

# Chapitre 10001<sub>2</sub>

## Algèbre relationnelle

2 janvier 2018

### 1 Résumé des épisodes précédents

On a déjà vu les notions suivantes.

1. MCD (Entité-Association) pour la représentation conceptuelle d'un problème.
2. MLD pour transcrire le MCD en tables.
3. Implantation dans une base de données SQL (MPD).
4. Les requêtes SQL.

### 2 Problème

Comment raisonner sur les opérations effectuées sur une base de données ? Pour cela, on a besoin de modéliser ce problème correctement (comprendre : mathématiquement).

La modélisation que nous allons utiliser est *le modèle relationnel*.

On peut en distinguer deux parties.

**Structure du modèle relationnel** : modélisation des données (contenues dans des tables).

**Algèbre relationnelle** : modélisation mathématique des requêtes SQL.

### 3 Structure du modèle relationnel

On veut formaliser la notion de tables contenant des colonnes nommées.

**Définition 3.0.1** (Attribut, domaine). On appelle ensemble d'*attributs* un ensemble noté  $\text{att}$  (potentiellement infini).

Pour tout attribut  $a \in \text{att}$ , on appelle *domaine de  $a$*  un ensemble de *constantes* noté  $\text{dom}(a)$  (analogue au *type* de  $a$ ).

Le domaine, noté **dom**, est union de toutes les constantes de tous les attributs :

$$\mathbf{dom} = \bigcup_{a \in \mathbf{att}} \mathbf{dom}(a).$$

**Exemple 3.0.2.** Attributs de notre base : titre, nom, prenom, id, date, datenaissance, idrealisateur, idfilm, idacteur, idpersonnage.

Le domaine de l'attribut titre : {"Gran Torino"; "The Good, the Bad and the Ugly"; "Study in Pink"; "Schindler's List"; "Dr Strangelove"; "Invictus"}.

**Définition 3.0.3** (Schémas). On appelle *schéma relationnel* un  $n$ -uplet d'attributs (on parlera aussi de champs d'un schéma relationnel). L'ensemble des noms des schémas relationnels, noté **relname**, est supposé disjoint de **att**.

Un *schéma de bases de données* est un ensemble fini de schémas relationnels.

**Exemple 3.0.4.** Dans notre base de données, nous avons quatre schémas relationnels :

$$\begin{aligned} \text{PERSONNE} &= (\text{id}, \text{prenom}, \text{nom}, \text{datenaissance}) \\ \text{FILM} &= (\text{id}, \text{titre}, \text{date}, \text{idrealisateur}) \\ \text{PERSONNAGE} &= (\text{id}, \text{nom}) \\ \text{JOUÉ} &= (\text{idacteur}, \text{idfilm}, \text{idrealisateur}) \end{aligned}$$

et nous considérons le schéma de base de donnée

$$\text{MPSIMDB} = (\text{PERSONNE}, \text{FILM}, \text{PERSONNAGE}, \text{JOUÉ}).$$

Les champs de PERSONNE sont : id, prenom, nom, datenaissance.

On notera parfois  $\text{FILM}[\text{id}, \text{titre}, \text{date}, \text{idrealisateur}]$  pour dénoter FILM et rappeler les champs de FILM.

Pour deux  $n$ -uplets d'attributs  $U, V$ , on notera  $V \subset U$  si les champs de  $V$  sont aussi dans  $U$  et s'y trouvent dans le même ordre.

**Exemple 3.0.5.** On pourra noter

$$(\text{prenom}, \text{nom}) \subset (\text{id}, \text{prenom}, \text{nom}, \text{datenaissance})$$

et l'on pourra aussi noter

$$\text{PERSONNE}[\text{prenom}, \text{nom}] = (\text{prenom}, \text{nom}).$$

**Définition 3.0.6** (Relation). Une *relation*  $R$  (ou *table*) associée à un schéma relationnel  $S = (A_1, \dots, A_n)$ , ou *instance d'un schéma relationnel*  $R[S]$ , est un ensemble fini de  $n$ -uplets appartenant à  $\mathbf{dom}(A_1) \times \dots \times \mathbf{dom}(A_n)$ .

**Exemple 3.0.7.** La table associée au schéma

FILM[id, titre, date, idrealisateur]

est la suivante.

(1, "Gran Torino"	, 2008, 3)
(2, "The Good, the Bad and the Ugly"	, 1966, 6)
(3, "Study in Pink"	, 2010, 7)
(4, "Schindler's List"	, 1993, 2)
(5, "Dr Strangelove"	, 1964, 1)
(6, "Invictus"	, 2009, 3)

Pour un élément  $t$  d'une relation  $R$  sur un schéma  $S = (A_1, \dots, A_n)$ , pour  $T \subset S$  on notera  $t[T]$  les éléments de  $t$  portant sur les champs de  $T$ .

**Exemple 3.0.8.** Sur le schéma FILM[id, titre, date, idrealisateur] et la relation écrite précédemment, avec

$t = (1, \text{"Gran Torino"}, 2008, 3),$

on pourra écrire

$t[\text{id}] = 1$

et

$t[\text{titre, date}] = (\text{"Gran Torino"}, 2008).$

**Définition 3.0.9** (Base de données). Une *base de données* est la donnée d'un schéma de base de données et, pour chacun de ces schémas relationnels, d'une relation sur ce schéma.

**Exemple 3.0.10.** La base de donnée MPSIMDB détaillée dans les cours précédent.

## 4 Algèbre relationnelle

On étudie des opérations sur les données d'une base (similaire aux LCI vue en cours de mathématiques).

Nous détaillerons neuf opérations :

1. projection ;
2. sélection ;
3. renommage ;
4. produit cartésien ;
5. division cartésienne ;
6. jointure (naturelle) ;
7. union ;
8. intersection ;
9. différence.

## 4.1 Projection

Quels sont les noms et les noms des personnes de notre base de donnée ? Pour répondre à la question, il suffit de prendre les colonnes nom et prenom de la table PERSONNE. On dit qu'on *projette* la table PERSONNE sur les attributs (nom, prenom).

**Définition 4.1.1** (Projection). Soit  $n \in \mathbb{N}^*$  et  $A_1, \dots, A_n \in \text{att}$ . On appelle opération de *projection sur les attributs*  $(A_1, \dots, A_n)$  et l'on note  $\pi_{A_1, \dots, A_n}$  l'opération définie par

$$\pi_{A_1, \dots, A_n}(R) = \{ t[A_1 \dots A_n] \mid t \in R \}$$

pour toute relation  $R$  ayant au moins les attributs  $A_1, \dots, A_n$ .

Ainsi, la projection d'une relation sur  $(A_1, \dots, A_n)$  est une relation de schéma  $(A_1, \dots, A_n)$ .

En SQL, une projection se traduit par l'instruction SELECT (qui ne correspond donc pas à une sélection !).

**Exemple 4.1.2.** On obtient les noms et les noms des personnes de notre base de donnée par l'opération

$$\pi_{\text{nom}, \text{prenom}}(\text{PERSONNE}).$$

La requête SQL traduisant cette projection est

```
SELECT nom, prenom
FROM PERSONNE ;
```

## 4.2 Sélection

Quelles sont les personnes dont le prénom est «Clint»? Pour répondre à la question, on *sélectionne*, dans la table PERSONNE, les nuplets dont le champ prenom est «Clint».

**Définition 4.2.1** (Sélection). Pour un critère de sélection  $C$  (fonction à valeurs booléennes définie sur un  $n$ -uplet de domaines), on définit l'opération de sélection  $\sigma_C$  qui, à toute relation  $R$  dont les champs sont compatibles avec  $C$ , associe

$$\sigma_C(R) = \{ t \in R \mid C(t) \}.$$

Ainsi, on sélectionne les éléments de  $R$  vérifiant  $C$ ,  $\sigma_C(R)$  étant une relation de même schéma relationnel que  $R$ . Pour deux attributs  $A, B \in \text{att}$  et  $a \in \text{dom}$ , on définit notamment les opérations de sélection  $\sigma_{A=a}$  et  $\sigma_{A=B}$ , comme les fonctions définies par

$$\begin{aligned}\sigma_{A=a}(R) &= \{ t \in R \mid t[A] = a \}, \\ \sigma_{A=B}(R) &= \{ t \in R \mid t[A] = t[B] \}.\end{aligned}$$

pour toute relation  $R$  ayant au moins  $A$  (resp. et  $B$ ) comme attribut(s).

En SQL, la sélection se traduit par l'instruction WHERE.

**Exemple 4.2.2.** Les personnes dont le prénom est «Clint» sont obtenues par

$$\sigma_{\text{prenom}=\text{"Clint"}}(\text{PERSONNE}).$$

La requête SQL traduisant cette sélection est

```
SELECT *  
FROM PERSONNE  
WHERE prenom = "Clint";
```

### 4.3 Renommage

Comment faire lorsque deux tables partagent un même attribut et que l'on veut les utiliser conjointement ? On peut alors *renommer* un des champs concernés.

**Définition 4.3.1** (Renommage). Soit  $U$  un ensemble fini d'attributs. On appelle *renommage d'attributs* toute fonction  $f : U \rightarrow \text{att}$  injective.

On appelle *opération de renommage*  $\rho_f$  associée à  $f$  l'opération qui, à  $R[A_1, \dots, A_n]$  associe la relation

$$\rho_f(R)[f(A_1), \dots, f(A_n)] = \{ t \mid t \in R \}.$$

Ainsi,  $\rho_f$  ne change que le schéma d'une relation, sans modifier ses éléments.

Souvent :

- $U$  est clair d'après le contexte ;
- et  $f$  laisse invariant tous les éléments de  $U$  sauf  $p$  éléments  $A_1, \dots, A_p$  dont les images respectives sont  $B_1, \dots, B_p$ .

l'opération de renommage  $\rho_f$  est alors notée  $\rho_{A_1 \rightarrow B_1, \dots, A_p \rightarrow B_p}$

En SQL, une projection se traduit par l'instruction AS.

**Exemple 4.3.2.** Renommer la colonne date de la table FILM en la colonne Date\_de\_sortie correspond à l'opération

$$\rho_{\text{date} \rightarrow \text{Date\_de\_sortie}}(\text{FILM}).$$

La requête SQL traduisant ce renommage est

```
SELECT id, titre, date AS Date_de_sortie, idrealisateur  
FROM FILM;
```

### 4.4 Produit cartésien

Peut-on obtenir une table comportant toutes les combinaisons possibles de couples d'éléments de PERSONNE et de JOUE ?

**Remarque 4.4.1.** En mathématiques,  $A \times B$  désigne l'ensemble des couples  $(x, y)$  pour  $x \in A$  et  $y \in B$ . Ici, ce sera l'ensemble des  $x \oplus y$  où  $x \oplus y$  désigne la concaténation des deux nuplets  $x$  et  $y$ , supposés n'avoir aucun attribut commun.

**Définition 4.4.2** (Produit cartésien). Soit  $R$  et  $S$  deux relations dont les ensembles de champs  $U$  et  $V$  vérifient  $U \cap V = \emptyset$ . On note  $R \times S$  la relation portant sur les champs  $U \cup V$  définie par

$$R \times S = \{ u \oplus v \mid u \in R \text{ et } v \in S \}$$

On pourra bien entendu construire des produits cartésiens de plus de deux relations.

En SQL, on construit un produit cartésien en renseignant plusieurs tables, séparées par une virgule.

**Exemple 4.4.3.** Le produit cartésien de PERSONNE et de JOUE se note tout simplement  $\text{PERSONNE} \times \text{JOUE}$ . La requête SQL traduisant ce produit est

```
SELECT *
FROM PERSONNE, JOUE;
```

**Remarque 4.4.4.** Il faudra donc parfois renommer des colonnes avant de pouvoir construire des produits cartésiens. On pourra écrire en SQL `TABLE.attribut` afin de lever les ambiguïtés.

**Exemple 4.4.5.** La requête SQL correspondant à l'opération  $\text{PERSONNE} \times \rho_{\text{id} \rightarrow \text{idfilm}}(\text{FILM})$  est

```
SELECT PERSONNE.id, nom, prenom, datenaissance,
       FILM.id AS idfilm, titre, date, idrealisateur
FROM PERSONNE, FILM;
```

## 4.5 Division cartésienne

Quels sont les noms des acteurs ayant joué dans **tous** les films réalisés par Clint Eastwood ?

Considérons les notations suivantes

- $J[\text{nom}, \text{titre}]$  est l'ensemble des  $(n, t) \in (\text{dom}(\text{nom}), \text{dom}(\text{titre}))$  pour chaque
  - $n$  nom d'une personne ;
  - $t$  titre de film ;
  - tels que  $n$  a joué dans  $t$  et Clint Eastwood a réalisé  $t$ .
- $E[\text{titre}]$  est l'ensemble des  $t \in \text{dom}(\text{titre})$  tels que  $t$  a été réalisé par Clint Eastwood.
- $K[\text{nom}]$  l'ensemble des  $n \in \text{dom}(\text{nom})$  tels que  $n$  a joué dans **tous** les films de Clint Eastwood.

$K$  est la plus grande relation sur  $\{\text{nom}\}$  vérifiant  $K \times E \subset J$ .

Cette relation est appelée *division cartésienne* de  $J$  par  $E$ .

**Définition 4.5.1** (Division cartésienne). Soit  $R$  et  $S$  deux relations, respectivement sur  $U$  et  $V$  avec  $U \subset V$ . Alors la *division cartésienne* de  $S$  par  $R$  est la relation sur  $V \setminus U$  notée  $S \div R$  et définie par :

$$\begin{aligned} S \div R &= \{ t \in S[V \setminus U] \mid \forall u \in R, \quad t \oplus u \in S \} \\ &= \{ t \mid \forall u \in R, \exists v \in S, \quad v[U] = u \text{ et } v[V \setminus U] = t \}. \end{aligned}$$

Comme nous le verrons plus tard, cette opération n'est pas traduite directement en SQL.

## 4.6 Jointure simple

Quels sont les titres des films réalisés par des personnes dont le prénom est «Clint» ?  
Pour répondre :

1. on calcule  $I = \sigma_{\text{prenom}=\text{«Clint»}}(\text{PERSONNE})$  ;
2. on calcule  $J = \pi_{\text{titre}, \text{idrealisateur}}(\text{FILM})$  ;
3. on calcule le produit  $I \times J$  ;
4. on calcule la sélection  $S = \sigma_{\text{id}=\text{idrealisateur}}(I \times J)$  ;
5. le résultat est  $\pi_{\text{titre}}(S)$ .

Les étapes 3 et 4 constituent un calcul de *jointure*.

**Définition 4.6.1** (Jointure). Soit  $R$  et  $S$  deux relations de champs  $U$  et  $V$  avec  $U \cap V = \emptyset$ ,  $A \in U$  et  $B \in V$ . Alors la *jointure symétrique* de  $R$  et  $S$  selon  $(A, B)$  est la relation notée  $R[A = B]S$  de champ  $U \cup V$ , définie par

$$R[A = B]S = \sigma_{A=B}(R \times S).$$

La jointure :

- N'apporte **aucune expressivité** par rapport au produit suivi d'une sélection ;
- En général, **se calcule plus facilement** (si on s'y prend bien).

**Exemple 4.6.2.** Prenez un annuaire téléphonique de Lyon et la liste des enseignants de MPSI, calculez la jointure sur le couple nom de l'enseignant/nom de l'abonné :

- par produit puis sélection ;
- directement.

En SQL, une jointure simple se traduit par l'instruction JOIN ON.

**Exemple 4.6.3.** Pour obtenir les noms, prénoms des réalisateurs suivis des titres des films qu'ils ont réalisé, il suffit d'écrire l'opération

$$\pi_{\text{nom}, \text{prenom}, \text{titre}}(\text{PERSONNE}[\text{id} = \text{idrealisateur}]\text{FILM}).$$

La requête SQL traduisant cette jointure est

```
SELECT nom, prenom, titre
FROM PERSONNE JOIN FILM ON PERSONNE.id = idrealisateur;
```

## 4.7 Union

Quels sont les personnes dont le prénom est «Clint» ou «Martin»? Pour cela, on peut réaliser *l'union* des deux relations.

**Définition 4.7.1** (Union). Soit  $R$  et  $S$  deux relations de même schéma relationnel (*i.e.*, ayant les mêmes champs), alors *l'union* de  $R$  et de  $S$  est la relation

$$R \cup S = \{ x \mid x \in R \text{ ou } x \in S \}.$$

C'est donc une relation de même schéma que  $R$  et  $S$ .

En SQL, une union se traduit par l'instruction UNION.

**Exemple 4.7.2.** La table des personnes dont le prénom est «Clint» ou «Martin» s'obtient par l'opération.

$$\sigma_{\text{prenom}=\text{"Clint"}}(\text{PERSONNE}) \cup \sigma_{\text{prenom}=\text{"Martin"}}(\text{PERSONNE})$$

La requête SQL traduisant cette union est

```
SELECT * FROM PERSONNE WHERE prenom = "Clint"
UNION
SELECT * FROM PERSONNE WHERE prenom = "Martin";
```

**Remarque 4.7.3.** On aurait pu remplacer l'union précédente par la sélection

$$\sigma_{\text{prenom}=\text{"Clint"} \text{ ou } \text{prenom}=\text{"Martin"}}(\text{PERSONNE}),$$

dont une traduction en SQL est

```
SELECT *
FROM PERSONNE
WHERE prenom = "Clint"
      OR
      prenom = "Martin";
```

## 4.8 Intersection

Quelles sont les personnes dont le prénom est «Clint» et le nom «Eastwood»? Pour cela, on peut réaliser *l'intersection* des deux relations.

**Définition 4.8.1** (Intersection). Soit  $R$  et  $S$  deux relations de même schéma relationnel (*i.e.*, ayant les mêmes champs), alors *l'intersection* de  $R$  et de  $S$  est la relation

$$R \cap S = \{ x \mid x \in R \text{ et } x \in S \}.$$

C'est donc une relation de même schéma que  $R$  et  $S$ .



En SQL, une intersection se traduit par l'instruction INTERSECT.

**Exemple 4.8.2.** La table des personnes dont le prénom est «Clint» et le nom «Eastwood» s'obtient par l'opération.

$$\sigma_{\text{prenom}=\text{"Clint"}}(\text{PERSONNE}) \cap \sigma_{\text{nom}=\text{"Eastwood"}}(\text{PERSONNE})$$

La requête SQL traduisant cette union est

```
SELECT * FROM PERSONNE WHERE prenom = "Clint"
INTERSECT
SELECT * FROM PERSONNE WHERE nom = "Eastwood";
```

**Remarque 4.8.3.** On aurait pu remplacer l'intersection précédente par la sélection

$$\sigma_{\text{prenom}=\text{"Clint"} \text{ et } \text{nom}=\text{"Eastwood"}}(\text{PERSONNE}),$$

dont une traduction en SQL est

```
SELECT *
FROM PERSONNE
WHERE prenom = "Clint"
      AND
      nom = "Martin";
```

**Remarque 4.8.4.** On aurait aussi pu remplacer l'intersection précédente par la composition de sélections

$$\sigma_{\text{prenom}=\text{"Clint"}}(\sigma_{\text{nom}=\text{"Eastwood"}}(\text{PERSONNE}))$$

dont une traduction en SQL est

```
SELECT *
FROM (SELECT *
      FROM PERSONNE
      WHERE nom = "Eastwood")
WHERE prenom = Clint;
```

## 4.9 Différence

Quelles sont les identifiants des personnes qui n'ont réalisé aucun film ? Pour cela, on peut réaliser la *différence* des deux relations.

**Définition 4.9.1** (Différence). Soit  $R$  et  $S$  deux relations de même schéma relationnel (i.e., ayant les mêmes champs), alors la *différence* de  $R$  et de  $S$  est la relation

$$R \setminus S = \{ x \mid x \in R \text{ et } x \notin S \}.$$

C'est donc une relation de même schéma que  $R$  et  $S$ .

En SQL, une différence se traduit par l'instruction EXCEPT.

**Exemple 4.9.2.** La table des identifiants des personnes n'ayant réalisé aucun film s'obtient par

$$\pi_{\text{id}}(\text{PERSONNE}) \setminus \rho_{\text{idrealisateur} \rightarrow \text{id}}(\pi_{\text{idrealisateur}}(\text{FILM})).$$

La requête SQL traduisant cette union est

```
SELECT id FROM PERSONNE
EXCEPT
SELECT idrealisateur AS id FROM FILM;
```

## 5 Division cartésienne en SQL

On veut l'ensemble des noms des personnes ayant joué dans **tous** les films de Clint Eastwood.

Malheureusement, il n'y a pas d'opérateur de division dans SQL !

On peut calculer d'abord l'ensemble des noms  $n$  de personnes n'ayant pas joué dans **tous** les films de Clint Eastwood (réalisateur n° 3), c'est-à-dire pour  $n$  tel qu'il existe au moins un film de Clint Eastwood dans lequel  $n$  n'a pas joué, puis calculer le complémentaire par différence.

C'est (horriblement) compliqué :

```
SELECT nom FROM PERSONNE
EXCEPT
SELECT DISTINCT nom FROM (
    SELECT nom, titre FROM
        (SELECT nom FROM PERSONNE),
        (SELECT titre FROM FILM WHERE idrealisateur=3)
    EXCEPT
    SELECT nom, titre FROM PERSONNE, FILM, JOUE
        WHERE idfilm=FILM.id AND idacteur = PERSONNE.id
        AND idrealisateur=3
);
```

et encore, notre requête :

1. utilise le id de Clint Eastwood ;
2. est boguée en cas d'homonymes (on aurait dû faire des recherches sur les id et non les nom).

Deux façons de faire plus simple :

1. Faire autrement ;
2. Décomposer la requête grâce à des vues.

Faire autrement :

```
SELECT nom FROM PERSONNE, FILM, JOUE
WHERE idfilm=FILM.id
      AND
      idacteur = PERSONNE.id
      AND
      idrealisateur = 3
GROUP BY PERSONNE.id
HAVING COUNT(*) =
      (SELECT COUNT(*) FROM FILM WHERE idrealisateur=3)
```

— Résout le bogue précédent ;

— En introduit un autre si le diviseur est vide (i.e. si le réalisateur 3 n'a réalisé aucun film).

Décomposer la requête grâce à des vues.

```
-- table des id des films de Clint Eastwood
CREATE VIEW FILMS_EASTWOOD AS
SELECT FILM.id as idfilm
FROM FILM, PERSONNE
WHERE idrealisateur = PERSONNE.id
      AND
      nom = 'Eastwood'
      AND
      prenom = 'Clint';
```

(crée une table virtuelle qui contiendra le résultat de cette requête ; si le contenu des tables FILM et PERSONNE est modifié, la vue est modifiée)

```
-- table des couples acteurs/films
-- pour les films de Clint Eastwood
CREATE VIEW ACTEURS_EASTWOOD AS
SELECT id, nom, JOUE.idfilm
FROM FILMS_EASTWOOD, JOUE, PERSONNE
WHERE FILMS_EASTWOOD.idfilm = JOUE.idfilm
      AND
      idacteur=id;
```

```
-- produit cartésien PERSONNE * FILMS_EASTWOOD
CREATE VIEW PROD_PERSONNE_FILMS_EASTWOOD AS
SELECT id, nom, idfilm
FROM PERSONNE, FILMS_EASTWOOD;
```

Et finalement, la requête s'écrit

```

SELECT id, nom FROM personne
EXCEPT
SELECT id, nom FROM (
    SELECT * FROM PROD_PERSONNE_FILMS_EASTWOOD
    EXCEPT
    SELECT * FROM ACTEURS_EASTWOOD
);
(Ouf!)

```

## 6 Mis sous le tapis

En fait, SQL a quelques autres différences avec l'algèbre relationnelle :

- existence de requêtes agrégats en SQL ;
- les résultats en SQL sont listes et non ensembles (utiliser l'instruction DISTINCT pour obtenir un ensemble à partir d'une liste).

## 7 Agrégats

On peut ajouter un opérateur d'agrégation à l'algèbre relationnelle.

**Définition 7.0.3** (fonction d'agrégation). Soit  $f$  une fonction prenant en argument une liste  $\mathcal{L}$  d'éléments de  $\text{dom}$ . On dit que  $f$  est une *fonction d'agrégation* si la valeur de  $f(\mathcal{L})$  ne dépend pas de l'ordre des éléments de  $\mathcal{L}$ .

En pratique, on prendra pour fonctions d'agrégation :

- la fonction de comptage (de la longueur de la liste) notée `count` ;
- `max` ;
- `min` ;
- la fonction moyenne arithmétique des éléments de la liste notée `avg` ;
- la fonction somme des éléments de la liste notée `sum`.

**Définition 7.0.4** (opération d'agrégation). Soit  $A_1, \dots, A_n$  et  $B_1, \dots, B_p$  des attributs,  $R$  une relation dont le champ contient au moins tous ces attributs et  $f_1, \dots, f_p$  des fonctions d'agrégation. Alors on note  $_{A_1, \dots, A_n} \gamma_{f_1(B_1), \dots, f_p(B_p)}(R)$  la relation obtenue :

- en regroupant les valeurs de  $R$  identiques sur les attributs  $A_1, \dots, A_n$  ;
- et en définissant de nouveaux attributs, notés  $f_i(B_i)$ , pour ces valeurs regroupées, pour tout  $i \in \llbracket 1, p \rrbracket$ , par application de la fonction d'agrégation  $f_i$  sur chacun de ces agrégats sur l'attribut  $B_i$ .

**Remarque 7.0.5.** Nous ne rentrerons pas dans le détail du schéma relationnel de cette relation.

**Exemple 7.0.6.** Si l'on veut obtenir le nombre de films réalisés par chaque réalisateur (décrit par son identifiant), on utilise l'opération

$$\text{idrealisateur} \gamma_{\text{count(id)}}(\text{FILM}).$$

La requête SQL traduisant cette agrégation est

```
SELECT idrealisateur, COUNT(id)
FROM FILM
GROUP BY idrealisateur;
```

## 8 Conclusion

On a vu :

- algèbre relationnelle ;
- (une partie de) SQL ;
- le lien entre les deux.