Teoria si practica bazelor de date. Scheme relationale, relatii si forme normale imerse (scufundate)

Prof.dr. Nicolaie GIURGITEANU
Catedra de Informatica Economica, Universitatea din Craiova

In this paper we present some properties of the nested databases. Also we present some definitions of the nested normal forms and some samples of nested relational schemes. The nested normal forms have some properties such as reduced redundancy, design flexibility and also they generalize 4NF and BCNF normal forms.
Keywords: *scheme relationale imerse, relatii imerse, forme normale imerse, tupluri imerse, arbori schema, multimi libere de conflict, dependente tranzitive.*

1 Scheme relationale imerse si relatii imerse

Pentru început vom prezenta câteva definitii de baza, dupa care vom defini formele normale corespunzatoare. Într-o relatie imersa orice tuplu este fie atomic, fie relatie imersa, care la rândul ei poate fi scufundata pe mai multe niveluri.

Definitia 1.1. Fie *U* o multime de atribute oarecare. Definim *schema relationala imersa* (scufundata) recursiv, dupa cum urmeaza.
1. Daca *X* este o submultime nevida a lui *U*, atunci *X* este o schma relationala imersa peste atributele sale.
2. Daca X, X_1, $X_2,...,X_n$ sunt submultimi nevide ale lui *U*, discjuncte doua câte doua iar $R_1,...,R_n$ sunt scheme relationale peste $X_1,...,X_n$ respectiv, atunci $X(R_1)^*...(R_n)^*$ este o schema relationala imersa peste $XX_1...X_n$.

Definitia 1.2. Fie *R* o schema relationala imersa peste multimea de atribute nevida *Z*. Sa notam cu *dom(A)* domeniul de valori al atributului *A Î Z*. Definim recursiv *relatia imersa* peste R dupa cum urmeaza.
1. Daca *R* este de forma *X*, cu *X* o multimea de atribute $\{A_1,...,A_n\}$, $n > 0$, atunci ***r*** este o relatie imersa peste *R* daca ea este o multime (eventual vida) de functii $\{f_1,..., f_m\}$, unde fiecare f_j, 0<j<m+1 asociaza A_i cu un element din $dom(A_i)$, 0 < i < n+1.
2. Daca *R* este de forma $X(R_1)^*...(R_m)^*$, $m > 0$, unde *X* este o multime de atribute $\{A_1,... , A_n\}$, $n > 0$, atunci ***r*** este o relatie imersa peste R daca:
(a) ***r*** este o multime (eventual vida) de functii $\{f_1, ..., f_q\}$, unde fiecare f_j, 0<j<q+1 asociaza A_i cu un element din $dom(A_i)$, $0<i<n+1$, si, de asemenea, asociaza lui R_k o relatie imersa peste el însusi, $0<k<m+1$;
(b) daca f_i si f_j sunt doua functii din ***r*** cu $f_i(X)=f_j(X)$, atunci $f_i=f_j$

Functiile care definesc relatia imersa ***r***, peste schema relationala imersa *R*, se mai numesc si tupluri imerse.

Observatia 1.1. Orice schema relationala obisnuita este o schema relationala imersa.

Observatia 1.2. Oricare doua scheme relationale scufundate incluse nu pot avea atribute comune. De exemplu, o schema relationala imersa de forma A(C)*(B(C)*)* nu este permisa.

Exemplul 1.1. În figura 1.1 se prezinta o relatie imersa. Schema sa relationala imersa este Facultate Decan (CadruDidactic (Hobby)* (LocPredare (Student (HobbyStudent)*)*)*)* si ea contine doua tupluri imerse. De exemplu, <Gelu, {Sah, Table}> si <Bebe, {Schi}> sunt tupluri imerse în relatiile imerse
incluse Student (HobbyStudent)*.

Departament	Decan	(CadruDidactic	(Hobby)*	(LocPredare	(Student	(HobbyStudent)*)*)*)*
Chimie	Barbu	Ion	Schi	Aprofundate	Gelu	Sah
						Table
					Barcau	Schi
				Masterat	Adam	Schi
		Patru	Excursii	Aprofundate	Leonte	Calatorii
Matematica	Popa	Stere	Dans	Masterat	Coman	Calatorii
			Excursii			Schi

Fig.1.1. Exemplu de relatie imersa

Definitia 1.3. Fie *R* o schema relationala imersa si fie ***r*** relatia imersa definita pe *R*. Definim recursiv notiunea de *nonimersiunea totala*, astfel:
1. Daca *R* are forma *X*, cu *X* o multime oarecare de atribute, atunci ***r*** este nonimersiunea totala a sa.
2. Daca *R* are forma $X(R_1)^*...(R_m)^*$, $m > 0$, unde X_i este multimea atributelor din R_i, $0 < i < m+1$, atunci nonimersiunea totala a lui ***r*** = {t | exista un tuplu imers *u* ***Î*** ***r*** astfel încât $t(X)=u(X)$ si $t(X_i)$ este un tuplu în nonimersiunea totala a lui $u(R_i)$, $0 < i < m+1$}.

Exemplu 1.2. În figura 1.2 este prezentata nonimersiunea totala a relatiei imerse din Figura 1.1.

Departament	Decan	CadruDidactic	(Hobby)*	(LocPredare	(Student	(HobbyStudent)*)*)*)*
Chimie	Barbu	Ion	Schi	Aprofundate	Gelu	Sah
Chimie	Barbu	Ion	Schi	Aprofundate	Gelu	Table
Chimie	Barbu	Ion	Schi	Aprofundate	Barcau	Schi
Chimie	Barbu	Ion	Schi	Masterat	Adam	Schi
Chimie	Barbu	Patru	Excursii	Aprofundate	Leonte	Calatorii
Matematica	Popa	Stere	Dans	Masterat	Coman	Calatorii
Matematica	Popa	Stere	Excursii	Masterat	Coman	Schi

Fig. 1.2. Nonimersiunea totala a relatiei imerse din Figura I.1

2. Arborele unei scheme imerse

Din punct de vedere grafic, întotdeauna o schema relationala o putem reprezenta printr-un graf arborescent numit *arborele schemei relationale.*

Definitia 2.1: Un *arbore schema T*, al unei scheme relationale se defineste recursiv dupa cum urmeaza:

1) Daca schema relationala *R* are forma *X*, cu *X* o submultime de atribute ale lui *U*, atunci arborele schema al sau, *T*, este un arbore format numai din noduri, deci un graf fara arce.

2) Daca schema relational *R* are forma $X(R_1)^*...(R_m)^*$, $m > 0$, atunci radacina arborelui *T*, este formata din nodurile multimii de atribute *X*, arbore de tip SNG, iar frunzele sunt formate din radacinile arborilor T_i , unde T_i corespunde arborelui schema al schemei relationale imerse R_i, $0 < i < n+1$.

Arborele schema care îndeplineste doar prima conditie vom spune ca este de tip SNG (single node graph), sau chiar SNS (single node scheme). Corespondenta biunivoca dintre un abore schema si schema sa relationala imersa, împreuna cu definitia schemei relationale imerse induce câteva proprietati interesante pentru arbori. Fie *T* un arbore schema. Vom nota multimea de atribute din *T*, cu *Aset(T)*.

Sa observam ca atributele atomice ale unei scheme relationale imerse, la orice nivel de imersiune, constituie un nod în arborele schema. Tinând cont de Definitia 1.1, care cere multimi nevide de atribute, deducem ca nodurile lui *T* sunt multimi nevide de atribute. Mai mult, deoarece multimile de atribute corespunzatoare nodurilor lui *T* sunt disjuncte doua câte doua si contin toate atributele lui *T*, deducem ca nodurile lui *T* sunt disjuncte doua câte doua, iar reuniunea lor este *Aset(T)*.

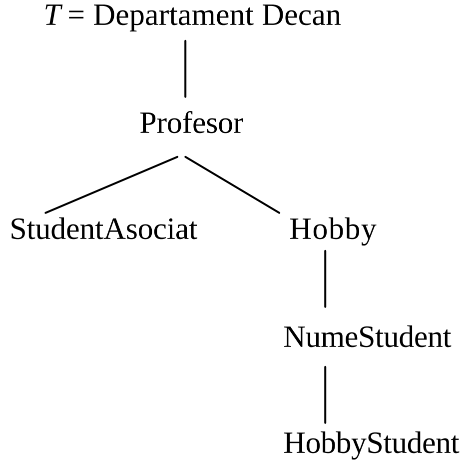
Fie N un nod al lui *T*. În cele ce urmeaza vom folosi urmatoarele notatii: *Parent*(N) va desemna reunuiunea tuturor atributelor care sunt parinti ai lui N, incluzându-l aici si pe N. În mod asemanator *Child*(N) va desemna reuniunea tuturor atributelor fii pentru N, incluzându-l aici si pe N. Într-un arbore schema *T*, fiecare muchie (V,W), cu V parinte al lui W, desemneaza o multidependenta functionala de tipul *Parent*(N) $\rightarrow\rightarrow$ *Child*(N). Vom nota cu MVD(*T*) multimea tuturor multidependentelor reprezentate prin muchii în *T*.

Observatia 2.1. Prin constructie, fiecare MVD din MVD(*T*) este satisfacuta în nonimersiunea totala a oricarei relatii imerse pe *T*.

Pentru dependentele functionale, care si ele reprezinta un interes deosebi pentru noi, vom folosi notatia FD(*T*) care va desemna orice multime de dependente functionale de forma X $\rightarrow$ Y, implicate de o multime data de dependente si multidependente functionale, pe multimea de atribute universala *U* care au proprietatea ca *Aset(T)* $\subseteq$ U si XY $\subseteq$ *Aset(T)*.

Exemplu 2.1. În figura 2.1 este reprezentat arborele schema *T*, corespunzator schemei relational imerse din figura 1.1. Tot în figura 2.1 sunt reprezentate si multimile de atribute *Aset(T)*, precum si multimea de multidependente functionale MVD(*T*).

Observatia 2.2. Fiecare multidependenta valoare din MVD(*T*) este satisfacuta de relatia nonimersa totala din figura 1.2.



Aset(T)={Departament, Decan, Hobby, StudentAsociat, NumeStudent, HobbyStudent}

MVD(*T*)={Departament Decan $\rightarrow\rightarrow$ Profesor Hobby StudentAsociat NumeStudent HobbyStudent, Departament Decan Profesor $\rightarrow\rightarrow$ Hobby, Departament Decan Profesor $\rightarrow\rightarrow$ StudentAsociat NumeStudent HobbyStudent, Departament Decan Profesor StudentAsociat $\rightarrow\rightarrow$ NumeStudent HobbyStudent, Departament Decan Profesor StudentAsociat NumeStudent $\rightarrow\rightarrow$ HobbyStudent}

Fig.2.1. Arborele schema *T*, *Aset(T)* si MVD(*T*) pentru schema relationala imersa din Figura 1.1.

Dânduse o multime D, de dependente si multidependente functionale pe multimea de atribute *U* si un arbore schema *T*, astfel încât *Aset(T)* $\subseteq$ *U*, atunci D poate implica toate dependentele si multidependentele functionale ce pot avea loc pe *T*. Aici, *Aset(T)* poate fi chiar o submultime oarecare a lui *U*.

Într-adevar, conform teoremei 5 din {3}, o multidependenta functionala X $\rightarrow\rightarrow$ Y are loc pe *T* în raport cu D, daca si numai daca X $\subseteq$ *Aset(T)* si exista o multime de atribute Z $\subseteq$ *U* astfel încât Y = Z $\cap$ *Aset(T)* si D implica multidependenta functionala X $\rightarrow\rightarrow$ Z pe *U*. O dependenta functionala X $\rightarrow$ Y care respecta D are loc pe *T*, numai daca XY $\subseteq$ *Aset(T)* si D implica X $\rightarrow$ Y pe *U*.

Exemplul 2.2. În figura 2.2 se prezinta o multime data de atribute, *U*, o multime F de dependente functionale si o multime M de multidependente functionale pe *U*. Sa observam ca toate dependentele functionale din F au loc pentru arborele schema *T* din figura 2.1. De asemenea se poate observa ca nu toate multidependentele din M au loc si în *T*. De exemplu, nici Hobby $\rightarrow\rightarrow$ EchipamentHobby nici Profesor $\rightarrow\rightarrow$ Hobby EchipamentHobby nu au loc pe *T*. Deoarece Hobby EchipamentHobby în *Aset(T)*= Hobby, multidependenta functionala Profesor $\rightarrow\rightarrow$ Hobby are loc pe *T* si sa observam ca ea nu este implicata de M $\cup$ F pe *U*.

U={Departament, Decan, Hobby, Hobby-Echipament, StudentAsociat, NumeStudent, HobbyStudent}

F={NumeStudent$\rightarrow$StudentAsociat, NumeStudent $\rightarrow$ Profesor, Profesor $\rightarrow$ Departament, Departament $\rightarrow$ Decan }
M={NumeStudent $\rightarrow\rightarrow$ HobbyStudent, Profesor $\rightarrow\rightarrow$ Hobby HobbyEchipament, Hobby $\rightarrow\rightarrow$ HobbyEchipament }

Fig.2.2. O multime de atribute data împreuna cu o multime de dependente si mutidependete functionale

3. Multimi libere de conflict ale multidependentelor functionale si bazelor de date aciclice

Unii cercetatori sustin ca, multimile libere de conflict ale multidependentelor functionale si bazele de date aciclice sunt suficient de generale ca sa surprinda cele mai reale situatii {2}, {9}. De fapt, multimile libere de conflict si schemele de baze de date aciclice au numeroase proprietati importante {2}. De aceea, vom examina formele normale în raport cu aceste multimi libere de conflict ale multidependentelor functionale si schemelor de baze de date aciclice.

O multidependenta functionala X $\rightarrow\rightarrow$ Y (cu X si Y disjuncte) desparte doua atribute A si B daca si numai daca unul din aceste atribute este în Y iar celalt este în *U* - XY, unde *U* este o multimea universala de atribute. O multime M, de multidependente functionale, separa A de B daca exista o multidependenta care desparte cele doua atribute. O multidependenta functionala divizeaza o multime X, unde X $\subset$ *U*, daca si numai daca ea separa doua atribute distincte din X.

Notatie 2.1. Fie D o multime de dependente si multidependente functionale peste multimea de atribute *U*. Vom nota cu LHS(D) multimea elementelor din partea stânga a dependentelor si multidependentelor functionale din D, iar cu $DEP_D(X)$ dependenta fundamentala a lui X.

Definitia 3.1. $DEP_D(X)$ se defineste ca fiind formata din multimi disjuncte care au proprietatea ca orice submultime Y a lui *U*, cu X $\rightarrow\rightarrow$ Y din D^+ este o reuniune a unor multimi din $DEP_D(X)$ si nu exista o alta reuniune cu un numar mai mic de elemente care sa aiba aceasta proprietate.

În Definitia 3.1 D^+ este închiderea multimii de dependente si multidependente functionale peste multimea de atribute *U*. Daca scriem elementele lui $DEP_D(X)$ sub forma $\{X_1, ..., X_p, X_1^+, ..., X_j^+, W_1, ..., W_n\}$ se poate arata {1} ca $DEP_D(X)$ are urmatoarele proprietati:

1) $DEP_D(X)$ acopera schema relational R, adica $R = \cup^m{}_1 Z_i$, unde $Z_i \in DEP_D(X)$ si $m = p + j + n$.

2) Multimile din $DEP_D(X)$ sunt disjuncte doua câte doua.

3) multidependenta functional X $\rightarrow\rightarrow$ Y $\in DEP_D(X)$, daca si numai daca $Y=\cup^m{}_1 Z_i$ cu $Z_i \in DEP_D(X)$.

4) $X_1, ..., X_p$ sunt atribute izolate astfel încât $X = \cup^p{}_1 X_i$.

5) $X_1^+, ..., X_j^+$ sunt multimi de atribute astfel încât $X^+ - X = \cup^j{}_1 X_i^+$.

Definitia 3.2. O multime M de multidependente functionale este libera de conflict daca

1) M nu divizeaza nici un element din LHS(M).

2) Pentru orice X si Y cu proprietatea ca X si Y apartinând lui LHS(M) avem DEP(X) $\cap$ DEP(Y) = DEP(X $\cap$ Y).
O multime de multidependente functionala libera de conflicte permite o descompunere unica sub forma normal 4NF {2}.
O schema de baze de date R = { R_1, ... , R_n }, peste o multime de atribute *U*, este o multime de scheme relationale în care fiecare schema relational R_i este o submultime a lui *U* si $\cup$ R_i = *U*. Cu alte cuvinte o schema de baze de date R corespunde unei dependente jonctionale unice {4}.
O schema de baze de date R, este aciclica daca si numai daca dependenta jonctionala TxT R este echivalenta cu o multime de multidependente functionale libera de conflicte {2}.
Definitia 3.3. Fie R={R_1,...,R_n}, n>0 o schema de baze de date. Un *arbore de jonctine* pentru R este un arbore în care fiecare R_i este un nod si în plus
1) Fiecare muchie (R_i, R_j) ete etichetata cu multimea de atribute data de $R_i \cap R_j$ si
2) Pentru fiecare pereche R_i si R_j cu $R_i \neq Rj$ si pentru fiecare A din $R_i \cap R_j$, orice muchie dealungul caii dintre R_i si R_j contine, printre altele, si eticheta A.
Fie o multime M de multidependente functionale peste multimea de atribute *U*. Vom nota cu M^+ închiderea lui M. M are *proprietatea intersectiei* daca, oricare ar fi doua multidependente $X\to\to Z$ si $Y\to\to Z$ implicate de M, cu Z disjunct fata de X si Y, avem ca $X\cap Y\to\to Z$ este de asemenea implicat de M. Mai mult, M are proprietatea intersectiei daca si numai daca M^+ este implicat de dependenta jonctionala {2}.

4. Forme normale imerse

4.1. Forma normal imersa NNFMF

În cele ce urmeaza vom defini forma normal imersa NNF {5}, pe care o vom numi forma normala imersa NNFmf. Pentru aceasta avem nevoie de câteva definitii si concepte noi.

Definitia 4.1. Fie *U* o multime de atribute si F o multime de dependente si respectiv M o multime de multidependente functionale peste *U*. Fie, de asemenea *T* un arbore schema astfel încât *Aset(T)*$\subseteq$*U*. Spunem ca *T* este în *forma normala imersa NNFmf* în raport cu M$\cup$F daca sunt satisfacute urmatoarele conditii.
1) Daca D este multimea dependentelor si multidependentelor functionale care au loc pe *T* în raport cu M $\cup$ F, atunci D este echivalent cu MVD(*T*)$\cup$FD(*T*) pe *Aset(T)*.
2) Pentru orice dependenta netriviala $X\to A$ ce are loc pe *T* în raport cu M$\cup$F, $X\to$ Parent(Na) are loc de asemenea în raport cu $\cup$F, unde Na este nodul din *T* care contine pe A.

4.2. Forma normala imersa NNFMR

Pentru definirea formelor normale imerse avem nevoie de notiunea de *multidependente functionale reduse*.
Definitia 4.2. Fie *U* o multime de atribute si M o multime de multidependente functionale peste *U*. O multidependenta functionala X $\to\to$ W din M^+ este
1) *triviala*, daca XW = U sau daca W $\subset$ X.
2) *reductibila la stânga* daca exista $X' \subset X$ astfel încât $X' \to\to$ W este în M^+.
3) *reductibila la dreapta* daca exista $W' \subset W$ astfel încât X $\to\to$ W' este în M^+ si nu este triviala.
4) *transerabila* daca exista $X' \subset X$ astfel încât $X' \to\to (X - X')W$ este în M^+.
O multidependenta functionala X $\to\to$ W este *redusa* daca ea este *netriviala*, este *redusa la stânga* (nu este reductibila la stânga), este *redusa la dreapta* (nu este reductibila la dreapta) si este *netransferabila*.
Fie M_1 si M_2 doua multimi de multidependente functionale peste multimea de atribute U. M_1 este o acoperire a lui M_2 daca si numai daca $M_1^+=M_2^+$.
Definitia 4.3. Fie *U* o multime oarecare de atribute si M o multime de multidependente functionale peste *U*. Sa notam cu M' multi-

mea de multidependente reduse din M^+, adica M^r ={ X $\rightarrow\rightarrow$ W || X $\rightarrow\rightarrow$ W este redusa în M^+}. Elementele multimii M^r le vom numi *chei* ale lui M, iar o acoperire minimala M_{min} a lui M este o submultime a lui M^r si nici o alta submultime a lui M_{min} nu este o acoperire pentru M.

În continuare vom defini *dependentele tranzitive* si *cheile fundamentale* într-un arbore schema. Fie M o multime oarecare de multidependente functionale peste multimea de atribute *U* si fie *T* un arbore schema astfel încât *Aset(T)* $\subseteq$ *U*. Spunem ca M implica MVD(*T*) pe *Aset(T)* daca pentru fiecare multidependenta functional Z $\rightarrow\rightarrow$ Y din MVD(*T*), M implica o multidependenta functionala X $\rightarrow\rightarrow$ Z pe *U* cu Y = Z $\cap$ *Aset(T)*.

Sa presupunem acum ca M implica MVD(*T*) pe *Aset(T)*. Fie (V, W) o muchie din *T*. De asemenea sa presupunem ca exista o cheie A a lui M astfel încât exista un Z$\in$DEP(X) si Child(W)=Z$\cap$*Aset(T)*. Daca exista o submultime de noduri notate cu W_1,...,W_n ale lui W astfel încât Y=U^n_1 Child(W_i), X$\subset$ Parent(V)Y si XY$\rightarrow\rightarrow$Parent(V) nu are loc pe *T* în raport cu M, atunci W este *redundant tranzitiva* în raport cu X pe *T*. În acest caz X $\rightarrow\rightarrow$Child(W) pe *Aset(T)* este dependent tranzitiva pe *Aset(T)*.

Fie V o submultime a lui *U*. Multimea cheilor fundamentale pe V, pe care o vom nota cu FK(V), se defineste ca fiind FK(V)={V$\cap$ X | X$\in$LHS(M_{min}) si V$\cap$X $\neq\Phi$, si nu exista Y$\in$LHS(M_{min}) astfel încât X$\cap$V$\supset$Y$\cap$V $\neq\Phi$}.

Daca se dau dependentele functionale atunci forma normala imersa NNF{6}, pe care o vom numi forma normala imersa NNFmr, foloseste multidependentele functionale adica fiecare dependenta functionala X$\rightarrow$Y este înlocuita prin multimea multidependentelor functionale {X$\rightarrow\rightarrow$ A | A$\in$Y}. Se stie ca daca X$\rightarrow$Y, atunci X$\rightarrow\rightarrow$Y.

Definitia 4.4. Fie *U* o multime de atribute si fie D o multime de dependendente si multidependente functionale peste *U*. Fie M multimea de forma {X$\rightarrow\rightarrow$Y | X$\rightarrow\rightarrow$Y $\in$ D}$\cup${X$\rightarrow\rightarrow$A | X$\rightarrow$Y si A$\in$Y}. Fie *T* un arbore schema cu *Aset(T)*$\subseteq$*U*. *T* este în *forma normala imersa NNFmr* în raport cu D daca

1) M implica MVD(*T*) pe *Aset(T)*.

2) Pentru fiecare muchie (V, W) a lui *T*, Parent(V)$\rightarrow\rightarrow$Child(W) pe *Aset(T)* este redusa atât la stânga cât si la dreapta în raport cu M.

3) Nu exista nici o cheie X a lui M astfel încât nodurile lui *T* sa fie redundant tranzitive în raport cu X.

4) Radacina arborelui *T* este o cheie a lui M si daca FK(Child(N))$\neq\Phi$, atunci N$\in$ FK(Child(N)), pentru oricare alt nod N al lui *T*.

4.3. Forma normala imersa NNFED

Pentru definirea unei astfel de forme normale avem nevoie de notiunea de multimea înfasuratoare a unei multimi de dependente si multidependente functionale. Fie o multime de dependente si multidependente functionale, definim înfasuratoarea lui D ca fiind multimea E(D)={X$\rightarrow\rightarrow$W | X$\in$LHS(D) si W$\in$ DEP(X) si X nu implica functional pe W}.

Pentru definirea formei normale NNF[7], pe care o vom numi NNFed, cei doi autori reformuleaza definitiile pentru dependentele tranzitive si cheilor fundamentale, ceea ce are efect asupra conditiilor 3 si 4 de mai sus. Noua definitie a cheii fundamentale a unei multimi de atribute V, notata în continuare cu FK(V), este urmatoarea: FK(V)={V$\cap$X | X$\in$LHS($E(D)_{min}$) si V$\cap$X$\neq\Phi$ si nu exista Y $\in$ LHS($E(D)_{min}$) astfel încât sa avem X$\cap$Y $\supset$Y$\cap$V$\neq\Phi$}. Deoarece nu folosim dependentele tranzitive nu vom reproduce aici noua definitie a lor.

Definitia 4.5. Fie *U* o multime de atribute si fie D o multime de dependendente si multidependente functionale peste *U*. Fie E(D) înfasuratoarea multimii D. Fie T un arbore schema astfel încât *Aset(T)* in *U*. Spu-

nem ca arborele *T* este în *forma normala imersa NNFed* în raport cu D daca:
1) E(D) implica MVD(T) pe *Aset(T)*.
2) Pentru orice muchie (V,W) a lui *T*, multidependenta Parent(V)$\rightarrow\rightarrow$Child(W) pe *Aset(T)* este redusa atât la stânga cât si la dreapta în raport cu E(D).
3) Nu exista nici o cheie X a lui E(D) astfel încât nodurile lui *T* sa fie redundant tranzitive în raport cu X.
4) Radacina arborelui *T* este o cheie a lui E(D) si, daca D nu implica Parent(V)$\rightarrow$ Child(W) si FK(Child(W))$\neq\Phi$, atunci W $\in$ FK(Child(W)), pentriu orice muchie (V, W) din *T*, altfel W este un nod frunza al lui T.

4.4. Forma normala imersa NNFMD

Pentru definirea formei normale imerse NNF {8}, pe care o vom numi forma normala imersa NNFmd, autorii determina mai întâi o multime M' de multidependente functionale si definesc forma normala, ĭn principal în termeni de multimea derivata M'. Definitiile închiderii unei multimi de atribute si a cheii fundamentale sunt cele prezentate în cazul formelor normale imerse NNF {6}.

Definitia 4.6. Fie *U* o multime de atribute si fie D o multime de dependendente si multidependente functionale peste *U*. Fie, de asemenea $M' = \{X\rightarrow\rightarrow Y \mid X\rightarrow\rightarrow Y \in D^+$ si $X = X^+\}$ si fie *T* un arbore schema astfel încât $Aset(T) \subseteq U$. Spunem ca arborele *T* este în *forma normala imersa NNFmd* în raport cu D daca:
1) M' implica MVD(T) pe *Aset(T)*.
2) Pentru orice muchie (V, W) din *T*, multidependenta Parent(V)$\rightarrow\rightarrow$Child(W) pe *Aset(T)* este redusa atât la stânga cât si la dreapta în raport cu M'.
3) Nu exista nici o cheie X a lui M' astfel încât nodurile lui *T* sa fie redundant tranzitive în raport cu X.
4) Radacina arborelui T este o cheie pentru M' si este din LHS(M') si daca FK(Child(N)) $\neq \Phi$, atunci N $\in$ FK(Child(N)), pentru orice nod N al lui *T*.

Bibliografie

[1] C. Beeri - On the Membership problem for functional and multvalued dependencies in relational databases. ACM Transactions on Database Systems, vol 5, nr. 3: 241-259, September 1980.
[2] C. Beeri, R. Fagin, D. Maier, and M. Yannakakis. On the desirability of acyclic database schemes. Jonrnal of the ACM, 30 (3):479-513, July 1983.
[3] R. Fagin. Multivalued dependencies and a new normal form for relational databases. ACM Transoctions on Database Systems, 2(3):262-278, September 1977.
[4] D. Maier. The Theory of Relational Databases. Computer Science Press, Rockville Maryland, 1983.
[5] W. Y. Mok, Y. K. Ng, and D. W. Embley. A normal form for precisely characterizing redundancy in nested relations. ACM Transactiona on Database Syatema, 21(1): 77-106, March 1996.
[6] Z. M. Ozsoyoglu and L. Y. Yuan. A new normal form for nested relations. ACM Transactions an Database Systema, 12(1): 111-136, March 1987.
[7] Z. M. Ozeoyoglu and L. Y. Yuan. On the normalization in nested relational databases. Lecture Notes in Computer Science, Î361, pages 243-271, 1989.
[8] M. A. Roth and H. F. Korth. The design of ¬1NF relational databases into nested normal form. In Proceedings of the 1987 ACM-SIGMOD Conference, pages 143-159 San Francisco California, May 1987.
[9] E. Sciore. Real-world MVD's. In Proceedings of the 198l ACM-SIGMOD Conference, pages 121-132, Ann Arbor, Michigan, April 1981.