



BAZE DE DATE

CURS 9

Necesitatea normalizării

- Anomaliile care apar în lucrul cu baza de date se produc din cauza dependențelor care există între datele din cadrul relațiilor bazei de date.
 - Dependențele sunt plasate greșit în tabele!!!
- O dependență poate provoca:
 - **anomalii** la inserare, modificare sau ștergere
 - **redundanță** în date
 - probleme de **reconexiune**.

Necesitatea normalizării

- **Normalizarea** are drept **scop**:
 - suprimarea **redundanței** logice,
 - evitarea **anomaliilor** la reactualizare,
 - rezolvarea **problemei reconexiunii**.
- Există o **teorie matematică a normalizării** al cărei autor este E.F. Codd.
 - Soluția: **construirea unor tabele standard** (forme normale).
- Normalizarea este **procesul reversibil de transformare a unei relații**, în relații de structură mai simplă.
 - Procesul este reversibil în sensul că **nicio informație nu este pierdută în timpul transformării**.
 - O relație este într-o formă normală particulară dacă ea satisface o **mulțime specificată de constrângeri**.

Necesitatea normalizării

► Relație universală + mulțime de anomalii

- Orice formă normală se obține aplicând o **schemă de descompunere**. Există două tipuri de descompuneri.

► Descompuneri ce conservă dependențele.

- descompunerea relației R în proiecțiile R_1, R_2, \dots, R_k , a.î. dependențele lui R sunt echivalente (au închideri pseudo-tranzitive identice) cu reuniunea dependențelor lui R_1, R_2, \dots, R_k .

► Descompuneri fără pierderi de informație (*L-join*).

- descompunerea relației R într-o mulțime de proiecții R_1, R_2, \dots, R_j , a.î. pentru orice instanță a lui R este adevărată relația:

$$R = \text{JOIN}(\Pi_{B_1}(R), \Pi_{B_2}(R), \dots, \Pi_{B_j}(R))$$

- Relația inițială = **compunerea naturală a relațiilor obținute prin descompunere**.

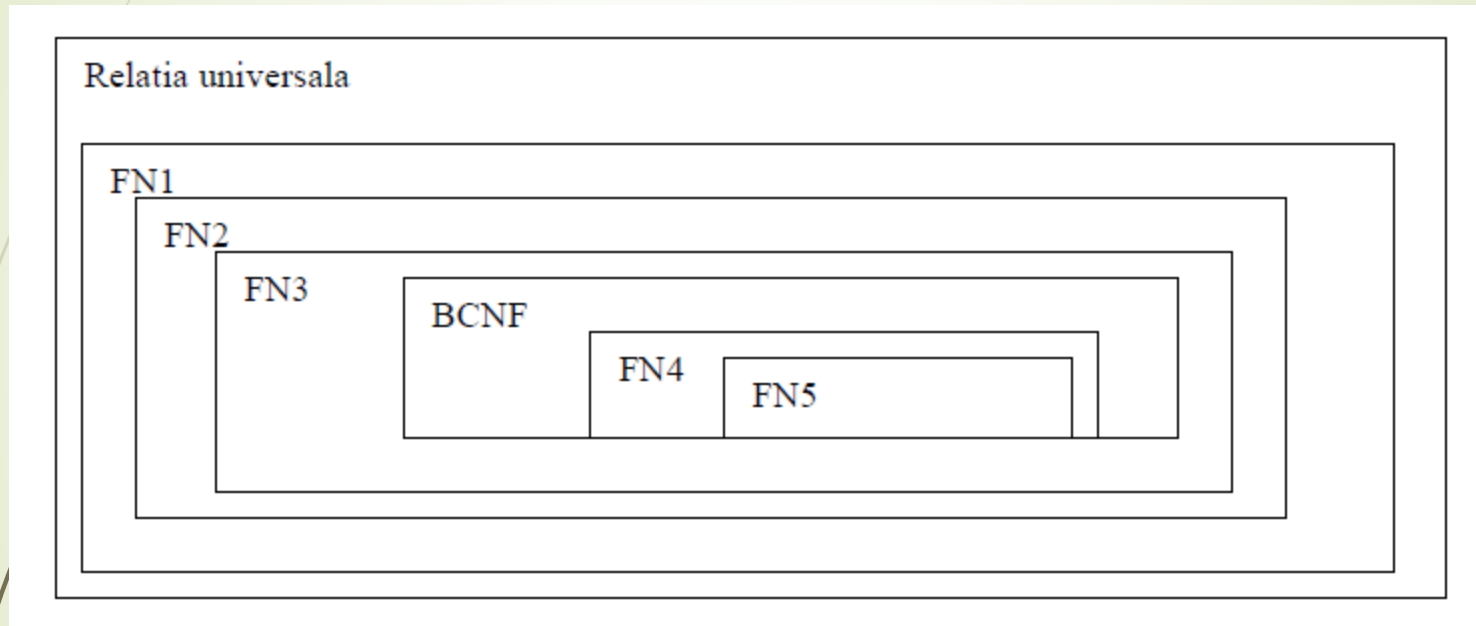
Necesitatea normalizării

- Formele normale sunt obținute prin descompuneri fără pierderi de informație.
- O descompunere fără pierdere de informație, utilizată în procesul normalizării, este dată de **regula Casey-Delobel**:
- Fie $R(A)$ o schemă relațională și fie α, β, γ o partiție a lui A . Presupunem că α determină funcțional pe β . Atunci:

$$R(A) = \text{JOIN}(\Pi_{\alpha \cup \beta}(R), \Pi_{\alpha \cup \gamma}(R)).$$

- $\alpha \cup \beta \rightarrow$ mulțimea atributelor care intervin în dependențele funcționale;
- $\alpha \cup \gamma \rightarrow$ reprezintă reuniunea determinantului cu restul atributelor lui A .

Necesitatea normalizării



Forma normală 1 (FN1)

- O relație este în prima formă normală dacă fiecărui atribut care o compune îi corespunde o valoare indivizibilă (atomică).
- Exemplu:

VEHICUL (Non FN1)

cod_persoana#	vehicule
P1	DL, RC, FF
P2	RM, VW
P3	DL

Forma normală 1 (FN1)

Varianta 1:

VEHICUL (FN1)

cod_persoana#	vehicul#
P1	DL
P1	RC
P1	FF
P2	RM
P2	VW
P3	DL

Varianta 2:

VEHICUL (FN1)

cod_persoana#	vehicul1	vehicul2	vehicul3
P1	DL	RC	FF
P2	RM	VW	null
P3	DL	null	null

Forma normală 1 (FN1)

Varianta 3:

VEHICUL 1

cod_persoana#	vehicul
P1	DL
P2	RM
P3	DL

VEHICUL 2

cod_persoana#	vehicul
P1	RC
P2	VW

VEHICUL 3

cod_persoana#	vehicul
P1	FF

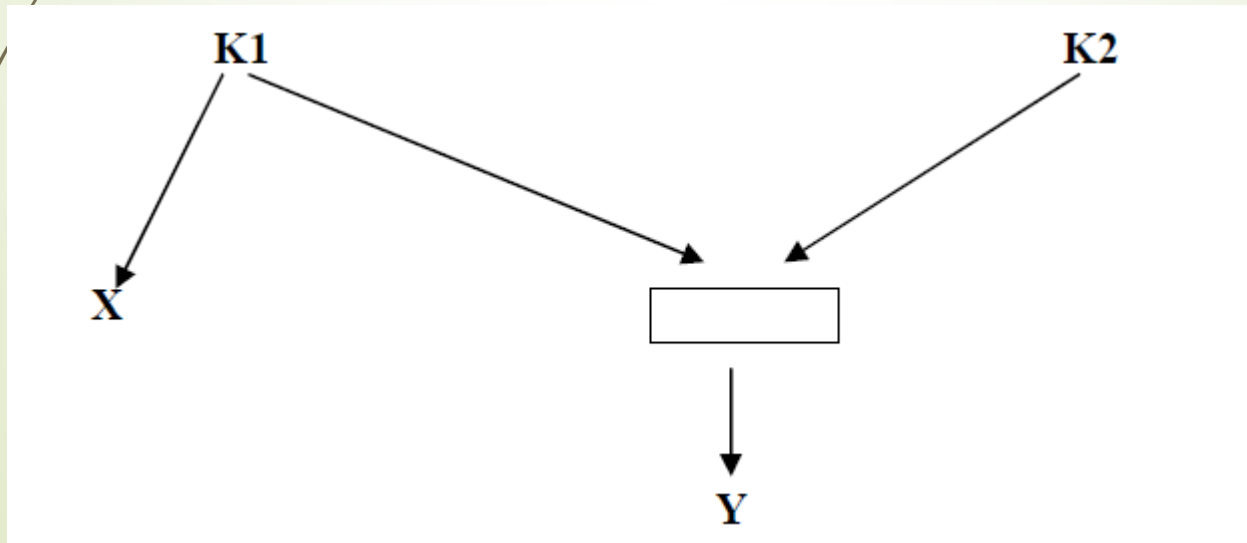
Forma normală 2 (FN2)

- O relație R este în a doua formă normală dacă și numai dacă:
 - relația R este în FN1;
 - fiecare atribut care nu este cheie (nu participă la cheia primară) este dependent de întreaga cheie primară.
- FN2 interzice manifestarea unor dependențe funcționale parțiale în cadrul relației R !!!
- Ce consecință imediată se observă?

Forma normală 2 (FN2)

► Aplicarea regulii Casey-Delobel pentru FN2

- Fie relația $R(K1, K2, X, Y)$, unde $K1$ și $K2$ definesc cheia primară, iar X și Y sunt mulțimi de atribute, astfel încât $K1 \rightarrow X$. Din cauza dependenței funcționale $K1 \rightarrow X$ care arată că R nu este în FN2, se înlocuiește R (fără pierdere de informație) prin două proiecții $R1(K1, K2, Y)$ și $R2(K1, X)$.



Forma normală 2 (FN2)

► Exemplu:

atasat_la

Cod_salariat#	Job_cod	Nr_proiect#	Funcția	Suma
S1	Programator	P1	Supervizor	60
S1	Programator	P2	Cercetator	25
S1	Programator	P3	Auxiliar	10
S3	Vanzator	P3	Supervizor	60
S5	Inginer	P3	Supervizor	60

De ce nu este în FN2?

Forma normală 2 (FN2)

► Transformarea în FN2:

atasat_2a

Cod_salariat#	Nr_proiect#	Functia	Suma
S1	P1	Supervizor	60
S1	P2	Cercetator	25
S1	P3	Auxiliar	10
S3	P3	Supervizor	60
S5	P3	Supervizor	60

atasat_2b

Cod_salariat#	Job_cod
S1	Programator
S3	Vanzator
S5	Inginer

Forma normală 2 (FN2)

► Exemplu:

Presupunem că un șantier poate executa mai multe lucrări de bază și că o lucrare poate fi executată de mai multe șantiere.

LUCRARE(cod_obiectiv#, cod_lucrare#, nume);

SANTIER(nr_santier#, specialitate, sef);

EXECUTA(cod_obiectiv#, cod_lucrare#, nr_santier#, descriere, functie, conducator, data_inceput, data_sfarsit).

- Pentru relația EXECUTA sunt evidente dependențele:

$\{\text{cod_obiectiv\#, cod_lucrare\#}\} \rightarrow \{\text{data_inceput, data_sfarsit}\},$

$\{\text{cod_obiectiv\#, cod_lucrare\#, nr_santier\#}\} \rightarrow \{\text{descriere, functie, conducator}\}.$

- Relația EXECUTA este în FN1, dar nu este în FN2. Se aplică regula Casey Delobel:

EXECUTA_1(cod_obiectiv#, cod_lucrare#, nr_santier#, descriere, functie, conducator)

EXECUTA_2(**cod_obiectiv#, cod_lucrare#**, data_inceput, data_sfarsit).

Forma normală 3 (FN3)

- **Intuitiv**, o relație R este în a **treia formă normală** dacă și numai dacă:
 - relația R este în **FN2**;
 - fiecare atribut care nu este cheie (nu participă la o cheie) **depinde direct de cheia primară**.
- Fie R o relație, X o submulțime de attribute ale lui R și A un atribut al relației R . A este **dependent tranzitiv** de X dacă există Y astfel încât $X \rightarrow Y$ și $Y \rightarrow A$ (A nu aparține lui Y și Y nu determină pe X). X nu este dependent funcțional de Y sau A !
 - De exemplu, dacă $K_1, K_2, K_3 \rightarrow A_1$ și dacă $K_1, K_2, A_1 \rightarrow A_2$, atunci $K_1, K_2, K_3 \rightarrow K_1, K_2, A_1$ și $K_1, K_2, A_1 \rightarrow A_2$. Prin urmare, A_2 este dependent tranzitiv de K_1, K_2, K_3 .

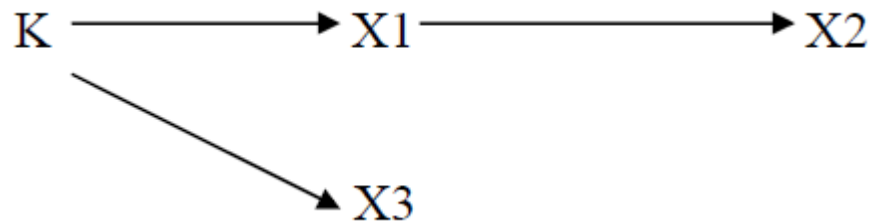
Forma normală 3 (FN3)

- **Formal**, o relație R este în **a treia formă normală** dacă și numai dacă:
 - relația R este în **FN2**;
 - fiecare atribut care nu este cheie (nu participă la o cheie) **nu este dependent tranzitiv de nici o cheie a lui R** .
- O relație este în FN3 dacă și numai dacă fiecare atribut (coloană) care nu este cheie, **depinde de cheie, de întreaga cheie și numai de cheie**.

Forma normală 3 (FN3)

► Aplicarea regulii Casey-Delobel pentru FN3

- Fie relația $R(K, X_1, X_2, X_3)$, unde atributul X_2 depinde tranzitiv de K , iar K este cheia primară a lui R . Presupunem că $K \rightarrow X_1 \rightarrow X_2$.
- Din cauza dependenței funcționale $X_1 \rightarrow X_2$ care arată că R nu este în FN3, se înlocuiește R (fără pierdere de informație) prin două proiecții $R1(K, X_1, X_3)$ și $R2(X_1, X_2)$.



Forma normală 3 (FN3)

► Exemplu:

atasat_2a

Cod_salariat#	Nr_proiect#	Funcția	Suma
S1	P1	Supervizor	60
S1	P2	Cercetator	25
S1	P3	Auxiliar	10
S3	P3	Supervizor	60
S5	P3	Supervizor	60

De ce nu este în FN3?

Forma normală 3 (FN3)

► Transformarea în FN3:

atasat_3a

Cod_salariat#	Nr_proiect#	Funcția
S1	P1	Supervizor
S1	P2	Cercetator
S1	P3	Auxiliar
S3	P3	Supervizor
S5	P3	Supervizor

atasat_3b

Funcția	Suma
Supervizor	60
Cercetator	25
Auxiliar	10

Forma normală 3 (FN3)

► Exemplu:

În tabelul EXECUTA1(cod_obiectiv#, cod_lucrare#, nr_santier#, descriere, functie, conducator) continuă să existe redundanță în date.

- Atributul *conducator* depinde indirect de cheia primară prin intermediul atributului *functie*. Între atributele relației există dependențele:

$\{\text{cod_obiectiv\#, cod_lucrare\#, nr_santier\#}\} \rightarrow \{\text{descriere}\},$

$\{\text{cod_obiectiv\#, cod_lucrare\#, nr_santier\#}\} \rightarrow \{\text{functie}\} \rightarrow \{\text{conducator}\}.$

- Se aplică regula Casey-Delobel. Relația se descompune, prin eliminarea dependențelor funcționale tranzitive, în proiecțiile:

EXECUTA11(cod_obiectiv#, cod_lucrare#, nr_santier#, descriere, **functie**)

EXECUTA12(**functie**, **conducator**).

Schema de sinteză pentru obținerea lui FN3

- **Algoritmul de sinteză** construiește o acoperire minimală F a dependențelor funcționale totale.
 - Se elimină attributele și dependențele funcționale **redundante**.
 - Mulțimea F este partiționată în grupuri F_i , astfel încât în fiecare grup F_i sunt dependențe funcționale care au **același membru stâng** și nu există două grupuri având același membru stâng.
 - Fiecare grup F_i produce o **schemă FN3**.
- Algoritmul realizează o descompunere ce conservă dependențele.

Schema de sinteză pentru obținerea lui FN3

- ➡ **Algoritm SNF3** (aducerea unei relații în FN3 prin utilizarea unei scheme de sinteză):
1. Se determină **F o acoperire minimală a lui E** (mulțimea dependențelor funcționale).
 2. Se descompune mulțimea F în **grupuri notate F_i** , astfel încât în cadrul fiecărui grup să existe dependențe funcționale **având aceeași parte stângă**.
 3. Se determină **perechile de chei echivalente (X, Y)** în raport cu F (două mulțimi de attribute X, Y sunt chei echivalente dacă în mulțimea de dependențe E există atât dependența $X \rightarrow Y$, cât și dependența $Y \rightarrow X$).

Schema de sinteză pentru obținerea lui FN3

4. Pentru fiecare pereche de chei echivalente: se identifică grupurile F_i și F_j care conțin dependențele funcționale cu partea stângă X și respectiv Y ; se formează **un nou grup de dependențe F_{ij}** , care va conține dependențele funcționale având **membrul stâng (X, Y)** ; se elimină grupurile F_i și F_j , iar locul lor va fi luat de grupul F_{ij} .
5. Se determină o **acoperire minimală a lui F** , care va include toate dependențele $X \rightarrow Y$, unde X și Y sunt chei echivalente (celelalte dependențe sunt redundante).
6. Se construiesc **relații FN3** (câte o relație pentru fiecare grup de dependențe funcționale).

Schema de sinteză pentru obținerea lui FN3

- Se observă că **algoritmul solicită**:
 - determinarea unei **acoperiri minimale** (algoritmii **EAR** și **EDF**);
 - determinarea **închiderii (A^+) unei mulțimi de attribute **A**** în raport cu mulțimea de dependențe funcționale **E** (algoritm **AIDF**).
- Determinarea acoperirii minimale presupune eliminarea atributelor și dependențelor redundante.
- Acoperirea minimală **nu este unică** și depinde de ordinea în care sunt eliminate aceste attribute și dependențe redundante.

Schema de sinteză pentru obținerea lui FN3

- **Algoritm EAR** (elimină attributele redundante din determinantul dependențelor funcționale)
- Pentru fiecare dependență funcțională din E și pentru fiecare atribut din partea stângă a unei dependențe funcționale:
 - **Pas1.** Se elimină atributul considerat.
 - **Pas2.** Se calculează închiderea părții stângi reduse.
 - **Pas3.** Dacă închiderea conține toate attributele din determinantul dependenței, atunci atributul eliminat la pasul 1 este redundant și rămâne eliminat. În caz contrar, atributul nu este redundant și se reintroduce în partea stângă a dependenței funcționale.

Schema de sinteză pentru obținerea lui FN3

- **Algoritm EDF** (elimină dependențele funcționale redundante din E)
- Pentru fiecare dependență funcțională $X \rightarrow Y$ din E:
 - **Pas1.** Se elimină dependența din E.
 - **Pas2.** Se calculează închiderea X^+ , în raport cu mulțimea redusă de dependențe.
 - **Pas3.** Dacă Y este inclus în X^+ , atunci dependența $X \rightarrow Y$ este redundantă și rămâne eliminată. În caz contrar, se reintroduce în E.

Schema de sinteză pentru obținerea lui FN3

➤ **Algoritm AIDF** (determină închiderea lui A)

- **Pas1.** Se caută dacă există în E dependențe $X \rightarrow Y$ pentru care determinantul X este o submulțime a lui A, iar determinatul Y nu este inclus în A.
- **Pas2.** Pentru fiecare astfel de dependență funcțională se adaugă mulțimii A attributele care constituie determinatul dependenței.
- **Pas3.** Dacă nu mai există dependențe funcționale de tipul de la pasul 1, atunci $A^+ = A$.

➤ Exemplu!

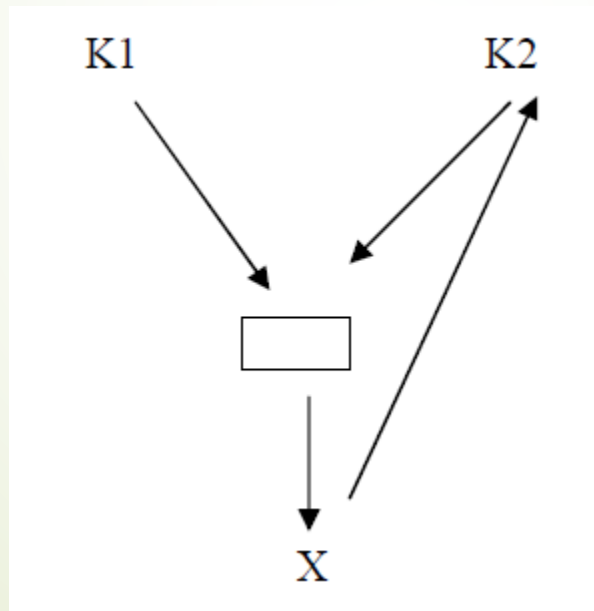
Forma normală Boyce-Codd (BCNF)

- Determinantul este un atribut sau o mulțime de attribute neredundante, care constituie un identificator unic pentru alt atribut sau altă mulțime de attribute ale unei relații date.
- **Intuitiv**, o relație R este în forma normală Boyce-Codd dacă și numai dacă **fiecare determinant este o cheie candidat**.
- **Formal**, o relație R este în forma normală Boyce-Codd dacă și numai dacă pentru orice dependență funcțională totală $X \rightarrow A$, X este o cheie (candidat) a lui R .

Forma normală Boyce-Codd (BCNF)

- **Regula Casey Delobel** pentru $R(K1\#, K2\#, X)$ presupunând că există dependența: $X \rightarrow K2$.

→ $R1(K1\#, X)$ și $R2(X\#, K2)$



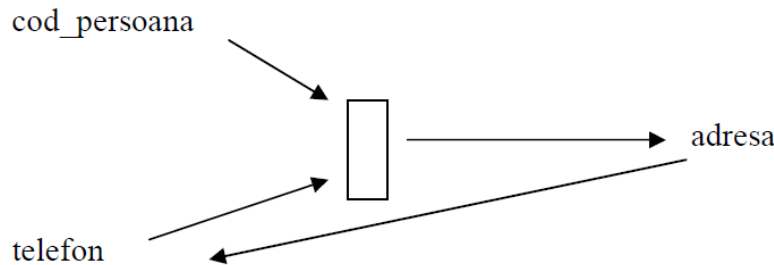
Forma normală Boyce-Codd (BCNF)

- Pentru ca o relație să fie adusă în BCNF **nu trebuie în mod obligatoriu să fie în FN3**.
- Se pot aduce în BCNF și relații aflate în FN1 sau FN2.
 - Acest lucru este posibil întrucât dependențele funcționale parțiale și cele tranzitive sunt tot dependențe noncheie, adică dependențe ai căror determinanți nu sunt chei candidat.

Forma normală Boyce-Codd (BCNF)

Exemplu:

ADRESA(cod_persoana#, telefon#, adresa)



- În dependența *adresa* _ *Telefon* se observă că determinantul nu este o cheie candidat. Relația ADRESA se descompune în:

ADRESA_1(cod_persoana#, adresa);

ADRESA_2(adresa#, telefon).

- Relațiile sunt în BCNF, se conservă datele, dar nu se conservă dependențele (s-a pierdut *cod_persoana, telefon* → *adresa*).

Forma normală Boyce-Codd (BCNF)

► Exemplu:

- Relația `INVESTESE_IN` leagă entitățile `INVESTITOR` și `OBIECTIV_INVESTITIE`. Ea are schema relațională:

`INVESTESE_IN(cod_contractant#, cod_obiectiv#, nr_contract, cota_parte).`

- Între atributele relației există dependențele:

$\{\text{cod_contractant\#}, \text{cod_obiectiv\#}\} \rightarrow \{\text{nr_contract}, \text{cota_parte}\},$

$\{\text{nr_contract}\} \rightarrow \{\text{cod_obiectiv}\}.$

- Se aplică regula Casey-Delobel și se aduce relația în BCNF.

`INVESTESE_IN_1(cod_obiectiv, nr_contract#);`

`INVESTESE_IN_2(cod_contractant#, nr_contract, cota_parte).`

Forma normală Boyce-Codd (BCNF)

➤ **Algoritm TFBCNF** (aducerea unei relații R din FN1 în BCNF)

1. Dacă relația conține cel mult două atribute, atunci R este în BCNF și algoritmul s-a terminat.
2. Dacă relația conține mai mult de două atribute, se consideră toate perechile (X, Y) de atribute distincte din A .
3. Se determină A_1^+ , închiderea mulțimii $A_1 = A - \{X, Y\}$.
4. Dacă pentru orice pereche (X, Y) , $X \notin A_1^+$ atunci relația R este în BCNF și algoritmul s-a terminat.
5. În caz contrar (pentru cel puțin o pereche (X, Y) , X aparține lui A_1^+), relația R nu este în BCNF.
6. Se reduce progresiv schema relației și se reia algoritmul, exploatând relația redusă. Orice relație obținută prin reducerea lui R și care este în BCNF se consideră ca făcând parte din descompunerea lui R în procesul aducerii sale în BCNF.

Forma normală 4 (FN4)

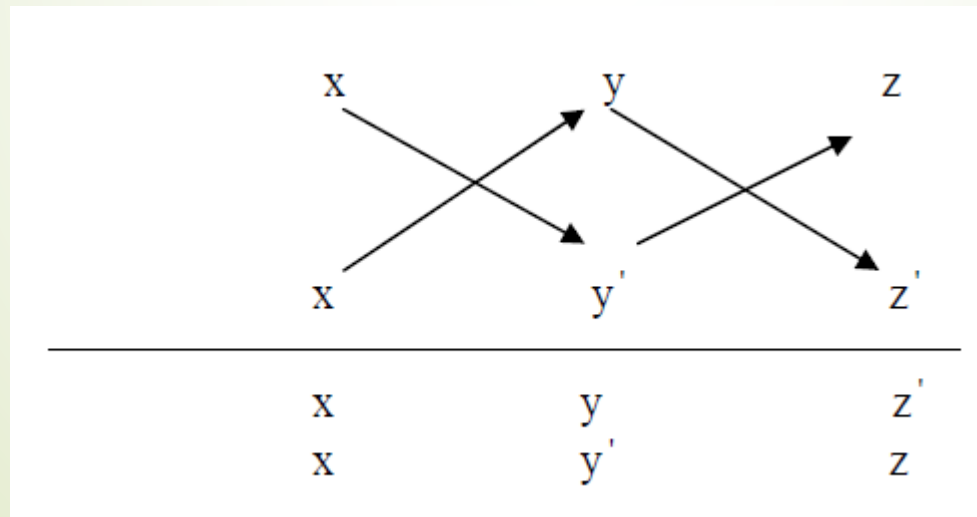
- FN4 elimină redundanțele datorate relațiilor $m:n$, adică datorate **dependenței multiple**.
- **Intuitiv**, o relație R este în a patra formă normală dacă și numai dacă relația este în BCNF și nu conține relații $m:n$ independente.

Forma normală 4 (FN4)

- Fie R o relație definită pe o mulțime de attribute $A = \{A_1, A_2, \dots, A_n\}$ și fie $X, Y, Z \subset A$. Se spune că X **multidetermină** pe Z sau că Z este multidependent de X :
 - dacă pentru fiecare valoare a lui Z în R există numai o valoare pentru perechea (X, Y) ;
 - dacă valoarea lui Z depinde numai de valoarea lui X .
- Acest tip de dependență, numită și multivaloare sau multidependență (MVD) se notează prin $X \twoheadrightarrow Z$.
- **Intuitiv, multidependența reprezintă situația în care valoarea unui atribut (sau a unei mulțimi de attribute) determină o mulțime de valori a altui atribut (sau mulțimi de attribute)!!!**

Forma normală 4 (FN4)

- Multidependența $X \twoheadrightarrow Y$ poate fi gândită ca o **regulă de deducție**:
 - dacă tuplurile $\langle x, y, z \rangle$ și $\langle x, y', z' \rangle$ sunt în relație la un moment r , atunci la momentul r sunt în relație și tuplurile $\langle x, y, z' \rangle$ și $\langle x, y', z \rangle$.



Forma normală 4 (FN4)

- Orice dependență funcțională este o multidependență.
- Afirmatia inversă nu este adevărată.
- Dacă $X \rightarrow Y$ (FD), atunci pentru oricare două tupluri $\langle x, y, z \rangle$ și $\langle x, y', z' \rangle$, se obține $y = y'$. Prin urmare în relație apar tuplurile $\langle x, y', z \rangle$ și $\langle x, y, z' \rangle$ și deci $X \twoheadrightarrow Y$ (MVD).

Forma normală 4 (FN4)

- Fie W, V, X, Y și Z submulțimi de attribute ale unei scheme relaționale R . Fiind dată o mulțime T de multidependențe există o mulțime completă de axiome (Ax1–Ax8) care permit obținerea tuturor multidependențelor ce se pot deduce din mulțimea T . -> *Vezi curs!*
- O **multidependență elementară** este o multidependență care are părți stângi și drepte minimale (nu există $X' \subset X$ și $Y' \subset Y$ a.i. $X' \twoheadrightarrow Y'$).
- **Formal**, relația R este în a patra formă normală dacă și numai dacă:
 - R este în BCNF;
 - orice dependență multivaloare este o dependență funcțională.

Forma normală 4 (FN4)

- O relație BCNF este în FN4 dacă pentru orice multidependență elementară de forma $X \twoheadrightarrow Y$, X este o supercheie a lui R .
- **Regula de descompunere în relații FN4.**
 - Fie $R(X, Y, Z)$ o schemă relațională care nu este în FN4 și fie $X \twoheadrightarrow Y$ o multidependență elementară care nu este de forma „CHEIE \twoheadrightarrow atribut”.
 - Această relație este descompusă prin proiecție în două relații:

$$R = \text{JOIN}(\Pi_{X \cup Y}(R), \Pi_{X \cup Z}(R)).$$

Forma normală 4 (FN4)

► Exemplu:

► Fie relația $INVESTITIE(cod_contractant\#, denumire\#, telefon\#)$ și presupunem că un investitor poate avea mai multe numere de telefon și că poate investi în mai multe obiective.

► Între attributele relației există multidependențele:

$cod_contractant\# \twoheadrightarrow denumire\#;$

$cod_contractant\# \twoheadrightarrow telefon\#.$

► Relația $INVESTITIE$ este în BCNF. Pentru a aduce relația în FN4 o vom descompune prin proiecție în două relații:

$INVESTITIE_1(cod_contractant\#, denumire\#),$

$INVESTITIE_2(cod_contractant\#, telefon\#).$

► $INVESTITIE = JOIN(INVESTITIE_1, INVESTITIE_2).$

Forma normală 5 (FN5)

- FN5 își propune eliminarea redundanțelor care apar în relații $m:n$ dependente.
 - În general, aceste relații nu pot fi descompuse.
 - S-a arătat că o relație de tip 3 este diferită de trei relații de tip 2. Există totuși o excepție, și anume, dacă relația este ciclică
- **Intuitiv**, o relație R este în forma normală 5 dacă și numai dacă:
 - relația este în FN4;
 - nu conține dependențe ciclice.

Concluzii

1. **FN1 \rightarrow FN2** elimină redundanțele datorate dependenței netotale a atributelor care nu participă la o cheie, față de cheile lui R . Se suprimă dependențele funcționale care nu sunt totale.
2. **FN2 \rightarrow FN3** elimină redundanțele datorate dependenței tranzitive. Se suprimă dependențele funcționale tranzitive.
3. **FN3 \rightarrow BCNF** elimină redundanțele datorate dependenței funcționale. Se suprimă dependențele în care partea stângă nu este o supercheie.
4. **BCNF \rightarrow FN4** elimină redundanțele datorate multidependenței. Se suprimă toate multidependențele care nu sunt și dependențe funcționale.
5. **FN4 \rightarrow FN5** elimină redundanțele datorate dependenței ciclice. Se suprimă toate *join*-dependențele care nu sunt implicate de o cheie.
6. **BCNF, FN4 și FN5** corespund la regula că orice determinant este o cheie, dar de fiecare dată dependența cu care se definește determinantul este alta și anume dependența funcțională, multidependența sau *join*-dependența).
7. Descompunerea unei relații FN2 în FN3 conservă datele și dependențele, pe când descompunerea unei relații FN3 în BCNF și, respectiv, a unei relații BCNF în FN4 conservă doar datele.