OPTIMISATION DE REQUETES :

Bases de données relationnelles

*INTRODUCTION

PROBLEMATIQUE:

- Un des objectifs des bases de données est de restituer l'information dans des **délais acceptables**.
- Il s'agit de trouver la meilleure façon d'accéder et de traiter les données afin de répondre le plus rapidement possible à la requête: ceci passe par l'évaluation de la requête :

- L'exécution d'une requête nécessite:
  - Le transfert de données de la mémoire stable MS (disques) vers la mémoire centrale MC
  - Le traitement en MC
  - Écriture si MAJ en MS

  L'optimisation consiste à réduire au maximum le volume de ces transferts

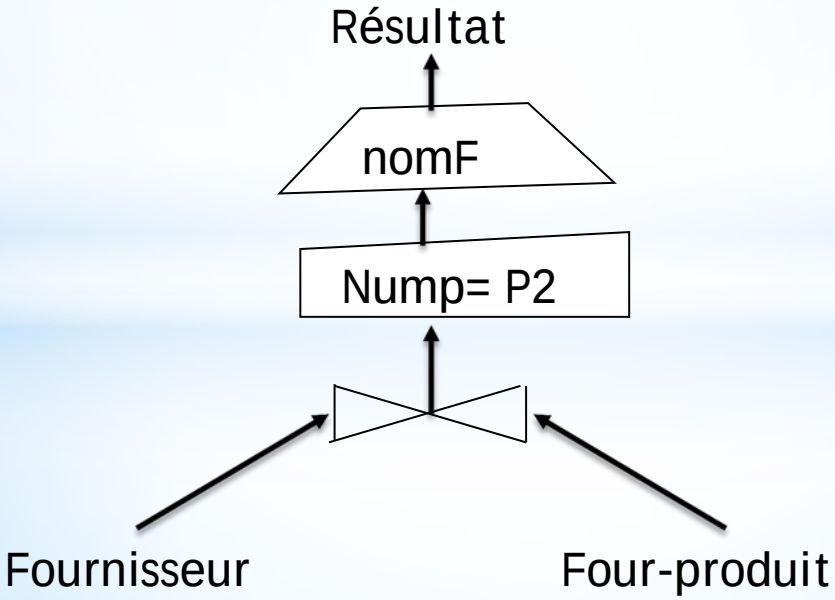
- **Pour cela, le SGBD dispose d'un module d'évaluation de questions qui permet de choisir la meilleure stratégie possible d'exécution d'une expression relationnelle.**

EXEMPLE fixant la problématique:

Nous travaillerons sur la base de données des fournisseurs avec les hypothèses suivantes :
Cardinalité relation fournisseur = 100, cardinalité relation four-produit = 10000
Soit la requête suivante : « donner les noms des fournisseurs de la pièce P2 »
La requête SQL est la suivante :

```
SELECT nomf
FROM fournisseur, four-produit
Where nump = 'P2' and fournisseur.numf= four-produit.numf
```

Un arbre algébrique non optimisé de la requête est le suivant :



Evaluation de l'arbre non optimisé :

1ière étape : Jointure des relations fournisseur et four-produit : lecture des 10000 tuples de four-produit, puis lecture de chacun des 100 fournisseurs 10000 fois (soit 10000x100 accès disque au max), construction du résultat intermédiaire de jointure en MC(10000 tuples joints au minimum). Il n'est pas sûre que celle-ci puisse être gardée en mémoire centrale.

2ième étape : restriction du résultat de l'étape précédente (10000x 50 accès au max). Les seuls tuples vérifiant nump='P2' seront gardés. Nous supposons qu'ils sont 50 et peuvent être gardés en mémoire.

3ième étape : projection sur le nomf
parcours des 50 tuples du résultat précédent afin de ne garder que nomf

Nous constatons la perte de temps en effectuant la jointure en premier du fait des lectures répétées.

Autre stratégie possible :

1ère étape : effectuer la restriction de four-produit à nump= ‘P2’
lecture des 10000 tuples de four-produit pour ne garder en mémoire qu’une table de 50 tuples

2ième étape : effectuer la jointure du résultat précédent avec fournisseur
cette étape entraîne l ‘extraction des 100 fournisseurs (100 accès disque). Le résultat contient 50 tuples.

3ième étape : effectuer la projection

Ainsi la commutation de la jointure et la restriction réduit considérablement le nombre de transferts de la mémoire secondaire vers la mémoire centrale, donc implique un gain de temps et donc une réduction du coût. Nous verrons plus formellement cette stratégie dans les paragraphes suivants.

PLAN

I. Typologie de requêtes
II. Les différentes phases de traitement d'une requête
III. Optimisation de requêtes
    i. Méthode syntaxique
    ii. Estimation de coûts
    iii. Techniques d'implémentation des opérateurs: cas de la jointure

*TYPOLOGIE DE REQUETES

Typologie des requêtes (I)

- Exemple d'une BD:

Ouvrier (NSS, Nom, Salaire, Spec, # N°U)
Usine (N°U, Site, Prod, # NSSChef)
Contrat(N°Cont, Fin, Cout, # NSS, # N°U)

- Classification des requêtes:

➢ Requête singulière (Point query)

- Requête basée sur une seule relation et dont le prédicat de sélection est composé avec une ou plusieurs égalités de manière à ce que la réponse comprenne au plus un tuple.

Exemple:

```
SELECT * FROM Ouvrier WHERE NSS = 1233333;
```

Typologie des requêtes (II)

➢ Requête singulière multiple (multipoint query)

- Requête basée sur une seule relation dont le prédicat de sélection est composé d'une ou plusieurs égalités, et dont la réponse comprend plusieurs tuples

- Exemple:

```
SELECT * FROM Ouvrier WHERE Salaire > 1500 AND Spec = `soudeur ';
```

➢ Requête d'intervalle (range query)

- Requête basée sur une seule relation et dont le prédicat comprend un test d'intervalle.

- Exemple:

```
SELECT * FROM Ouvrier WHERE Salaire > 1500 AND Salaire < 5000;
```

Typologie des requêtes (III)

- Requête d'appartenance à un ensemble ordonné d'attributs Z

  •Requête dont les conditions d'égalités doivent inclure obligatoirement une sous-chaîne définie selon l'ensemble Z

  - Exemple: Z = {NSS, Nom}
    - **SELECT Nom, Salaire FROM Ouvrier WHERE NSS = 12345 AND Nom = `Dupont';**

- Requête min-max

  - Requête formulée sur une seule relation et dont le prédicat est composé d'égalités faisant référence à une valeur minimale ou maximale.
  - Exemple: SELECT Nom, Salaire FROM Ouvrier WHERE Salaire = max (SELECT salaire FROM Ouvrier);

Typologie des requêtes (IV)

➢ Requête de groupement (Grouping query)

- Requête dont la réponse est partitionnée par un ou plusieurs attributs
- Exemple:

```
SELECT N°U, AVG(Salaire) FROM Ouvrier GROUP BY N°U;
```

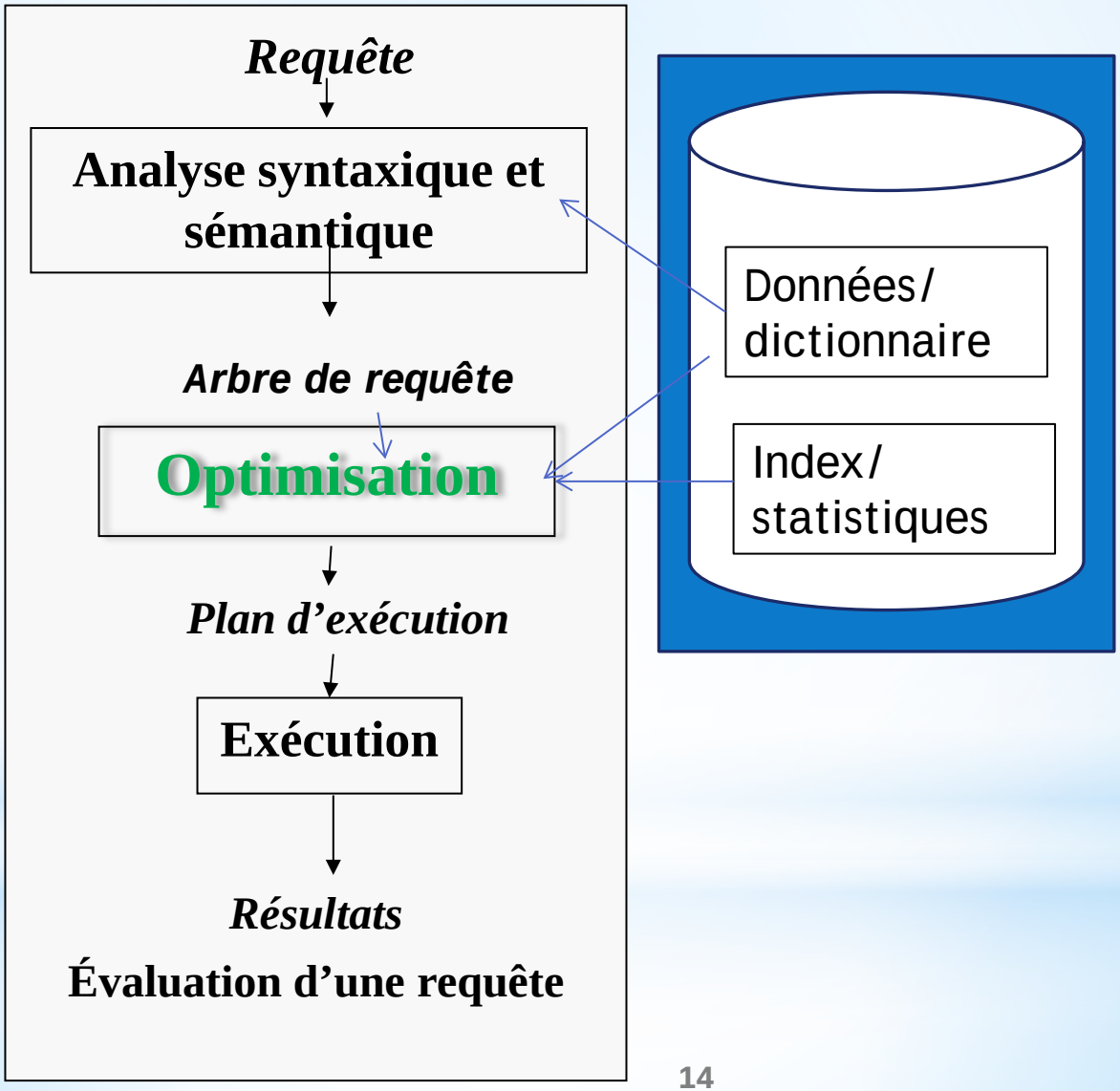
➢ Requête de jointure (join query)

- Requête basée sur plusieurs relations.
- Exemple:

```
SELECT NSS, Nom, Site FROM Ouvrier O, Usine U  WHERE O.N°U = U.N°U;
```

*Les différentes phases de traitement d'une requête

* Traitement de requête



Analyse: durant cette étape, la requête SQL est transformée en **arbre algébrique** (si utilisation des opérateurs de l'algèbre relationnelle) ou en graphe de connexion (si utilisation du calcul relationnel). *On se place dans le cadre de l'arbre algébrique*

Optimisation: des règles et heuristiques sont appliquées sur l' arbre issu de la phase précédente, afin de déterminer l'ordonnancement optimal des opérations relationnelles, ainsi que l'utilisation des méthodes d'accès aux données qui permettront de générer un **plan d'exécution optimum.**

Exécution : c'est l'étape finale, qui consiste dans l'exécution du plan d'exécution afin d'élaborer ses **résultats.**

Les différentes méthodes :

1. **Syntaxique** : transformation d'arbres de requêtes en utilisant des règles de transformation sur l'ordonnancement des opérateurs algébriques

2. **Estimation des coûts d'exécution** des diverses stratégies d'évaluation en se basant sur des informations statistiques et sur les méthodes d'accès

3. **Sémantique : exploitation des contraintes d'intégrité**

Ces méthodes sont non exclusives et souvent 1 et 2 sont combinées. Nous travaillerons sur les méthodes 1 et 2.

*OPTIMISATION DE REQUÊTES

METHODE SYNTAXIQUE

Analyse de la requête

Objectif :

étude **syntaxique** de la question, c'est-à-dire vérification de sa correction et parfois une analyse **sémantique** est effectuée. Lors de cette étape, il y a vérification de la présence des attributs référencés avec les catalogues.

L'analyse sémantique consiste à vérifier si la question est bien formulée comme par exemple s'il y a oubli d'un opérateur ou s'il y a des contradictions (sélection avec deux critères >10 et <10 par exemple).

Résultat : **génération d'un arbre de requêtes**.

Un arbre de requêtes est construit en utilisant une syntaxe abstraite associée aux opérateurs de l'algèbre relationnelle ou au calcul relationnel. Pour des raisons de commodité et afin de faciliter la compréhension , nous travaillerons sur une syntaxe proche de la notation utilisée dans l'algèbre relationnelle. L'arbre de requêtes sera alors un arbre algébrique.

Un arbre algébrique est un arbre dont :

- les nœuds terminaux sont des relations,
- les nœuds intermédiaires sont des opérateurs de l'algèbre relationnelle ,
- le nœud racine est le résultat de la question,

les arcs sont les flux de données entre les opérateurs.

*OPTIMISATION DE REQUÊTES

ORDONNANCEMENT DES OPERATEURS

Méthode syntaxique basée sur l'ordonnancement des opérateurs

L'ordonnancement des opérations relationnelles est complexe. Nous ne verrons dans cette partie qu'un ordonnancement basé sur une restructuration algébrique.
L'optimisation dépend en grande partie de l'ordre d'exécution des opérateurs apparaissant dans l'arbre algébrique utilisé.

Stratégie générale d'une optimisation

- Effectuer les opérations unaires de restriction et projection le plus tôt possible car elles réduisent respectivement le degré et la cardinalité d'une relation.

- Pré-traiter les relations avant d'effectuer la jointure soit en créant des index soit en effectuant le tri.
- Rechercher les sous expressions communes à plusieurs sous-arbres pour les pré-évaluer et stocker le résultat afin de le ré utiliser.

- Traiter en une seule fois les opérations de restriction et projection sur une même relation.

Règles de transformation des arbres

Règles de regroupement

Règle 1 : regroupement des projections

$$\pi\ (\pi\ (R/\ A1, A2, \ldots, An))\ /\ B1, B2, \ldots, Bp) = \pi\ (R\ /\ B1, B2, \ldots, Bp)$$

avec $\{Bj\} \subset \{Ai\}$

Dans une séquence d'opérations de projection seule la dernière est nécessaire

π (π Employé/ NSS, NOME,PRENOME)/NSS) = π Employé/NSS

Règle 2 : regroupement des restrictions

$$\sigma(\sigma\ (\ R\ /\ Xi\ \theta\ a)/\ Xj\ \theta\ b\ ) = \sigma\ (\ R\ /\ Xi\ \theta\ a \wedge Xj\ \theta\ b)$$

σ(σ Employé/ Adresse ='Alger' / date-naissance = '21-10-2000) = σEmployé /Adresse ='Alger' $\wedge$ date-naissance = '21-10-2000

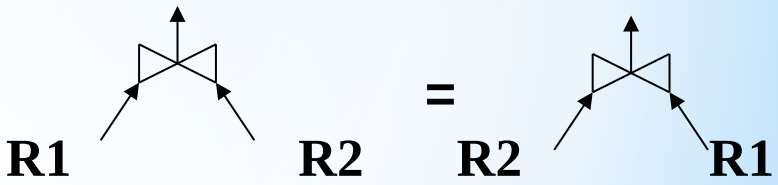
Règles de transformation des arbres

Règles de commutativité

Règle 3 : Commutativité des jointures et produit cartésien

R1 ⋈ R2 = R2 ⋈ R1

Ou ⊗ **Ou** ⊗



Les opérateurs d'union et d'intersection sont aussi commutatifs, la différence ne l'est pas.

Règles de transformation des arbres

Règles de commutation ou distributivité

La distributivité d'un opérateur Θ sur un opérateur θ s'exprime comme suit :

Θ (R1θ R2) = (Θ R1) θ (Θ R2)

Règle 4 : Commutation des restrictions et projections

1er cas : l'argument de restriction fait partie des attributs de projection

$$\pi/(X1,\ldots,\ ,Xi)\ (\sigma\ (R/\ (Xp\ \theta\ a\ ))) = \sigma/\ (\ Xp\ \theta\ a\ )\ (\ \pi(R\ /\ (X1,\ldots,\ Xp\ldots,Xi))$$

π /NSS, Adresse (σ Employé /adresse='Alger') = σ /adresse='Alger' (πEmployé/ NSS, adresse)

2ième cas : Sinon

$$\pi\ /(X1,\ldots,\ ,Xi)\ (\sigma\ (R/\ (Xp\ \theta\ a\ ))) =\ \pi)/\ X1,\ldots,Xi\ (\sigma/\ Xp\ \theta\ a\ (\pi\ (R/(X1,\ldots,Xi,\ Xp)\ ))$$

Règles de transformation des arbres

Règle 5 : Commutation des restrictions avec l'union
σ **(Union** (R1, R2) / Xp θ a) = **Union (**σ**(**R1/ Xp θ a**),** σ**(** R2/ Xp θ a**))**

Règle 6 : Commutation des restrictions avec la différence
σ **(Minus** (R1, R2) / Xp θ a) = **Minus (**σ**(**R1/ Xp θ a**),** σ**(** R2/ Xp θ a**))**

Règles de transformation des arbres

Règle 7 : Commutation des restrictions avec le produit cartésien
1er cas : la restriction porte sur l'argument d'une seule relation : les deux relations n'ont pas d'attributs communs : R1 (…., Xi, …), R2 (…., Yj, …)
σ **(**R1 $\otimes$ R2**)** ***/*** (Xi θ a) **) =** σ **(**R1***/*** (Xi θ a)**)** $\otimes$ R2

2ième cas : la restriction porte sur deux arguments respectifs de R1 et R2 , les deux relations n'ont pas d'attributs communs : R1 (…., Xi, …), R2 (…., Yj, …)
σ **(**R1 $\otimes$ R2**)** ***/*** (Xi θ a $\wedge$ Yj θ b) **) =** σ **(**R1***/*** (Xi θ a)**)** $\otimes$ σ **(**R2***/*** (Yj θ b)**)**

3ième cas : la restriction porte sur deux arguments respectifs de R1 et R2 , les deux relations ont un attribut commun Xp : R1 (…., Xi, Xp, …), R2 (…., Xp, …)
σ **(**R1 $\otimes$ R2**)** ***/*** (Xi θ a $\wedge$ Xp θ b) **) =** σ **((**σ **(**R1***/*** (Xi θ a)**)** $\otimes$R2 **)/** (Xp θ b) **)**

Règles de transformation des arbres

Règle 8 : Commutation des projections et produit cartésien
Soient R1 (…., Xi, …) et R2 (…., Yj, …)
π**((**R1 $\otimes$ R2**) /** X1, …, Xp, Y1, …Yp **) =** π**(**R1 / X1, …, Xp**)** $\otimes\pi$**(**R2 / Y1,…,Yp**)**

Règle 9 : commutation des projections avec l'union
π**((**R1 **Union** R2**) /** X1, …, Xp **) =** π**(**R1 / X1, …, Xp**) Union** π**(**R2 / X1,…,Xp**)**

Règles de transformation des arbres

Règle 10 : Cas de la jointure naturelle

Une jointure naturelle de R1 (X1…., Xi, …,Xn), R2 (Y1,…., Xi, …,Ym) est une restriction d'un produit cartésien à Xi = Xi suivie de la projection sur R1R2

Commutation avec la projection :

$\pi((R1 \bowtie R2) / X1….XpY1…Yq) = \pi(\pi(R1 / X1, …, Xp,Xi) \bowtie \pi(R2 / Y1,…,Yp,Xi) / X1..XpY1..Yq)$

Remarque : la dernière projection n'est nécessaire que si Xi n'appartient pas à X1,…Xp ou Y1,..,Yq

Commutation avec la restriction : R1 (…,Xi ,…) et R2 (…,Xi,..Yj,…)

$\sigma((R1 \bowtie R2) / (Yj\ \theta\ b)) = R1 \bowtie (\sigma(R2 / (Yj\ \theta\ b))$

Règles de transformation des arbres

A toutes ces règles peuvent être rajoutées des **règles d'associativité.**

L'associativité est définie comme suit :
$A\Theta (B\Theta C) = (A\Theta B) \Theta C$
L'union, l'intersection, et la jointure sont toutes associatives.
La différence ne l'est pas.

Algorithme simple de génération d'un plan de requête

Un algorithme simple d'utilisation des règles précédemment décrites afin de générer des plans de requêtes est le suivant : [Miranda p 246]

- Appliquer les règles 1 et 2 pour regrouper les restrictions et projections
- Faire descendre les restrictions le plus bas possible à l'aide de la règle R4 (pour passer une projection), de R5 et R6 (pour passer une union ou une différence) de R7 (pour passer un produit ou une jointure) et combiner éventuellement des restrictions avec R2
- Faire descendre les projections à travers les projections en utilisant la règle R1 , à travers les restrictions (R4), à travers les produits (R8) , à travers les jointures (R10)
- Supprimer les projections redondantes :

Au niveau des feuilles de l'arbre de requêtes si tous les attributs sont cités
Au niveau des nœuds par l'utilisation de la règle de regroupement R1

Plusieurs plans de requêtes peuvent être généré par transformations d'expressions. L'optimiseur devra choisir alors le moins coûteux. C'est l'étape d'estimation des coûts d'exécution qui permettra de choisir.

*OPTIMISATION DE REQUETES

ESTIMATION DES COUTS D'EXECUTION

RAPPELS : notions 1

- Les tables relationnelles sont stockées physiquement dans des fichiers sur disque

- Lorsqu' on veut accéder aux données, on doit transférer le contenu pertinent des fichiers dans la mémoire

  - Fichier = séquence de tuples ou d'enregistrements
  - Bloc (page) = unité de transfert de données entre disque et mémoire
  - Facteur de blocage = nombre de tuples d'une relation qui «tiennent» dans un bloc
  - Coût de lecture (ou écriture) d'une relation = nombre de blocs à lire du disque vers la mémoire (ou à écrire de la mémoire vers le disque)

RAPPEL : notions 2

- TempsES : temps d'accès à mémoire secondaire (MS)
- TempsUCT
  - Souvent négligeable
- TailleMC : espace mémoire centrale
- TailleMS : espace mémoire secondaire

ESTIMATION DES COUTS D'EXECUTION

- Une solution simple pour choisir le meilleur plan d'exécution consiste à les générer tous et à estimer le coût d'exécution de chacun et choisir le moindre coût.
- Malheureusement cette démarche n'est pas très réalisable car :

  le nombre de plans peut être très grand

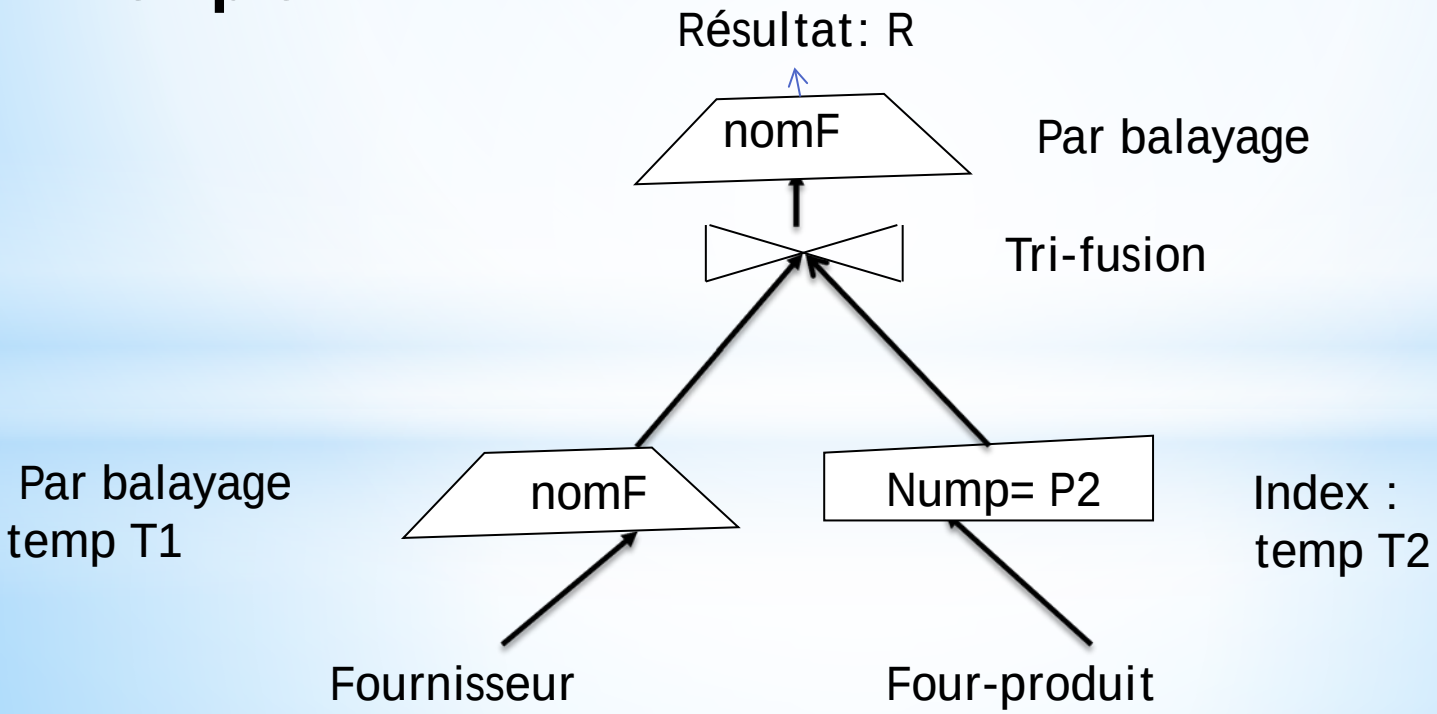
  la taille des résultats intermédiaires pris en compte est un surcoût.

Une solution optimale consiste à utiliser des connaissances statistiques stockées, des connaissances sur les coûts d'implémentation des opérateurs et des connaissances sur les techniques d'indexation utilisées , afin de choisir la meilleure stratégie d'exécution.

Le Plan d'exécution

Un plan d'exécution reprend l'arbre algébrique optimisé résultat de l'étape d'analyse de la requête sur lequel on précise les algorithmes choisis pour améliorer les chemins d'accès

Exemple :



Algorithme général de choix du plan d'exécution

❑ Cas mono relation

- On énumère tous les plans
- On calcule le coût de chaque plan
- On choisit le plan de moindre cout

❑ Cas multi relations

On ne peut énumérer tous les plans, cependant on choisira des plans en fonction de leur forme : guidés par la jointure puisque c'est l'opérateur le plus cher.

- On va choisir les arbres en estimant le coût d'un opérateur en fonction de la taille de son entrée.
- On calcule le cout de chaque arbre
- On choisit le plan de moindre cout

Cas multi relations

- La jointure étant une opération binaire, une jointure faisant intervenir N relations (N>2) doit être décomposée en une séquence de jointure binaires . La séquence peut être en « pipeline » (jointures emboitées) ou prises deux à deux.

Exemple : R1 join R2 join R3 join R4:

On peut générer plusieurs arbres binaires → En surveillant l'attribut de jointure

En Pipeline :

(R1 join R2) join R3) join R4, (R1 join R3) join R2)join R4

(R2 join R1) join R3)join R4, (R2 join R3) join R1) join R4 etc.

Evaluation :

entrée (R1 join R2) sortie1 join R3) sortie 2 join R4 résultat

Deux à deux

(R1 join R2) join (R3 join R4) etc .:

Evaluation :

[(Entrée 1 R1 join R2) sortie1] join [entrée 2 (R3 join R4) sortie 2] résultat

La plupart des programmes d'optimisation choisissent les jointures en « pipeline », ce qui revient à évaluer une entrée de jointure et des résultats en sortie intermédiaires jusqu'au résultat final.

UTILISATION DE DONNÉES STATISTIQUES

L'estimation du coût d'exécution utilisent les statistiques de la base de données mémorisées dans les catalogues:

- Nombre d'enregistrements de chaque relation
- Nombre de pages de chaque relation
- Nombre de clés distinctes pour un index
- Nombre de pages de chaque index
- Les clés min/max pour les index etc.

UTILISATION DE PROCÉDURES D'IMPLEMENTATION DES OPÉRATEURS

Le programme d'optimisation va avoir à sa disposition un ensemble de procédures d'implémentation prédéfinies des opérateurs.

Par exemple :

- la restriction pourra être implémentée différemment suivant que la formule de qualification fait référence à une clé, ou à un attribut non clé mais indexé, ou tout simplement à un attribut non clé non indexé.
- La jointure de deux relations R1 et R2 peut être implémentée :
  - brutalement à l'aide de deux boucles imbriquées (une boucle externe complète sur les occurrences de R1 et une boucle interne complète sur les occurrences de R2),
  - ou s'il existe un index sur l'attribut de jointure, il ne sera pas nécessaire d'effectuer la deuxième boucle mais effectuer un accès direct au tuple (recherche indexée)
  - ou encore il sera possible de trier les deux relations suivant l'attribut de jointure, ainsi le parcours des deux relations pourra être synchronisé et ne fournira qu'un seul parcours de données sans redondance (implémentation par tri- fusion).
  - Ou si on utilise une fonction de hachage

RAPPEL

*Index

- Les index sont des fichiers qui contiennent les paires [attribut(s) d'accès → numéro page]
- Un index primaire est construit sur la clé primaire d'une relation
- Un index secondaire est construit sur un attribut quelconque d'une relation

Techniques d’indexation

- Arbre B (B-tree)
- Hachage

Recherche dans une table avec un index

- Exemple: SELECT * FROM Etudiant WHERE Age = 24;
- Un index sur Age permet d'obtenir rapidement les enregistrements des tuples des employés de 24 ans.

- Requêtes conjonctives

SELECT * FROM Employe WHERE Salaire = 2000 AND Ville = `Laghouat ';

- Supposons l'existence de deux index; un sur Salaire et l'autre sur Ville.
- Le premier index fournit les enregistrements satisfaisant la 1ère condition qui seront regroupés dans une table temporaire T1. Idem pour le deuxième index ~ T2
- Enfin l'intersection de T1 et T2 donne la réponse

Les choix d'Oracle

- Par défaut l'index est un arbre B

  - Dès qu'on utilise une commande PRIMARY KEY, Oracle crée un arbre B sur la clé primaire

- Arbre est stocké dans un segment d'index

Guide d'utilisation des index en cours d'exploitation d'une BD

- Les index utiles sont ceux nécessaires à l'exploitation courante des données
- Supprimer les index lorsqu'il s'agit de traiter un flux important de transactions de type mise à jour sur une table. Ils sont d'abord supprimés, puis recréés au besoin après les mises à jour
- Une accélération de la jointure est possible par la création des index: indexer les attributs de jointure permettra un accès plus rapide

Algorithmes de jointure

- Jointure sans index
  - Jointure par boucles imbriquées (nested loop)
  - Jointure par tri-fusion (sort-join)
  - Jointure par hachage
- Jointure avec index
  - Jointure avec boucles indexées

Jointure par boucles imbriquées (JBI): Force brute

- $R \infty_F S$
  - Principe:
    - La première table est lue séquentiellement et de préférence stockée entièrement en mémoire
    - Pour chaque tuple de R, il y a une comparaison avec chacun des tuples de S

Jointure par boucles imbriquées: Force brute

Algorithme

```
POUR chaque i := 1 à m                          /*boucle externe */
        POUR chaque j := 1 à n                  /*boucle interne*/
                SI  = R[i].C  = S[j].C  alors
                 ajouter  le n-uplet joint R[i]*S[j] au résultat
                Fin Si
         finPOUR
FinPOUR
```

Remarques :

- Nécessite mxn opérations de lecture
- Cardinalité du résultat :
  - Si jointure plusieurs vers 1 : card = au plus cardinalité de R ou S dont la clé étrangère intervient dans la jointure
  - Si jointure plusieurs à plusieurs la cardinalité dépend du nombre de valeurs distinctes de l'attribut de jointure C dans R (dCR) ou S (dCS)
    - = mxn/dCR ou mxn/dCS suivant si on commence par R ou S

Jointure par tri fusion

- Plus efficace que les boucles imbriquées pour les grosses tables
- Principe:
  - Trier le deux tables sur l'attribut de jointure
  - Effectuer la fusion

Jointure par tri fusion

Trier R et S par tri externe et réécrire dans des fichiers temporaires

Lire groupe de lignes GR(cR) de R pour la première valeur cR de clé de jointure

Lire groupe de lignes GS(cS) de S pour la première valeur cS de clé de jointure

TANT QUE il reste des lignes de R et S à traiter

```
SI cR = cS
        Produire les lignes concaténées pour chacune des combinaisons de
                lignes de GR(cR) et GS(cS);
            Lire les groupes suivants GR(cR) de R et GS(cS) de S;
    SINON
            SI cR < cS
                    Lire le groupe suivant GR(cR) de R
                SINON
                    SI cR > cS
                        Lire le groupe GS(cS) suivant dans S
                    FINSI
                FINSI
    FINSI
FIN TANT QUE
```

Principe de la jointure par hachage

1- On hache la plus petite des deux tables en n fragments

2- On hache la seconde table, avec la même fonction, en n autres fragments

3- On réunit les fragments par paire, et on fait la jointure

Jointure par hachage

- Très efficace quand une des deux tables est petite

- Algorithme en option dans Oracle

Jointure avec Index : Recherche indexée

- **Il existe un index X sur l'attribut de jointure de la relation interne S.**

- **Différence avec l'algorithme force brute : pour chaque tuple de la relation externe R, l'accès aux tuples de la relation interne est direct via l'index et non pas un balayage systématique:**

- **Le nombre total de lectures de n-uplet pour les relations R et S est simplement la cardinalité du résultat de jointure à laquelle on rajoute la lecture de la première relation : m+mxn/dCS**

Algorithme :

```
/* on suppose qu'il existe un index X sur S.C */
 Pour i := 1 à m:                    /* boucle externe*/
 /* supposons qu'il y ait k entrées d'index X[1].. X[k]
avec comme valeur d'attribut de jointure indexée =
R[i].C */
          Pour j:= 1 à n;            /* boucle interne */
          /* soit S[j] le n-uplet indexé par X[j]  */
           Ajouter le n-uplet joint R[i]*S[j] au résultat
           fin
Fin
```