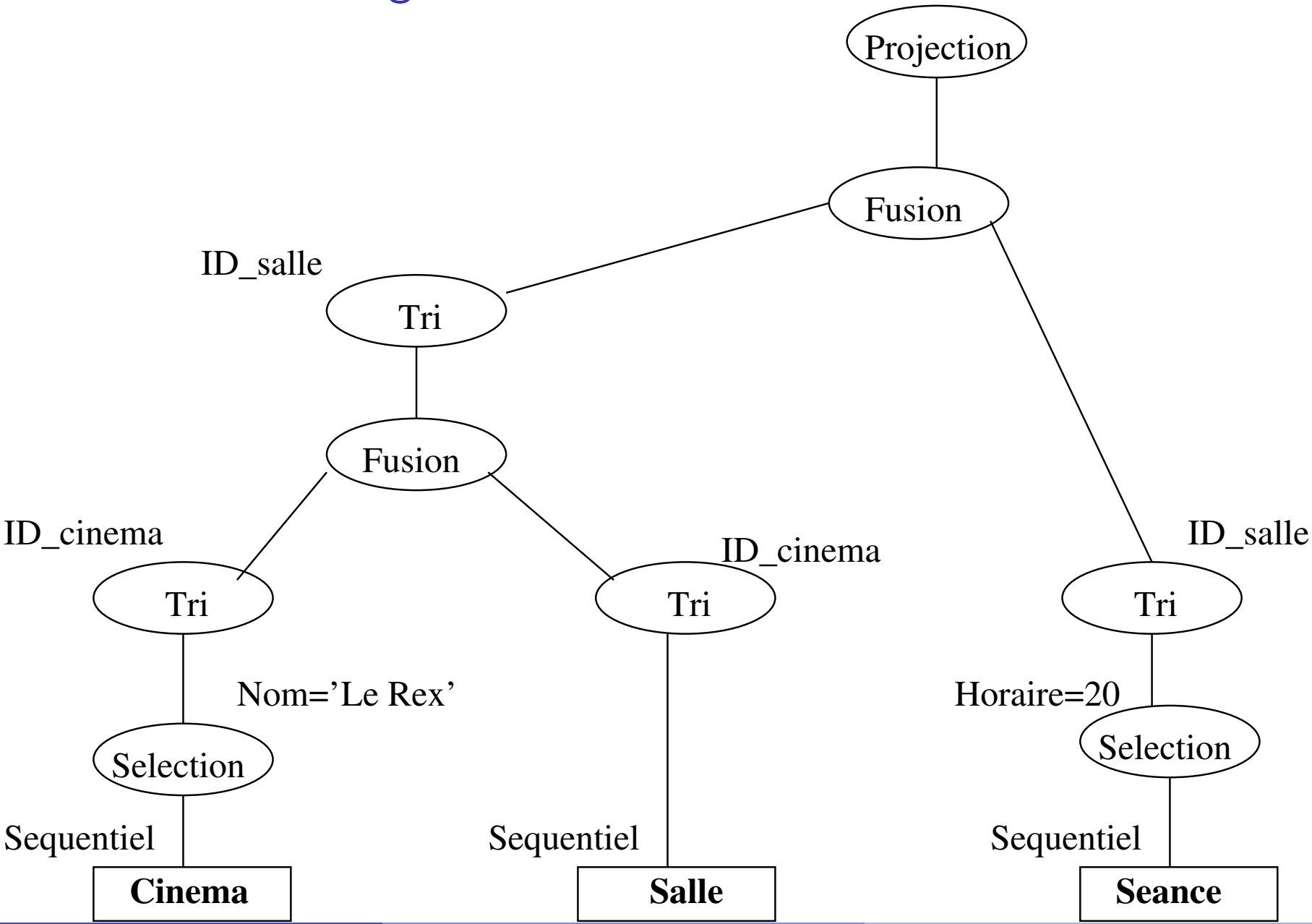
Exemple

Quels films passent au REX à 20 heures ?

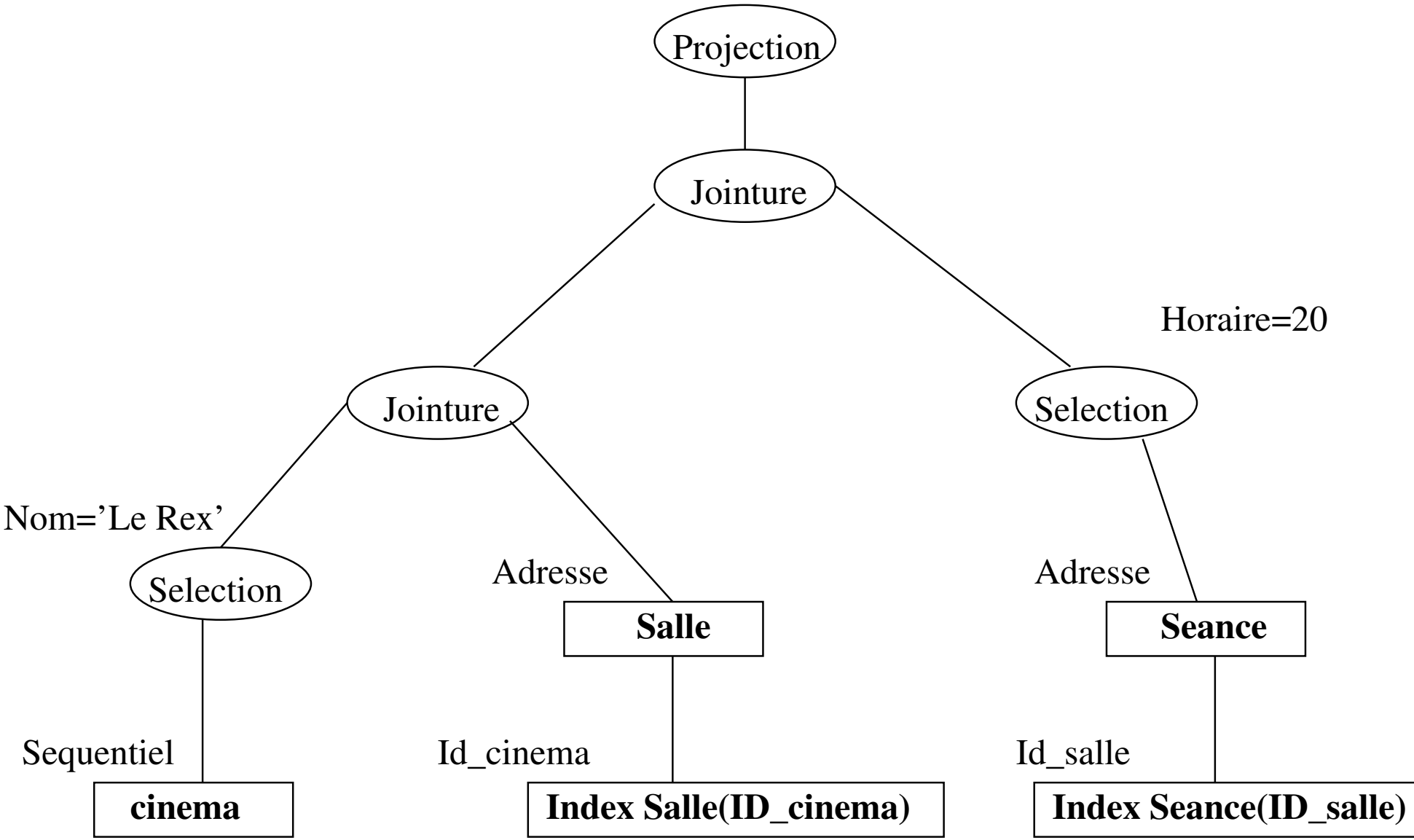
```
select Titre
  from Cinema, Salle, Seance
 where Cinema.nom = 'Le Rex'
   and Cinema.ID_cinema = Salle.ID_cinema
   and Salle.ID_salle=Seance.ID_salle
   and Seance.horaire='20'
```

La requête contient deux selections et deux jointures.

Sans index ni hachage



Avec un index sur les attributs de jointure



Plan du cours

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 $\longrightarrow$ 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 :

T_1: $r_1[x]$ $w_1[x]$ c_1 (crédit)
T_2: $r_2[x]$ $w_2[x]$ $r_2[y]$ $w_2[y]$ c_2 (transfert)
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 entières

Exemple :

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)
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'en 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 $\Rightarrow$ 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 $\Longleftrightarrow$

- 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 = permet de ne pas avoir à 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
$\Rightarrow$ *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 $T_1 \longrightarrow$ 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

$\Rightarrow$ *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)

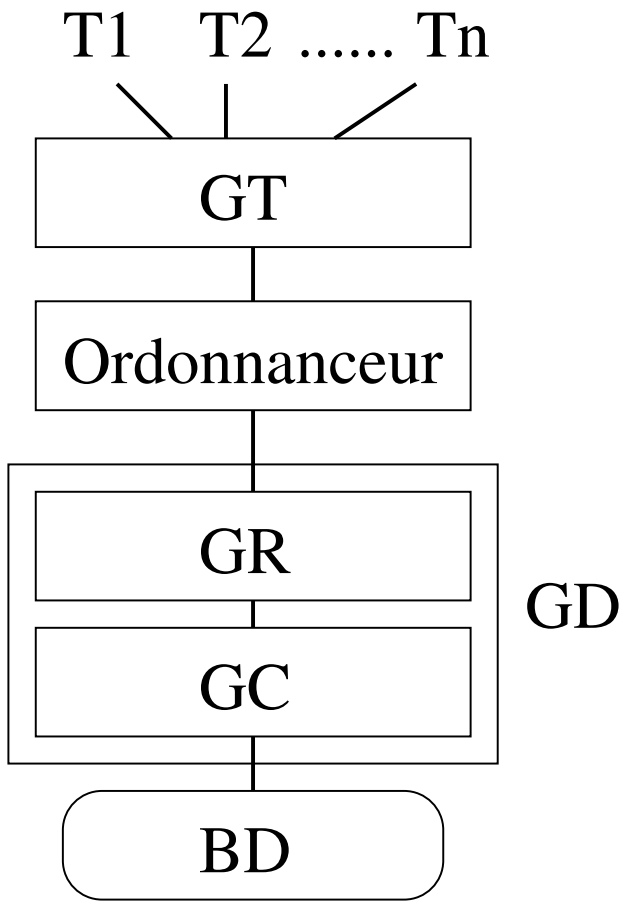
4. Tolérance aux pannes

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

Plan du cours

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

$H_1 = T_1 T_2 = r_1[x]_{x:200}\ w_1[x]_{x:300}\ c_1\ r_2[x]_{x:300}\ w_2[x]_{x:350}\ c_2$

$H_2 = T_2 T_1 = r_2[x]_{x:200}\ w_2[x]_{x:250}\ c_2\ r_1[x]_{x:250}\ w_1[x]_{x:350}\ c_1$

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

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

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

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: $w_2[x]\ r_2[y]\ w_2[y]\ c_2\ \underline{r_1[x]}\ \underline{w_1[y]}\ \underline{w_1[x]}\ \underline{c_1}$ (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 $T_i \rightarrow T_j$

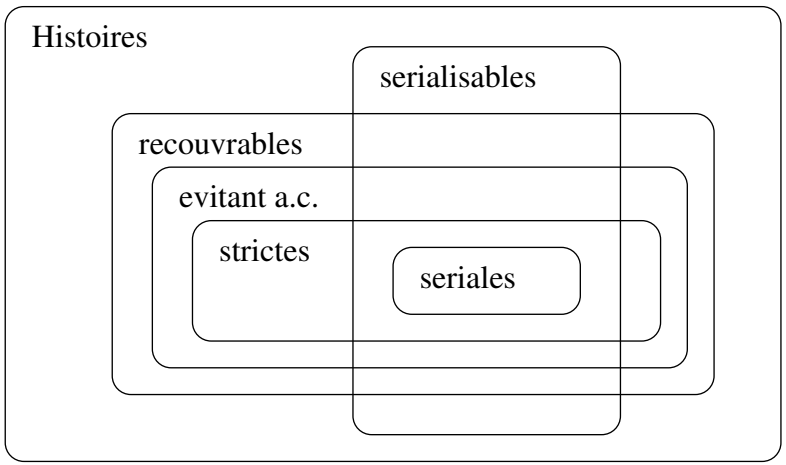
Théorème: H sérialisable $\Longleftrightarrow$ SG(H) acyclique

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 ⇒ pas d'annulation en cascade ⇒ recouvrable
- *la sérialisabilité* dépend de l'ordre des opérations
  la recouvrabilité dépend de l'ordre des Commit/Abort
  ⇒ 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

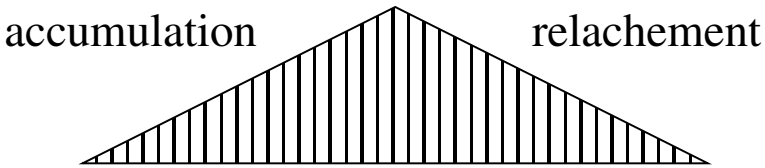
- stratégie pessimiste : retardement des opérations qui peuvent produire des problèmes de concurrence
- blocage des opérations en attente de verrous
  - verrou pour chaque enregistrement
  - chaque verrou est donné à une seule transaction à la fois
- en pratique: **verrou composé** = sous-verrou de lecture (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 $\Rightarrow$ 2 phases: accumulation et relâchement de verrous



- règle 3 $\Rightarrow$ les paires d'opérations conflictuelles de T_i et T_j s'exécutent toujours dans le même ordre
- règle 2 $\Rightarrow$ 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 $w_2[y]$
- $r_2[y]$ - $w_1[y]$, $w_1[y]$ - $w_2[y] \Rightarrow H_1$ non-sérialisable

b) Exécution correcte

H_2: $\mathbf{r_1[x]}$ $\mathbf{r_2[y]}$ $\mathbf{w_2[y]}$ $\mathbf{c_2}$ ($ru_2[y]$ $wu_2[y]$) $\mathbf{w_1[y]}$ $\mathbf{c_1}$ ($ru_1[x]$ $wu_1[y]$)

- $w_1[y]$ retardée en attente du verrou sur y
- $r_2[y]$ - $w_1[y]$, $w_2[y]$ - $w_1[y]$ $\Rightarrow$ 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: $r_1[x]$ - $w_2[x] \Rightarrow$ H sérialisable, équivalente à $T_1 T_2$
- $w_2[x]$ 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) $\rightarrow$ bloquée
  $w_1[x]$: ne peut pas obtenir IX(R) à cause de S(R) $\rightarrow$ bloquée
  c_1 bloquée car $T_1(w_1[x])$ bloquée
  c_2 s'exécute, S(R) relâché $\rightarrow$ 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

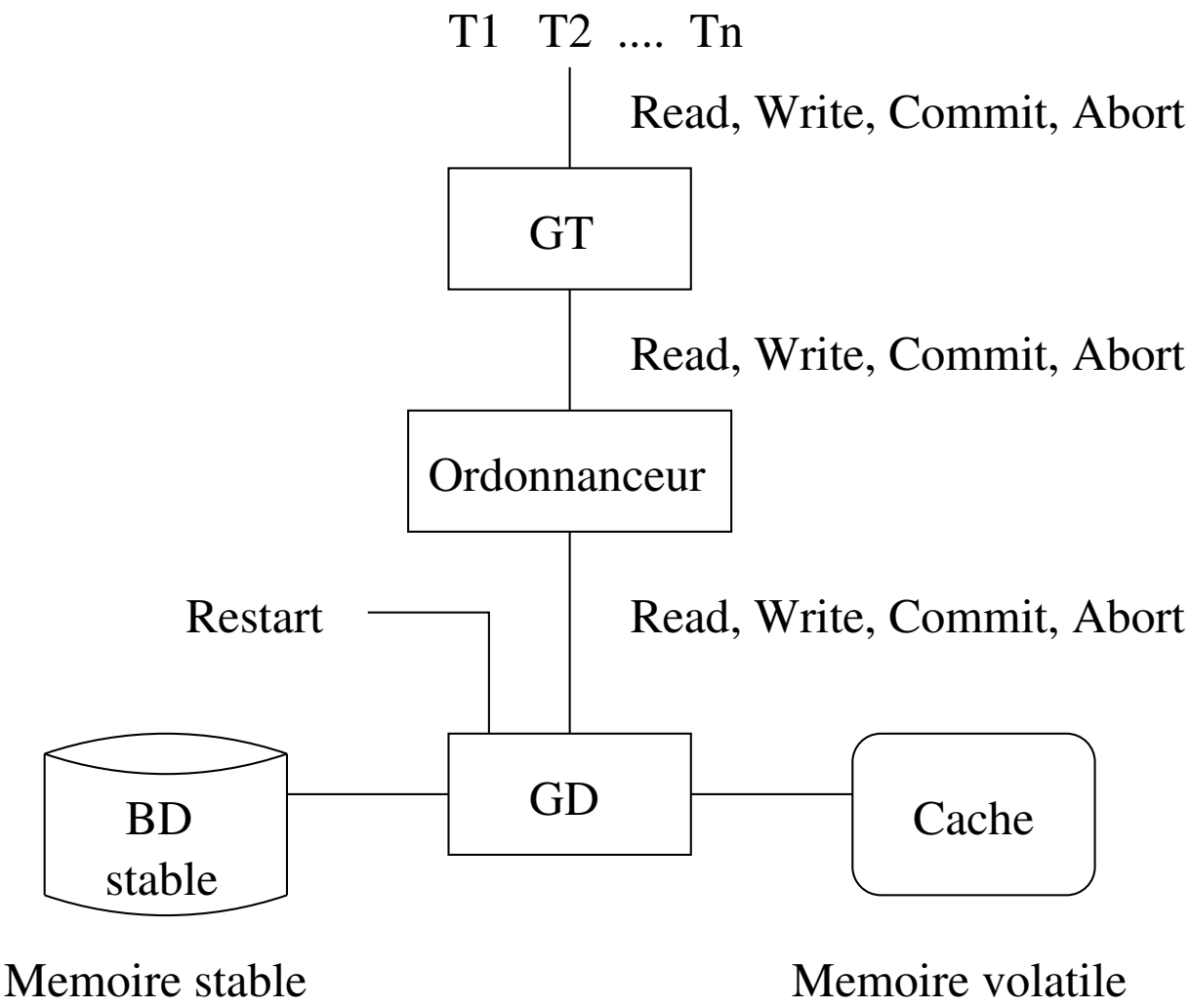
- ensemble = niveau de granularité supérieur
- verrous sur la donnée de niveau supérieur
  - parcourir les objets → lecture niveau supérieur
  - insérer un objet → écriture niveau supérieur

Plan du cours

1. Problématique

Hypothèses

- pannes de système: contenu de la mémoire volatile perdu
  - opération *Restart* qui reconstitue 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


T1 T2 .... Tn
Read, Write, Commit, Abort
GT
Read, Write, Commit, Abort
Ordonnanceur
Restart
Read, Write, Commit, Abort
BD
stable
GD
Cache
Memoire stable
Memoire volatile

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

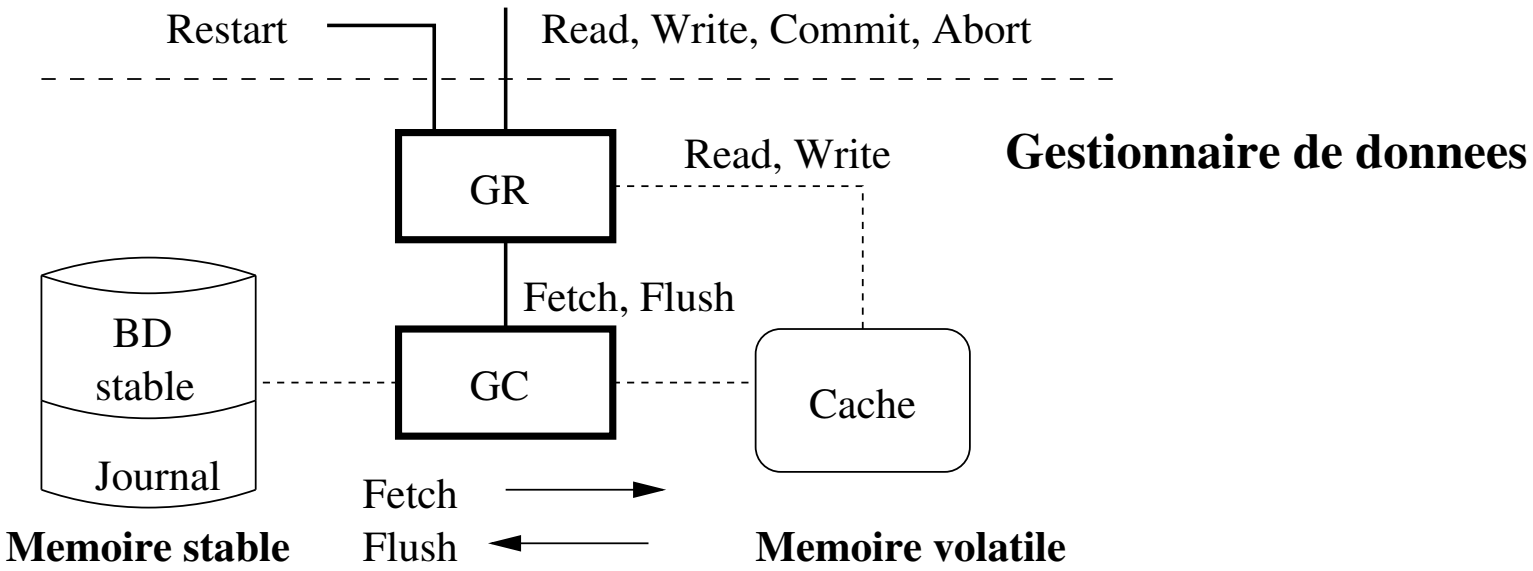
$\Longrightarrow$ *Restart* doit ramener la BD à l'état validé avant la panne

- 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 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

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

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 lance l'annulation
  - permet aux transactions non-validées d'écrire sur disque
  - *Restart* doit annuler ces écritures (annulation)
- GR lance la 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 ∈ **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

Plan du cours

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