5.5.1 Formes Normales : Motivations

Soit $S = ABC$ et $F = \{A \to B, BC \to A\}$

Soit la relation r satisfaisant toutes les dép. de F :

A	B	C
a	b	c
a	b	c'

Pas de redondance sur les valeurs de BC : il n'y a pas deux couples ayant les mêmes valeurs sur BC, car BC est une clé. Mais redondance sur AB.

Redondances $\leadsto$ risques d'anomalies d'insertion, suppression, etc.

- **Déf.** Soit S un schéma de relation et F un en ensemble de dépendances sur S. S es en Forme Normale de Boyce Codd (BCNF) par rapport à F ssi quelque soit la dépendance $X \rightarrow A$ impliquée par F, où A est un attribut, soit $X \rightarrow A$ est "banale" (c.à.d. $\{A\} \subseteq X$) soit X est une super-clé (par rapport à F).

  Intuitivement : les attributs dépendent seulement des clés.

  Dit autrement : S n'est pas en BCNF par rapport à F quand il existe au moins une dép. $f = X \rightarrow A$ impliquée par F telle que: f n'est pas banale et X n'est pas une super-clé (= X n'est pas une clé et aucun sous-ensemble de X est une clé).

- **Exemple précédent** : $S = ABC$ et $F = \{A \rightarrow B, BC \rightarrow A\}$. Ici, S n'est pas BCNF ! En fait :

  $A \rightarrow B \in F$, n'est pas banale et mais A n'est pas une super-clé.

Tous les schémas de relations en BCNF : souhaitable, car on n'aura jamais de redondances de données.
Toutefois : parfois trop fort ! Par ex., $\nexists$ déc. pour l'exemple que l'on vient de voir qui soit, au même temps, SPI, SPD et BCNF !

On peut relâcher des contraintes imposées par BCNF. En affet, on a une hiérarchie de formes normales, qui sont de plus en plus fortes.

Dans la suite : S=schéma de relation, F ensemble de dépendances fonctionnelles sur S, qu'on suppose toujours réduit à droite.

Définitions et terminologies preliminaires

Une dépendance $X \to Y \in F$ est banale si $Y \subseteq X$.
Un attribut A est premier (par rapport à F) ssi il existe au moins une clé C tq $A \in C$.
Un ensemble E_1 est un sous-ensemble strict de E_2 si $E_1 \subset E_2$ mais $E_1 \neq E_2$.

Déf. Un schéma de relations S est en première forme normale (FN1) ssi

1. Tout attribut est atomique;

2. Tout attribut “a une valeur constante dans le temps, au sens que seulement une mise à jour explicite pourra le changer”.

   Exemples

   Pas en FN1 :

   Personne1(IdPersonne, ville, rue, numCiv, liste_num_tél)

   Personne2(Idpersonne, ville, rue, numCiv, age)

   En FN1

   Personne1bis(IdPersonne, ville, rue, numCiv, num_tél)

   Personne2bis(Idpersonne, ville, rue, numCiv, date_naiss) (et on calculera l’âge avec une requête qui utilisera aussi la date courante).

Déf. Un schéma de base $\mathcal{S}$ est en FN1 si tous les schémas des relations sont en FN1.

FN1 : primordiale, pour le modèle relationnel !

Dans la suite, on supposera toujours que le schéma de la base est, quand même, en FN1.

- **Déf.** Soit S un schéma de relation et F un en ensemble de dépendances sur S. S est en FN2 par rapport à F ssi (S est FN1 et) F n'implique pas de dépendances $X \to A$ où X est un sous-ensemble strict d'une clé C et A est un attribut qui n'est pas premier.
  Dit autrement : S n'est pas en FN2 par rapport à F ssi ou bien S en'est pas FN1 ou bien F implique au moins une dépendance $X \to A$ où X est un sous-ensemble strict d'une clé C et A est un attribut qui n'est pas premier.
- **Déf.** Un schéma de base $\mathcal{S}$ est en FN2 si tous les schémas des relations sont en FN2.

Exemple

NON-FN2

Schéma de table S : InfoEmp(EmpNom,Fonction,AdrEmp).
Puisque on suppose qu'un employée peut avoir plusieurs fonctions et qu'une fonction peut être partagée parmi plusieurs employés, la clé sera EmpNom, Fonction (aucun de ces 2 attributs suffira à détérminer l'autre).
Mais on a aussi, dans F : $EmpNom \rightarrow AdrEmp$, e cette dépendance viole la FN2.

Ici, $\{EmpNom\}$ es un sous-ensemble strict de la clé.
On risque d'avoir beaucoup de redondances sur AdrEmp.

Remarquons qu'une violation de FN2 signifie l'existence de dépendances partielles au sens discuté à propos de la méthode EA.

- **Déf.** Soit S un schéma de relation et F un ensemble de dépendances fonctionnelles. S est en FN3 par rapport à F ssi :
  $\forall\ X \rightarrow A$ impliquée par F, où A est un attribut, on a :
  - ou bien $X \rightarrow A$ est banale
  - ou bien X est une super-clé (par rapport à F),
  - ou bien A est premier.

  Dit autrement : S n'est pas FN3 par rapport à F ssi il existe au moins une dépendance $X \rightarrow A$ impliquée par F telle que : elle n'est pas banale, X n'est pas une super-clé et A n'est pas premier.
- **Déf**. Un schéma de base $\mathcal{S}$ est en FN3 si tous les schémas des relations sont en FN3.

Exemple

Non-FN3

$S = Etudiant(IdEt, NomEt, NomDept, TelDpt)$ et
$F = \{IdEt \rightarrow NomEt\ NomDept\ TelDept,\ NomDept \rightarrow TelDept\}$.
Clé : $IdEt$. La dépéndance $NomDept \rightarrow TelDep$ n'est pas banale,$\{NomDept\}$ n'est pas une superr-clé, et $telDep$t n'est pas premier. Elle viole la FN3.

Remarques

- Ceci revient à dire que l'on a une dépendance transitive entre IdDept et TelDept :
  F implique $IdEt \rightarrow NomDept$ et $NomDept \rightarrow TelDept$.

- On ne peut pas associer une valeur de $NomDept$ avec une valeur de $IdEt$ sans connaître la valeur de $TelDept$. Risque : anomalies d'insertion (ou de m. à j.).

Suite de l'exemple

En revanche, le schéma décomposé :

$S_1 = Etudiant((IdEt, NomEt, NomDept)$ avec

$F_{S_1} = \{IdEt \rightarrow NomEt\ NomDept\}$.

$S_2 = Dept(NomDept, TelDept)$ avec $F_{S_2} = \{Dept \rightarrow TelDept\}$

est FN3.

Remarques :

- Si S est en FN3 par rapport à F alors c'est banal qu'il il est aussi en FN2, mais la réciproque n'est pas vraie. Voir l'exemple suivant, qui est en FN2 mais pas en FN3 :
  $S = R(A, B, C, D)$, $F = \{AB \to C, C \to D\}$.
- Si S est en BNCF par rapport à F, alors il est aussi en FN3 (pourquoi ?), mais la réciproque n'est pas vraie : le tout premier exemple de non-BCNF, était en FN3 !

HIERARCHIE DE FORMES NORMALES : voir le tableau

$\exists$ algo pour décomposer de façon à assurer SPI, SPD **et** 3FN ???

Oui, l'algo de décomposition SPI, SPD déjà donné produit aussi FN3 !

Application de l'algo à :
$S = ABCDE$,

$$F = \{A \to BC, C \to A, D \to E, C \to B\}$$

au tableau.