3I009 Licence d'informatique

Cours 3 : Traitement et optimisation de requêtes

EMP(ENO, ENAME, TITLE)
PROJECT(PNO, PNAME, BUDGET)
WORKS(ENO, PNO, RESP, DUR)

•Problème

Soit la requête

pour chaque projet de budget > 250 qui emploie plus de 2 employés, donner le nom et le titre des employés

Comment l'exprimer en SQL ?

- **Avec count : traduire en algèbre ?**
- **Sans count : plus complexe**

Avec count :

```
SELECT  DISTINCT Ename, Title
        FROM    Emp, Project, Works
        WHERE   Budget > 250
        AND     Emp.Eno=Works.Eno
        AND     Project.Pno=Works.Pno
        AND     Project.Pno IN
                (SELECT Pno
                 FROM   Works
                 GROUP BY Pno
                 HAVING COUNT(*) > 2)
```

Sans count :

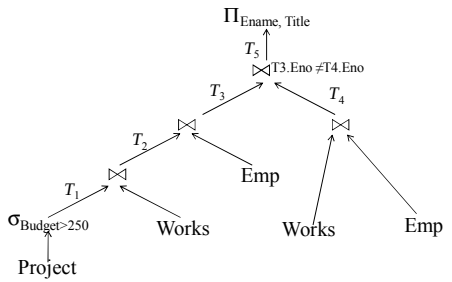
```
SELECT  DISTINCT E1.Ename, E1.Title
        FROM    Emp E1, Project, Works W1, Emp E2, Works W2
        WHERE   Budget > 250
        AND     E1.Eno=W1.Eno AND E2.Eno = W2.Eno
        AND     Project.Pno=W1.Pno AND W2.Pno = W1.Pno
        AND     E1.Eno <> E2.Eno
```


Un plan d'exécution possible

```
SELECT  DISTINCT E1.Ename, E1.Title
        FROM    Emp E1, Project, Works W1, Emp E2, Works W2
        WHERE   Budget > 250
        AND     E1.Eno=W1.Eno AND E2.Eno = W2.Eno
        AND     Project.Pno=W1.Pno AND W2.Pno = W1.Pno
        AND     E1.Eno <> E2.Eno
        )
```

$T_1 \leftarrow$ *Lire* la table `Project` et *sélectionner* les tuples de `Budget` > 250
$T_2 \leftarrow$ *Joindre* T_1 avec la relation `Works`
$T_3 \leftarrow$ *Joindre* T_2 avec la relation `Emp`
$T_4 \leftarrow$ *Joindre* `Works` avec la relation `Emp`
$T_5 \leftarrow$ *Joindre* T_3 avec T_4 en vérifiant T3.Eno ≠T4.Eno
$T_6 \leftarrow$ *Projeter* $T5$ sur `Ename, Title`
Résultat ← *Éliminer doublons* dans T_6

Représentation algébrique



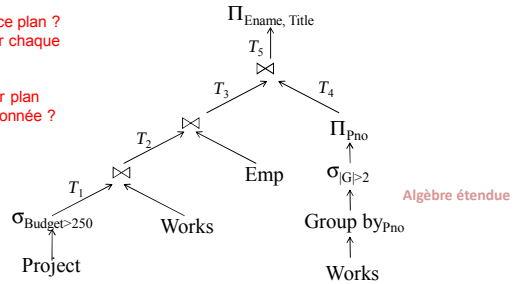
Un plan d'exécution possible (algèbre étendue)

```
SELECT   DISTINCT Ename, Title
         FROM     Emp, Project, Works
         WHERE    Budget > 250
         AND      Emp.Eno=Works.Eno
         AND      Project.Pno=Works.Pno
         AND      Project.Pno IN
                  (SELECT  Pno
                   FROM    Works
                   GROUP BY Pno
                   HAVING  COUNT(*) > 2)
```

T_1 ← *Lire* la table `Project` et *sélectionner* les tuples de `Budget` > 250
T_2 ← *Joindre* T_1 avec la relation `Works`
T_3 ← *Joindre* T_2 avec la relation `Emp`
T_4 ← *Grouper* les tuples de `Works` sur `Pno` et pour les groupes qui ont plus de 2 tuples, *projeter* sur `Pno`
T_5 ← *Joindre* T_3 avec T_4
T_6 ← *Projeter T5* sur `Ename, Title`
Résultat ← *Éliminer doublons* dans T_6

Représentation algébrique

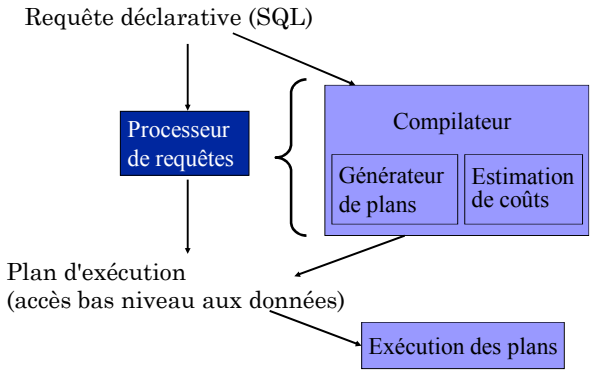
•Comment obtenir ce plan ?
•Comment exécuter chaque nœud / sous-arbre
•Quel est le coût ?
•Quel est le meilleur plan pour une requête donnée ?



Algèbre étendue

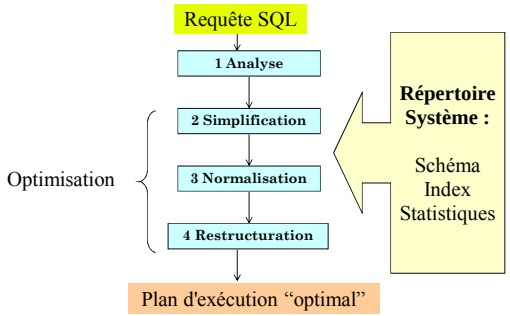
$\Pi_{Ename, Title}(\Pi_{Pno}(\sigma_{|G|>2}\ Group_{Pno}\ (Works)) \bowtie (Emp \bowtie ((\sigma_{Budget>250000}\ Project) \bowtie Works)))$

•Traitement des requêtes



8

Étapes du traitement d'une requête



•Normalisation de requête

- Analyse lexicale et syntaxique
  - vérification de la validité de la requête
  - vérification des attributs et relations
  - vérification du typage de la qualification
- Mise de la requête en forme normale
  - forme normale conjonctive
    $(p_{11} \vee p_{12} \vee \ldots \vee p_{1n}) \wedge \ldots \wedge (p_{m1} \vee p_{m2} \vee \ldots \vee p_{mn})$
  - forme normale disjonctive
    $(p_{11} \wedge p_{12} \wedge \ldots \wedge p_{1n}) \vee \ldots \vee (p_{m1} \wedge p_{m2} \wedge \ldots \wedge p_{mn})$
  - OR devient union
  - AND devient jointure ou sélection

•Simplification

- Pourquoi simplifier?
  - plus une requête est simple, plus son exécution peut être efficace
- Comment? en appliquant des transformations
  - élimination de la redondance
    - règles d'idempotence
      $p_1 \wedge \neg(p_1) \equiv$ faux
      $p_1 \wedge (p_1 \vee p_2) \equiv p_1$
      $p_1 \vee$ faux $\equiv p_1$
      …
  - application de la transitivité (att1=att2 ,att2=att3)
- Éliminer des opérations redondantes :
  - ex. : pas besoin de distinct après une projection sur une clé
- utilisation des règles d'intégrité
  - CI : att1 <100 Q: … where att1 > 1000… élagage

Exemple de simplification

```
SELECT    Title
FROM      Emp
WHERE     Ename = 'J. Doe'          P1
OR        (NOT(Title = 'Programmer')        ¬P2
AND       (Title = 'Programmer'     P2
OR        Title = 'Elect. Eng.')    P3
AND       NOT(Title = 'Elect. Eng.'))       ¬P3
```

⇓ P1 ∨ (¬P2 ∧(P2 ∨ P3) ∧ ¬P3)

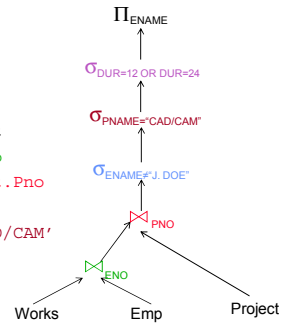
```
SELECT    Title
FROM      Emp
WHERE     Ename = 'J. Doe'
```

Traduction en algèbre

Conversion en arbre algébrique

Exemple (ordre de la clause where) :

```
SELECT   Ename
FROM     Emp, Works, Project
WHERE    Emp.Eno = Works.Eno
AND      Works.Pno = Project.Pno
AND      Emp.Ename <>'J.Doe'
AND      Project.name = 'CAD/CAM'
AND      (Works.Dur=12 OR
           Works.Dur=24)
```



Alternatives de traduction

```
SELECT   Ename
FROM     Emp e,Works w
WHERE    e.Eno = w.Eno
  AND    w.Dur > 37
```

Stratégie 1:

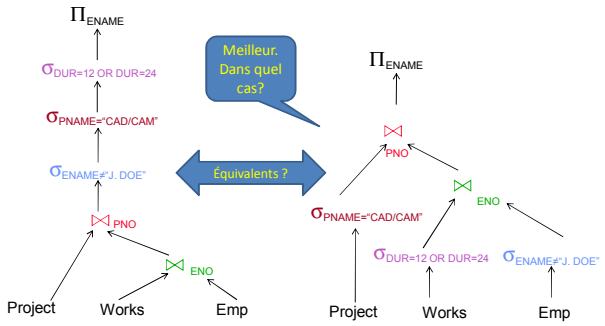
$$\Pi_{ENAME}(\sigma_{DUR>37 \wedge EMP.ENO=WORKS.ENO}(Emp \times Works))$$

Stratégie 2:

$$\Pi_{ENAME}(Emp \bowtie_{ENO} (\sigma_{DUR>37}(Works)))$$

- La stratégie 2 semble "meilleure" car elle évite un produit cartésien et sélectionne un sous-ensemble de Works avant la jointure
- Problème : Comment mesurer la qualité d'une stratégie ?

Alternatives de traduction



Optimisation de requête

Objectif : trouver le plan d'exécution le moins « *coûteux* »

Fonction de coût : donne une *estimation* du coût total réel d'un plan d'exécution

coût total = **coût I/O** (entrées/sorties) + coût CPU

- coût(I/O) ~ *1000* · coût(CPU) : on peut *négliger le coût CPU*
- I/O se calcule en *nombre de page* (même coût de transférer une page vide ou pleine)

- Problème 1 : Définition d'une bonne **fonction de coût**

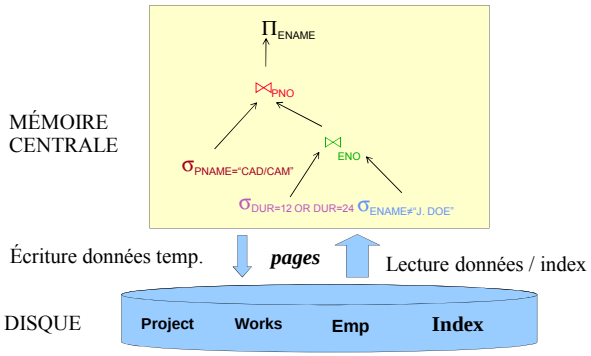
  Solution : statistiques (à maintenir !) et fonctions d'estimations
- Problème 2 : Taille de l'**espace de recherche**

  Espace de recherche = ensemble des expressions algébriques équivalentes pour une même requête.

  Peut-être très grand. Optimisation en temps borné si non-compilé

  Solution : *recherche non-exhaustive* d'une bonne solution (pas forcément la meilleure) en limitant l'espace de recherche, ou utilisation d'*heuristiques*

Coût d'un plan d'exécution



Estimer le coût d'un plan

La fonction de coût donne une estimation des temps I/O et CPU

nombre instructions et accès disques (écriture/lecture en nb pages)

1. Estimation du ***nombre d'accès disque*** pendant l'évaluation de chaque nœud de l'arbre algébrique

   Dépend entre autres de la place mémoire disponible/taille des opérandes (principalement pour jointure) et de l'algo. utilisé pour mettre en œuvre l'opérateur (cf. semaine prochaine)

2. Estimation de la ***taille du résultat*** de chaque nœud par rapport à ses entrées *:*

   sélectivité des opérations – « facteur de réduction »

   influe sur la taille du résultat = opérande du prochain opérateur

   basé sur les statistiques maintenues par le SGBD

Estimer le coût d'un plan

Deux hypothèses (fortes) :

1. Hypothèse d' ***uniformité*** **:** les différentes valeurs d'un attribut ont la même probabibilité.

   Hypothèse plausible dans certains cas, pas dans d'autres (ex. âge)

2. Hypothèse d'***indépendance*** des attributs : la probabilité d'un attribut ne dépend pas de la proba. d'un autre.

   plausible : taille et couleur des cheveux

   peu plausible : taille et âge

Ces hypothèses sont trop forte mais

- On ne sait pas faire mieux sinon il faut stocker des histogrammes …
  - Coûteux
  - Compromis lecture / écriture
- L'erreur n'est pas fatale : au pire on choisit une solution un peu lente

Tailles des relations intermédiaires

Sélection :

$taille(R) = card(R) * largeur(R)$

$card(\sigma_F(R)) = SF_\sigma(F) * card(R)$

où SF_σ est une *estimation* de la **sélectivité du prédicat** , dont la forme générale est "taille des sélectionnés / taille des possibles (domaine)"

Si A continue. Sinon, remplacer par Card

$SF_\sigma(A = valeur) = \frac{1}{card(\prod_A(R))}$	
$SF_\sigma(A > valeur) = \frac{max(A) - valeur}{max(A) - min(A)}$	$SF_\sigma(A < valeur) = \frac{valeur - min(A)}{max(A) - min(A)}$
$SF_\sigma(p(A_i) \wedge p(A_j)) = SF_\sigma(p(A_i)) \bullet SF_\sigma(p(A_j))$	
$SF_\sigma(p(A_i) \vee p(A_j)) = SF_\sigma(p(A_i)) + SF_\sigma(p(A_j)) - (SF_\sigma(p(A_i)) \bullet SF_\sigma(p(A_j)))$	
$SF_\sigma(A \in ens\_valeurs) = SF_\sigma(A=valeur) \bullet card(ens\_valeurs)$	

Tailles des relations intermédiaires

Projection

$card(\Pi_A(R)) <= card(R)$ (égalité si A est *unique*)

Produit cartésien

$card(R \times S) = card(R) \cdot card(S)$

Union

borne sup. : $card(R \cup S) = card(R) + card(S)$

borne inf. : $card(R \cup S) = max\{card(R), card(S)\}$

Différence

borne sup. : $card(R–S) = card(R)$ /* $R \cap S = \varnothing$

borne inf. : 0 /* $R \subset S$

Tailles des relations intermédiaires

Jointure :

- cas particulier: *A* est clé de *R* et *B est clé étrangère dans S vers R :*

$$card(R \bowtie_{A=B} S) = card(S)$$

- plus généralement

$$card(R \bowtie S) = SF_J \bullet card(R) \bullet card(S)$$

Comment l'obtenir ? Il faut des infos supplémentaire (SFj peut être stocké)

Règles de transformation

- Commutativité des opérations binaires
  - $R \times S \equiv S \times R$
  - $R \bowtie S \equiv S \bowtie R$
  - $R \cup S \equiv S \cup R$
- Associativité des opérations binaires
  - $(R \times S) \times T \equiv R \times (S \times T)$
  - $(R \bowtie S) \bowtie T \equiv R \bowtie (S \bowtie T)$
- Idempotence des opérations unaires
  - $\Pi_{A'}(\Pi_{A''}(R)) \equiv \Pi_{A'}(R)$
  - $\sigma_{p_1(A_1)}(\sigma_{p_2(A_2)}(R)) \equiv \sigma_{p_1(A_1) \wedge p_2(A_2)}(R)$
    - où $R[A]$ et $A' \subseteq A$, $A'' \subseteq A$ et $A' \subseteq A''$

Règles de transformation

- Commutativité de la sélection et de la projection (si proj. des attr. sél.)
- Commutativité de la sélection avec les opérations binaires

$\sigma_{p(A)}(R \times S) \equiv (\sigma_{p(A)}(R)) \times S$

$\sigma_{p(A_i)}(R \bowtie_{(A_j,B_k)} S) \equiv (\sigma_{p(A_i)}(R)) \bowtie_{(A_j,B_k)} S$

$\sigma_{p(A_i)}(R \cup T) \equiv \sigma_{p(A_i)}(R) \cup \sigma_{p(A_i)}(T)$

où A_i appartient à R et T

- Commutativité de la projection avec les opérations binaires

$\Pi_C(R \times S) \equiv \Pi_{A'}(R) \times \Pi_{B'}(S)$

$\Pi_C(R \bowtie_{(A_j,B_k)} S) \equiv \Pi_{A'}(R) \bowtie_{(A_j,B_k)} \Pi_{B'}(S)$

$\Pi_C(R \cup S) \equiv \Pi_C(R) \cup \Pi_C(S)$

où $R[A]$ et $S[B]$; $C = A' \cup B'$ où $A' \subseteq A$, $B' \subseteq B$, $A_j \subseteq A'$, $B_k \subseteq B'$

Heuristiques

Observation : opérations plus ou moins *coûteuses* et plus ou moins *sélectives*

Idée : réordonner les opérations :

faire les opérateurs les moins coûteux (projection, sélection) et les plus sélectives en premier, de manière à réduire la taille des données d'entrée pour les opérateurs les plus coûteux (jointure). La place en mémoire est un facteur primordial pour l'efficacité d'une jointure (cf. dans 2 semaines)

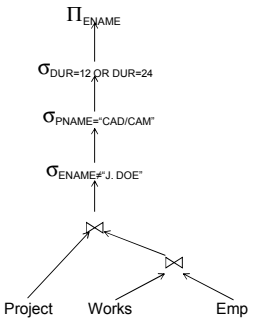
Méthode *heuristique* :

descendre les sélections, puis les projections au maximum grâce aux règles de transformation.

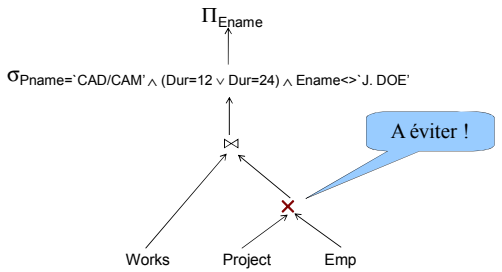
N'est pas toujours meilleur, car dépend de la présence d'index, de la nécessité d'écrire des relations temporaires…

Exemple

```
SELECT Ename
FROM Project p, Works w,
     Emp e
WHERE w.Eno=e.Eno
AND w.Pno=p.Pno
AND Ename<>`J. Doe'
AND p.Pname=`CAD/CAM'
AND (Dur=12 OR Dur=24)
```



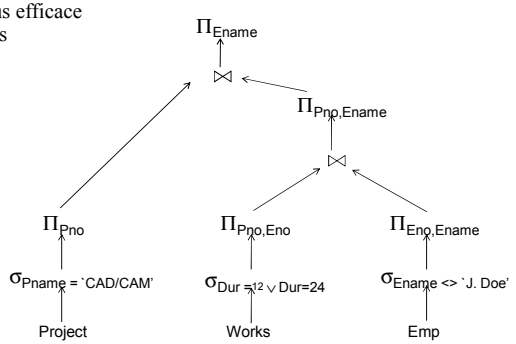
Requête équivalente



Appliquons l'heuristique décrite précédemment…

Autre requête équivalente

En principe plus efficace que les requêtes précédentes.



Conclusion

- Un SGBD doit transformer une requête déclarative en un programme impératif :
  - Plan d'exécution
  - Algèbre
- Calculer les tailles des résultats intermédiaire donne une idée du coût d'un plan mais..
  - Comment mettre en œuvre les opérateurs ?
  - Comment accéder aux données ?
  - Comment enchaîner les opérateurs ?
  - Comment trouver le meilleur plan en fonction de ce qui précède

Réponses dans les deux prochains cours