+

Keys in DBMS - video 3

- records or tuples
- cheia poate fi orice combinație unic identificată pe fiecare rând
- tipuri de chei:

* super cheie = cheie (aceeași definiție) - o singură condiție

nr. maxim superchei: $2^n - 1$ unde n = nr atribute, dar nu orice poate fi o super cheie! trebuie verificată acea unicitate!

* cheie candidat = super cheie whose proper subset is not a superkey = minimal superkey

ex.: SK = A, AB, AC, ABC, BC → $A \subset B$ (dar nu egale)

→ chei candidat = A, BC

no minimum! minimal! (nu cât mai puține posibil, ci cât de puține poți)

* primary key = una din cheile candidat (FĂRĂ NULL VALUES)

ex. R(A,B,C). se dă A,C cheie candidat → SK = AC, ABC (am putut deduce supercheile)

Functional dependency - video 4

simbol: →

x → y (x determină y, dacă știu x pot determina y)

ex.: id-ul determină funcțional numele unei persoane

! departament → curs x, pt. aceeași val a departamentului ar trebui să avem aceeași val. a cursului

putem avea și perechi de atribute ex.: id, nume → notă

if $t_1.x = t_2.x$ then $t_1.y$ must be $t_2.y$

Types of functional dependency and Armstrong's axioms - video 5

* trivial: x → y

if $y \subseteq x$ (y is a subset of x)

x → x

ex.: id se poate determina pe sine

id, nume → nume

always valid! no need to check

* non-trivial : $x \to y$

$x \cap y = \emptyset$

ex: id → nume may or may not be valid

$y \not\subset x$ (let's say semitrivial) ex: id, nume → nume, notă

* Armstrong's Axioms/Inference rules

1. reflexivitate : $x \to x$

$x \to y$, $y \subseteq x$

2. tranzitivitate : if ($x \to y$ & $y \to z$) then $x \to z$

(dacă nu există una din condiții, may or may not be true a treia)

3. augumentation : if $x \to y$ then $xA \to yA$ will always be true

ex.: id → nume

id, notă → nume, notă ✓

Secondary rules (pot fi demonstrate, dar mi mai simplu cu ele)

1. union : if $x \to y$ & $x \to z$ then $x \to yz$

id → nume & id → notă ⇒ id → nume, notă

2. decomposition / splitting : if $x \to yz$ then $x \to y$ & $x \to z$ } poți despărți doar dreapta!

if $xy \to z$ then $x \to z$, $y \to z$ } nu!

3. pseudo-tranzitivitate : if ($x \to y$ & $yz \to A$) then $xz \to A$

4. composition : $x \to y$ & $A \to B$ then $xA \to yB$

Attribute closure / Closure set - video 6

R(A,B,C,D,E)

FD: {A->B, B->C, C->D, D->E} => A->C, A->A, A->D, A->E, A->ABCDE
↓
functional dependency

union prop.

=> B->D, B->E, B->E, B->BCDE A x nu

union prop.

=> C->E, C->C, C->CDE

=> E->E

closure

X^+ (set of attributes) -> containts set of attributes determined by X

SK ← A^+ = {A,B,C,D,E}

SK ← AD^+ = {A,D, B, C,D,E}

reflex. AD -> BD -> augumentation
AD -> B
AD -> D } -> splitting

} putem și fără Armstrong, doar văzând ce det. ce

B^+ = {B, C, D, E} -> doar utilizând ce avem, verificăm când nu mai putem folosi nimic

reflex.

CD^+ = {C,D,E}

care pot fi candidat? sk=set of attributes whose closure contains all the attributes of a given relation

dacă A^+ det. toate atributele => AB^+ la fel

sk ← AB^+ = {A,B,C,D,E}
sk ← AC^+, AD^+, ABC^+, $ABCDE^+$

? $BCDE^+$ -> {B,C,D,E} NU! atunci niciuna nu poate fi SK

* acum găsim cheile candidat

A^+ - SK and CK

AD^+ = {A}{D} deci nu e CK

---

alt exemplu R(A,B,C,D,E)

FD - {A->B, D->E}

A^+ = {A, B} $ABCDE^+$ = {A,B,C,D,E} -> SK

BC^+ = {B,C} $ABDE^+$ nu e SK, $ACDE^+$ este, ACD^+ este ck

nu e unic determinat usually

și CK (că niciun subset nu e SK)

Finding all the candidate keys of a relation

- video 7

ex1:

$R(A,B,C,D,E)$

$FD - \{A \to B, D \to E\}$

$ABCDE^+ = \{A,B,C,D,E\}$ SK acum vedem proper subsets

ar fi $2^5 - 1$ combinații - cam mult de verificat

$A \to B \Rightarrow$ șterg B $\Rightarrow ACDE^+ = \{A,B,C,D,E\}$

$D \to E \Rightarrow$ șterg E $\Rightarrow ACD^+ = \{A,B,C,D,E\}$

nu mai am a șterge, deci avem SK ACD^+ deci în loc de 2^5-1 verificăm doar 6 (nu-s bune)

$\Rightarrow ACD^+$ este ck

prime attributes: attributes that are part of candidate key

ex.: $\{A,C,D\}$ sunt prime attributes

↳ ! trebuie să nu fie în partea dreaptă a FD!

atunci poți spune că nu ai altă ck

ex 2:

$R(A,B,C,D)$

$FD - \{\overbrace{A \to B, B \to C}^{A \to C}, C \to A\}$

$SK \Rightarrow ABCD^+ = \{A,B,C,D\}$

$A\cancel{C}D^+ = \{A,B,C,D\}$, $AD^+ = \{A,B,C,D\}$

$\{A\}^+ = \{A,B,C\}$
$\{D\}^+ = \{D\}$ } deci nu-s SK } $\Rightarrow AD^+$ este candidat

$\Rightarrow$ prime attributes $\{A, D, C, B\}$ → ne oprim că după avem AD iar

de jos → și mai jos

* dar A este în dreapta! CA

deci AD poate fi CD $\to$ SK (apoi verificăm ck) } $\Rightarrow$ ck

$C^+ = \{C,A,B\}$
$D^+ = \{D\}$ } not SK

* dar și C e în dreapta

deci CD poate fi BD - sk

$D^+ = \dots$
$B^+ = \dots$ } este candidat

fă ex: nb. of ck for $R(A,B,C,D,E,H)$

$FD - \{A \to B, BC \to D, E \to C, D \to A\}$

cred că l-am făcut: DEH, BEH, AEH

Ex: $R(A,B,C,D,E,F)$

$C \to D,\ C \to E,\ AB \to E$

$FD - \{\underbrace{AB \to C,\ C \to DE}_{AB \to DE},\ E \to F,\ D \to A,\ C \to B\}$

$AB\cancel{C}DEF^+ = \{A,B,C,D,E,F\}$ $AB \to C$

$AB\cancel{D}\cancel{E}F^+ = \{A,B,C,D,E,F\}$ $AB \to DE$

$AB\cancel{F}^+ = \{A,B,F,C,D,E\}$

✓ SK $\to AB^+ = \{A,B,C,D,E,F\}$ nu mai putem discard anything } deci e CK ✓✓

$\{A\}^+ = \{A\}$

$\{B\}^+ = \{B\}$

prime attributes $= \{A,B,D,C\}$

verificăm dacă sunt în dreapta: $D \to \underline{A}$, $C \to \underline{B}$

CK

↓

✓ AB

↓

SK ✓ DB verificăm dacă e ck $\{D\}^+ = \{D,A\}$, $\{B\}^+ = \{B\}$ } deci da ✓✓

× AC sau verificăm $\{C\}^+ = \{C,D,E,F,A,B\}$ deci este SK

dar C este ck

↓

AB deja discutată

sau × CB

$\Rightarrow$ AB, BD, C

nu e unică ordinea în care le găsim, poate fi oricare! - dar uneori avem mai mult check

DECI: le luăm pe toate și eliminăm cât de multe se poate de la început, apoi prin verificări (de apariție la dreapta) găsim toate CK

! odată înlocuit nu putem presupune că supercheia obținută e și cheie candidat, trebuie verificat!

Normalization in DBMS - video 9

- avem nevoie din cauza redundanței, memorăm prea multe info. într-o tabelă
  - → root for all the problems
  - → normalizarea o va reduce (poate elimina)
- anomalie = datele au copii în mai multe locuri
  - anomalie de inserție = nu poți insera date fără a cunoaște alte date
  - anomalie de update = poate apărea inconsistența (dacă se uită update undeva)
  - anomalie de ștergere = ștergi student, se șterge departamentul, problematic situation

ASTA E DE FAPT NORMALIZAREA → să scăpăm de anomalii

- avem nevoie uneori și de date denormalizate, când avem nevoie des de informațiile respective, iar join-urile pierd mult timp de fiecare dată
- normalizarea simplifică înțelegerea

1st normal form - video 10

- first normal form →
  1. nu poate avea multi-value attribute (all attributes have atomic values)
     - * deci cele compuse facem 2 coloane, pt. cele multi facem 2 tupluri (aka 2 intrări în tabel) → aici de ex phone nb o să fie pk, sid nu mai merge singur
  2. a column contains values of the same type
  3. each column has a unique name
  4. no ordering to rows & columns
  5. no duplicate rows
- când convertim din diagramă în relational schema mereu va fi în 1st normal form! minim
  - * putem crea un tabel separat pt nr. telefon (1 → many)
  - * putem avea ph. no1 și ph no2 în prima tabelă (dar nu-i tare bun)

second normal form - video 11

$R(A, B, C, D, E, F)$

1. este în 1st normal form
2. no partial dependency in the relation

$FD - \{A \to B, B \to C, C \to D, D \to E\}$

partial dependency = proper subset of ck → non prime attribute

acum facem exemplu, vedem e în 2nd normal form, dacă nu să-l convertim

R(A, B, C, D, E, F)

$FD - \{A \to \overset{A \to C}{B}, B \to \overset{A \to D}{C}, C \to \overset{A \to E}{D}, D \to E\}$ → tranzitivitate

$A\cancel{B}\cancel{C}\cancel{D}\cancel{E}F^+ = \{A, B, C, D, E, F\}$

$\Rightarrow AF^+ = \{...\}$

$\{A\}^+ = \{A, B, D, E\}$ } deci nu-i SK } => CK

$\{F\}^+ = \{F\}$

nu mai avem în dreapta ăștia 2, deci o singură ck

prime attributes = {A, F}

non-prime attributes = {B, C, D, E}

ok acum vedem dacă orice subset din ck det. non-prime attributes -> da!

F -> nimic

but A -> $\underline{\underline{B}}$ (partial dependency)

↳ non-prime

<u>**ex 2**</u> R(A, B, C, D)

$FD - \{AB \to CD, C \to A, D \to B\}$

$AB\cancel{CD}^+ = \{A, B, C, D\}$

$SK \to AB^+ = \{A, B, C, D\}$

$A^+ = \{A\}$ } nu-s SK } este ck

$B^+ = \{B\}$

prime attributes = {A, B, C, D}

=> <u>toate atributele sunt prime => definitely 2nd normal form!</u>

(că nu avem non-prime attributes)

C -> A => AB

CB AD → este deci CK

SK

$D^+ = DB$

$B^+ =$

$C^+ = CA$

deci CK

AB din nou AB din nou deci ne oprim

<u>**ex 3**</u> R(A, B, C, D)

$FD - \{A \to B, B \to C, C \to D\}$

$A\cancel{B}\cancel{C}\cancel{D}^+ = \{A, B, C, D\}$

$A^+ = \{A, B, C, D\}$ sk și ck

nu e în dreapta, deci n-avem altele

prime attributes = {A}

<u>ck has only one attribute, deci n-avem proper subset deci e în second normal form!!</u>

third normal form - video 12

în 2NF încă avem redundanțe, some anomalii still exists

ex: pincode → state, country și n-ar trebui să se poată
ar trebui să dai update în multe locuri și nu-i sănătos } update anomalii

!!! non-prime attr. → non-prime attr (tranzitiv dependency)!

⇒ iff 2nd normal form & nu avem tranzitiv dependency

ex.: $A \to B$ & $B \to C$

⇓

$A \to C$ unde A și C sunt non-prime attrs

luăm în considerare doar non-trivial dependency ($AB \to A$ nu se pune)

ex1 $R(A,B,C,D)$ prime attributes = {A}

$FD - (A \to B, B \to C, C \to D)$

$AB\cancel{C}\cancel{D}^+ = \{A,B,C,D\}$

$SK \leftarrow A^+ = \{A,B,C,D\}$ și CK și ne oprim

⇒ $CK = A$ dar avem $B \to C$ și $C \to D$ deci avem tranzitiv dependency ⇒ nu e în 3NF!
este în 2NF tho

ex2 $R(A,B,C,D,E,F)$

$FD - \{AB \to CDEF, BD \to F\}$

$AB\cancel{CDEF}^+ = \{A,B,C,D,E,F\}$

$AB^+ = \{...\}$ SK

$\{A\}^+ = \{A\}$, $\{B\}^+ = \{B\}$ } nu-s SK } ⇒ CK

AB - CK și ne oprim

prime attributes = {A, B}

non-prime = {C, D, E, F}

→ avem $BD \to F$ și avem tranzitiv dependency

↓

D nu e prime deci BD nu e prime

→ dacă am fi avut $A \to D$ n-ar fi fost ok.
↳ prim

↳ dar este partial dependency! deci nu e în 2NF

fă verificare pt. $R(A,B,C,D,E)$

$F - (A \to B, B \to C, C \to D, D \to A)$

Boyce-Codd Normal Form (BCNF) - video 13

- overlaping ck -> 3rd normal form nu se descurcă cu astea

  ex: ck AB, BC, DC

- stronger 3rd NF
- reguli: - este în 3NF
  - non-trivial FD are all the left hand side must be superkey

<u>ex1</u>: R(A,B,C)

FD - {A -> B, B -> C, C -> A}

prime att = {A, C, B}

sk $ABC^+ = \{A,B,C\}$

$AC^+ = \{A,B,C\}$

$A^+ = \{A,B,C\}$ ck

↓ C->A

C^+ e singur deci ck fără verificari

↓ B->C

B^+

↓

A^+ ne oprim

BCNF : este în 3NF
toate stânga sunt sk } deci da!

<u>ex2</u>: highest normal form în R(A,B,C,D,E), FD - {A -> BCDE, BC -> ACE, D -> E} => 2NF

$AB\cancel{CD}E^+ = \{A,B,C,D,E\}$

prime att = {A, B, C}

$A^+ = \{A,B,C,D,E\}$ ck

↓ BC -> ACE ~~DE~~ BC -> A, BC -> C, BC -> E! splitting

BC^+

$B^+ = \{B\}$
$C^+ = \{C\}$ } nu-s sk } => ck

AC BA nu-s ck că A^+ este sk

începem verificarea de la highest NF:

*BCNF : A -> BCDE ✓ A is SK
BC -> ACE ✓
D -> E nu! deci nu e în BCNF

*3NF : D -> E deci nici 3NF

*2NF : D nu e proper subset la CK ✓

ex3: highest NF for $R(A,B,C,D,E)$, FD - {AB → CDE, D → A}

$ABCDE^+ = \{..\}$

prime attributes = {A, B, D

sk $AB^+ = \{ABCDE\}$

$A^+ = \{A\}$ ⇒ CK

$B^+ = \{B\}$

↓ D → A

verificăm:

sk $DB^+ = \{..\}$

$D^+ = \{D, A\}$ ⇒ CK

$B^+ = \{B\}$

↓ AB → D

AB și ne oprim

* BCNF = ✓ ✗ (pe poziții iau) deci nu e
* 3NF = ✓ ✓ deci e în 3NF

D → A D nu e sk
A este PA (prime att)

Identify highest Normal Form - video 14

ex1: R(ABCDEFGH)

FD - {ABC → DE, E → GH, H → G, G → H, ABCD → EF} → 2NF

sk $ABC\cancel{DEFGH}^+ = \{..\}$

ABC^+ sk, ck

right side: → DEGHF
↑
ABC

deci avem nev. doar ABC în left hand side deci trb. să fie în ck

prime att = {A, B, C} și nu-s în dreapta ⇒ doar ABC is ck

NPA = {D, E, F, G, H}

verificăm:

BCNF :	✓	✗	✗	✗	✓	(verificăm stânga - sk)
3NF :	✓	✗	✗	✗	✓	(NPA → NPA) → trans. dep.
2NF :	✓	✓	✓	✓	✓	(proper subset of CK → NPA) → part. dep

= $R(ABCD)$

$FD - \{AB \to CD, AC \to BD, BC \to D\}$

$AB^+ = \{--\}$ ck

↳ ! nu putem discard B chiar dacă avem AC!!!!(-!

prime att = {A, B, C} npa = {D}

$\downarrow$ $AC \to BD$

AC^+ ck

$A^+ = A$

$C^+ = C$

$\downarrow$ $AB \to C$

AB^+ deja discutat

verificăm: BCNF: ✓ ✓ ✗

$BC^+ = \{BCD\}$ nu e sk

sau

right side: C D B

left side: A neapărat

3NF: ✓ ✓ ✗

2NF: ✓ ✓ ✗

! proper subset of a ck ∪ proper subset of another ck

=> proper subset of ck

CK: AB, AC => BC este proper subset of ck

=> 1NF este highest

---

alte exemple video 15

ex1: $R(A,B,C,D,E)$

$FD - \{AB \to CDE, D \to BE\}$

CK: AB, AD PA = {A, B, D} npa = {C, E}

verificăm: BCNF: ✓ ✗

dacă AD e ck => nici A nici D singuri nu pot fi sk (ck = minimal sk)

3NF: ✓ ✗

2NF: ✓ ✗ (partial subset of ck -> NPA)

=> 1NF

apoi mai are 4 interesante but I got the point

Decomposition - video 16
dependency preserving

Reguli: ① dependency preserving
② lossless

ex.: R(A,B,C)

A	B	C
1	1	1
2	1	2
3	2	1
4	2	2

FD: $\{A \to B, A \to C\}$ sau $A \to BC$ | și $BC \to A$

! deci nu putem face de ex $R_1(AB)$ $R_2(BC)$!

! $F_1 \cup F_2 = F$! dependency preserving !

sau oricâte ar fi

ex.: R(A, B, C, D, E)

$F - \{A \to B, B \to C, C \to D, D \to A\}$

verificare dacă $R_1(A,B,C)$, $R_2(C,D,E)$ is dependency preserving or not

1. $A^+ = \cancel{A}, B, C, \cancel{D}$ not in this subrelation $\Rightarrow A \to BC$

$B^+ = \cancel{B}, C, \cancel{D}, A$ | $B \to CA$

$C^+ = \cancel{C}\cancel{D}AB$ | $C \to AB$

× $AB^+ = \cancel{A}, \cancel{B}, C, \cancel{D}$ | ~~$AB \to C$~~ dar e duplicat că $A \to BC$

× $BC^+ = B, C, D, A$ e și asta duplicat

$\Rightarrow \boxed{F_1 = \{A \to BC, B \to CA, C \to AB\}}$

2. $R_2(C,D,E)$

$C^+ = \cancel{C}, D, \cancel{A}, \cancel{B}$ | $C \to D$

$D^+ = \cancel{D}, \cancel{A}, \cancel{B}, C$ | $D \to C$

× $E^+ = \cancel{E}$

× $CD^+ = \cancel{C}\cancel{D}A\cancel{B}$

× $DE^+ = \cancel{D}\cancel{E}\cancel{A}, \cancel{B}, C$ | ~~DE~~ $\to C$ dar e duplicat

× $CE^+ = \cancel{C}E\,DA\cancel{B}$ | ~~$CE \to D$~~ duplicat

$\Rightarrow \boxed{F_2 = \{C \to D, D \to C\}}$

verificam $\underbrace{F_1 \cup F_2 \equiv F}$ și $F \equiv F_1 \cup F_2$

↓

DA

invers e mereu true

deci e dependency preserving !!!

$F_1 \cup F_2 \equiv F$

$F_1 \cup F_2 = \{A \to BC, B \to CA, C \to AB, C \to D, D \to C\}$ $D^+ = \{D, C, A, B\}$ deci $D \to A$ este true !

– not mandatory
part 2 – dependency preserving – video 17
<u>și lossless</u> – mandatory

<u>ex 1</u>: $R(ABCDE)$

$F :- \{A \to BCD,\ B \to AE,\ BC \to AED,\ D \to E,\ C \to DE\}$

$R_1(A,B)$

$A^+ = \cancel{A}B\cancel{C}\cancel{D}\cancel{E} \mid A \to B$

$B^+ = \cancel{B}A\cancel{E}\cancel{C}\cancel{D} \mid B \to A$

$AB^+ = \cancel{A}\cancel{B}$ ..

$R_2(B,C)$

$B^+ = \cancel{B}\cancel{A}\cancel{E}C\cancel{D} \mid B \to C$

$C^+ = \cancel{C}\cancel{D}\cancel{E} \mid$

$R_3(C,D,E)$

$C^+ = \cancel{C}DE \mid C \to DE$

$D^+ = \cancel{D}E \mid D \to E$

$E^+ = \cancel{E}$

$CD^+ = \cancel{C}\cancel{D}E \mid CD \to E$ dar e duplicat

$DE^+ = \cancel{D}\cancel{E}$

$F_1 \cup F_2 \cup F_3 = \{A \to B,\ B \to A,\ B \to C,\ C \to DE,\ D \to E\}$

$A^+ = \{A, B, C, D, E\}$ deci $A \to BCD$ se respectă

$B^+ = \{B, A, C, D, E\}$ deci $B \to AE$ se respectă

$BC^+ = \{BCADE\}$ deci $BC \to AED$ ✓

$\Rightarrow F_1 \cup F_2 \cup F_3$ covers F și F covers $F_1 \cup F_2 \cup F$ că le-am derivat din F

ex.: aici nu va fi respectată!

$R(A,B,C,D)$

$F :- \{A \to B,\ C \to D\}$

$R_1(A,C)$

$A^+ = \cancel{A},\cancel{B} \mid A \to B$

$C^+ = \cancel{C},\cancel{D} \mid C \to D$

$R_2(B,D)$

$B^+ = \cancel{B}$

$D^+ = \cancel{D}$

$\Rightarrow F_1 \cup F_2 = \{\} \overset{?}{=} F$ nu! deci nu e dependency preserving

Lossless Join Decomposition - video18

R

R_1 R_2

join

? u should get R

ex.: R(A,B,C)

1	1	1
2	1	2
3	2	1
4	3	2

=>

R_1(A,B)

1	1
2	1
3	2
4	3

R_2(B,C)

1	1
1	2
2	1
3	2

$R_1 \bowtie R_2$ trb să obținem R

A	B	C	
1	1	1	✓
1	1	2	
2	1	1	
2	1	2	✓
3	2	1	✓
4	3	2	✓

nu acceptăm extra!

nu e lossless!!!

* cum facem un join normal?

R_1(A B)

1	1
2	1
3	2

R_2(B,C)

1	1
1	2
2	1

$R_1 \times R_2$

A	B	B	C	
1	1	1	1	
1	1	1	2	
1	1	2	1	x
2	1	1	1	
2	1	1	2	
2	1	2	1	x
3	2	1	1	x
3	2	1	2	x
3	2	2	1	

$R_1 \bowtie R_2$ pt. natural join we consider $R_1.B = R_2.B$

A	B	B	C
1	1	1	1
1	1	1	2
2	1	1	1
2	1	1	2
3	2	2	1

și scriem un singur B

A	B	C
1	1	1
1	1	2
2	1	1
2	1	2
3	2	1

dacă nu avem atr. comune = prod. cartezian

dacă avem > 2 tabele facem pe rând

Reguli ① trebuie să avem toate atributele inițiale în descompunere!

② trebuie să fie atribute comune între tabele!

③ the common attribute (sau mai multe) trebuie să fie sk! in atleast one relation

ex: (pe cea de sus R_1(AB) R_2(AC)

1	1
2	1
3	2
4	3

1	1
2	2
3	1
4	2

$R_1 \bowtie R_2$ ✓ este lossless

A	B	C
1	1	1
2	1	2
3	2	1
4	3	2

probleme cu lossless decomposition - video 19

ex1 R(ABC)

A	B	C
1	1	3
2	1	3
3	2	6
4	3	7

$R_1(AB)$

A	B
1	1
2	1
3	2
4	3

B→A? NU

$R_2(BC)$

B	C
1	3
~~1~~	~~3~~
2	6
3	7

B→C DA deci B e sk în R_2

$\Rightarrow R_1 \bowtie R_2$

A	B	C
1	1	3
2	1	3
3	2	6
4	3	7

și e lossless (doar de verificare)

R(ABCDE)

A	B	C	D	E
1	1	2	1	3
2	2	2	1	3
3	1	6	3	6
4	2	8	5	7
5	3	9	5	7

altele: $R_1(ABC)$, $R_2(DE)$ ✗

D(ABC, CD) ✗

$R_1(ABC)$, $R_2(CDE)$ ✓

$R_1(\underline{AB}C)$, $R_2(\underline{AB}DE)$ ✓

$R_1(AB)$ $R_2(BCDE)$ ✗

verificăm AB să fie sk

$R_1(AB)$, $R_2(CD)$, $R_3(DE)$ → pe rând, orice ordine, să meargă

D este ck pt R_3

$R_{23}(CDE)$

n-au nimic în comun → lossless

ex2 acum avem doar dependențele funcționale

R(ABCD) F - {A→B, B→C, C→A)

$R_1(AB\underline{C})$ $R_2(\underline{C}D)$

$C^+ = \{C, A, B\} \Rightarrow$ C este ck pentru R_1 deci e lossless

Canonical cover / minimal cover / irreducible set of FDs
video 2

F is given

F' (canonical cover) if F' don't have extra attribute / redundanță
redundant FD

steps: ① splitting rule $A \to BC = A \to B$ și $A \to C$
② remove redundant attribute
③ remove redundant FD

ex:
② $F = \{ \underline{AB \to C}, \ldots, A \to C \}$
↳ deci o eliminăm
sau $AB \to C$ $A \to B$ => facem $A \to C$ $A \to B$

③ facem cu singur atribut dreapta și ștergem ce se repetă

exemplu mare:

$F :- \{ AB \to C, C \to AB, B \to C, ABC \to AC, A \to C, AC \to B \}$
$F1 :- \{ \cancel{AB \to C}, \underline{C \to A}, \underline{C \to B}, \underline{B \to C}, ABC \to A, ABC \to C, \underline{A \to C}, \underline{AC \to B} \}$

$\underbrace{\{ C \to A, C \to B, B \to C, A \to C, A \to B \}}_{\text{scriem cele single attribute}}$

- eliminăm cele trivial
- eliminăm cele duplicate
(am sărit un pas mo)

ok now $C^+ = CB$ n-avem A, nu-l putem scoate pe ($C \to A$)
acum încercăm să scoatem $C \to B$: $C^+ = \{A, C, B\}$ => $C \to B$ e redundant
=> îl scoatem

$B^+ = \{B\}$ nu e redundant
$A^+ = \{A, B, C\}$ e redundant

=> $\{ C \to A, B \to C, A \to B \}$ CANONICAL COVER
may not be unique

Lossless join dec. examples - video 20

R (A B C D E F)

F: - {AB → C, C → D, D → EF, F → A, D → B}

D = {ABC, CDE, EF}

R_1(ABC) R_2(CDE) R_3(EF) ①

$R_1 \bowtie R_2$

C^+ pt. R_1 = {~~C~~, ~~D~~, ~~E~~, ~~F~~, A, B} / C → A,B deci e ok, lossless (e sk)

$R_{12} \bowtie R_3$

E^+ = {~~E~~} deci nu e ok deci e lossless (nu e sk pt. niciuna)

dacă adăugăm E → F va fi sk pt. R_3 și va fi lossless!

Convert from 1^{st} NF to 2^{nd} NF - video 22

R (ABCD)

F = {A → B, B → C}

A~~BC~~D$^+$ = {..}

AD^+ = {A, B, C, D}
A^+ = {A, B, C}
D^+ = {D}

⇒ AD - CK nu-s altele că A, D nu-s în dreapta

prime = {A, D}
n-p = {B, C}

partial dependency? DA : <u>A → B</u> singura

A^+ = {A, B, C} put those into a subrelation and the rest into another

→ BCNF nu-i de

R_1 = {ABC} R_2 = {A, D} dar nu e lossless

deci trebe să punem ceva în comun

ce punem?

A de ex → A^+ = ABC și avem lossless

verificăm să fie ok

$F_1 :- \{ A \to BC, B \to C \}$ $F_2 : - \{ \}$

$A^+ = ABC$ ✓ $A^+ = \cancel{A}\cancel{B}\cancel{C}$

$B^+ = \cancel{B}C$ ✓ $D^+ = \cancel{D}$

$C^+ = \cancel{C}$

$BC^+ = \cancel{B},\cancel{C}$

no partial dependency

$\boxed{CK = A}$ deci no chance de așa ceva, deci e 2NF

ex2 $R(ABCD)$ 1^{st} NF

$F = \{ A \xrightarrow{PD} B, C \xrightarrow{PD} D \}$

$CK: \ A\cancel{B}C\cancel{D}^+ = \{ .. \}$

AC^+ CK este ✓ și singura

prime att = A, C

npa = B, D

problematic este $A \to B$ că e subset of ck, dar și $C \to D$

pt. $A \to B$ pt. $C \to D$ dacă am mai avea att. le-am pune în R_3

$A^+ = AB$ $C^+ = CD$ să fie sk pt. R_1

$R_1 = \{A, B\}$ $R_2 = \{C, D\}$ $R_3 = \{A, C\}$ => lossless!

↳ că e lossy dacă lăsăm doar R_1, R_2

is it dependency preserving?

$F_1 :- \{ A \to B \}$ $F_2 :- \{ C \to D \}$ $F_3 :- \{ \}$

că $A^+ = \cancel{A}\cancel{B}$

$C^+ = \cancel{C}\cancel{D}$

$F_1 \cup F_2 \cup F_3 \equiv F$? yessss

is it 2NF?

dacă-s doar 2 attribute e chiar în BCNF (left e superkey în dependințe) convert 2^{nd} NF to 3^{rd} NF - video 23

$R(ABCD)$

$F := \{A \to B, \overset{td}{B \to C}, \overset{td}{C \to D}\}$

$A\cancel{B}\cancel{C}\cancel{D}^+ = \{--\}$

$A^+ = \{ABCD\}$ ck că e singur și nu mai sunt alte ck

$pa = \{A\}$

$npa = \{B, C, D\}$

și e 2^{nd} NF că n-avem partial dependency

$B \to C$, $C \to D$ tranzitiv dependency

$B^+ = BCD$ $\qquad C^+ = CD$ $\qquad$ remaining + să fie ceva comun

$R_1 = BCD$ $\qquad R_2 = CD$ $\qquad R_3 = AB$

vrem să fie lossless deci vrem ceva care e sk în relația ei

* acum vedem aia cu dependințele

$F_1 = \{B \to CD, C \to D\}$ $\qquad F_2 = \{C \to D\}$ BCNF $\qquad F_3 = \{A \to B\}$ BCNF

$B^+ = \cancel{B}CD$ $\qquad C^+ = \cancel{C}D$ $\qquad A = \cancel{A}B\cancel{C}\cancel{D}$

$D^+ = \cancel{D}$ $\qquad D^+ = \cancel{D}$ $\qquad B = \cancel{B}\cancel{C}\cancel{D}$

$C^+ = \cancel{C}D$

$CD^+ = \cancel{C}\cancel{D}$

check again dacă toate îs în 3NF

$B\cancel{C}\cancel{D}^+ = BCD$

$B^+ = BCD$ ck și singura

dar avem tranzitiv dependencies!

acum o descompunem pe asta!

$C \to D$ e problematică

$C^+ = CD$

$R_{11} = \{C, D\}$ $\qquad R_{12} = \{B, C\}$ sk din asta

$F_{11} = \{C \to D\}$ BCNF $\qquad F_{12} = \{B \to C\}$ BCNF

$C^+ = \cancel{C}D$ $\qquad B^+ = BC\cancel{D}$

$D^+ = \cancel{D}$ $\qquad C^+ = \cancel{C}\cancel{D}$

acum vedem că $R_{11} = R_2$ și una n-o punem

$\Rightarrow R_{12}(BC), R_2(C, D), R_3(A, B)$ ✓

deci 3 sub-relation

from 1^{st}NF to BCNF - video 24

$R\ (A, B, C, D, E, F, G, H)$

prime att = AE nu-s în dreapta

$F: - \{A \xrightarrow{pd} BD,\ B \to C,\ E \xrightarrow{pd} FG,\ AE \to H\}$

$A\cancel{BCD}E\cancel{FGH}^+ = \{..\}$

AE^+ sk $= \{A\,E\,B\,D\,C\,F\,G\,H\}$ $\Rightarrow$ ck

A^+ nu-s sk

E^+

partial dependencies $A \to BD$ | $E \to FG$ | restul (comun sk)

$A^+ = ABCD$

$R_1 = \{A, B, C, D\}$

$F_1 : \{A \to BCD,\ B \xrightarrow{td} C\} \Rightarrow$ 2NF

$\boxed{ck\ A}$

$E^+ = EFG$

$R_2 = \{EFG\}$

$F_2 : \{E \to FG\} \Rightarrow$ BCNF

$\boxed{ck\ E}$

$R_3 = \{H, \overbrace{A, E}\}$

$F_3 : \{AE \to H\} \Rightarrow$ BCNF

$AE^+ : \cancel{AEDCFG}H$

$\boxed{ck\ AE}$

↓ continuăm

$R_1\ (ABCD)$

$F_1 = \{A \to BCD,\ B \to C\}$ problematic

$B^+ = BC$

$R_{11} = \{B\ C\}$ BCNF

comun sk

$R_{12} = \{A\ D\ B\}$

$F_1 : \{A \to BD\}$ BCNF

$\boxed{ck = A}$

$\Rightarrow$ 4 subrelation

GATA YAY