3. $X \to A$, gdje je A ključni atribut , X - sporedni

$4NF \Rightarrow BCNF \Rightarrow 3NF \Rightarrow 2NF \Rightarrow 1NF$

...e: Neka je R relacija i neka su X, Y, Z podskupovi atributa ove relacije pr... šemu je $Z = atr(R) \setminus XY$. Relacija R se može restaurirati prirodnim spajanjem bez gubitka informacija iz projekcija $R[XY]$, $R[XZ]$ akk... važi $X \twoheadrightarrow Y$

...lgoritam za dekompoziciju za 4NF je isti kao algoritam dekompozicije u BCNF s tim što se umjesto funkcionalne koriste višeznačne zavisnosti. ...eka imamo relacionu šemu R i dekompoziciju $\rho_R(R_1 R_2)$ toda važi ...$_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_1$ ili $R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_2$. Neka je R - rel. šema i D skup višezn. i funk. z. i neka R_1 i R_2 čine dekomp. rel. šeme R. Ova dekom. $\rho_R(R_1, R_2)$ je ...ez gubitka pri spajanju akko važi da $R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_1$ ili $R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_2$ pripada D^+.

Normalizacija korišćenjem zavisnosti spajanja i 5NF

- project joint NF (PJNF) ili 5NF -

...ef: Neka je R relaciona šema i $\rho(R_1, \dots, R_n)$ dekompozicija šeme R gdje je $R = \bigcup_{i=1}^{n} R_i$. Kažemo da relacija τ na šemi R, u oznaci $\tau(R)$, zadovoljava zavisnost spajanja, u oznaci $*(R_1, \dots, R_n)$ (join dependency) ako važi da je $\boxed{\tau = \bowtie_{i=1}^{n} \pi_{R_i}(\tau)}$ - prirodno spajanje projekcija.

...ef: Zavisnost spajanja je trivijalna ako je $R_i = R$ za neko i

...eka imamo zavisnost spajanja $*(R_1, R_2)$ na šemi R. Tada po def. ...aži da je $\tau = \pi_{R_1}(\tau) \bowtie \pi_{R_2}(\tau)$. Neka su t_1, t_2 dvije torke iz τ tako da važi:

$t_1[R_1 - R_2] = (a_1, \dots, a_i)$ $t_2[R_1 - R_2] = (b_1, \dots, b_i)$

$t_1[R_1 \cap R_2] = (a_{i+1}, \dots, a_j)$ $t_2[R_1 \cap R_2] = (a_{i+1}, \dots, a_j)$

$t_1[R_2 - R_1] = (a_{j+1}, \dots, a_n)$ $t_2[R_2 - R_1] = (b_{j+1}, \dots, b_n)$

Važi da je $t_1[R_1 \cap R_2] = t_2[R_1 \cap R_2]$

	$R_1 - R_2$	$R_1 \cap R_2$	$R_2 - R_1$
t_1	$a_1 \dots a_i$	$a_{i+1} \dots a_j$	$a_{j+1} \dots a_n$
t_2	$b_1 \dots b_i$	$a_{i+1} \dots a_j$	$b_{j+1} \dots b_n$

$\pi_{R_1}(r)$:

	$R_1 - R_2$	$R_1 \cap R_2$
$\pi_{R_1}(t_1)$	$a_1 \dots a_i$	$a_{i+1} \dots a_j$
$\pi_{R_1}(t_2)$	$b_1 \dots b_i$	$a_{i+1} \dots a_j$

$\pi_{R_2}(r)$:

	$R_1 \cap R_2$	$R_2 - R_1$
$\pi_{R_2}(t_1)$	$a_{i+1} \dots a_j$	$a_{j+1} \dots a_n$
$\pi_{R_2}(t_2)$	$a_{i+1} \dots a_j$	$b_{j+1} \dots b_n$

$r = \pi_{R_1}(r) \bowtie \pi_{R_2}(r)$:

	$R_1 - R_2$	$R_1 \cap R_2$	$R_2 - R_1$
t_1	$a_1 \dots a_i$	$a_{i+1} \dots a_j$	$a_{j+1} \dots a_n$
t_3	$a_1 \dots a_i$	$a_{i+1} \dots a_j$	$b_{j+1} \dots b_n$
t_4	$b_1 \dots b_i$	$a_{i+1} \dots a_j$	$a_{j+1} \dots a_n$
t_2	$b_1 \dots b_i$	$a_{i+1} \dots a_j$	$b_{j+1} \dots b_n$

$t_1, t_2 \in r \Rightarrow t_3, t_4 \in r$

$R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_1 - R_2$ $R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_1$

$R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_2 - R_1$ $R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_2$

Ovim smo pokazali da je zavisnost spajanja $*(R_1, R_2)$ ekvivalentna sa višeznačnom zavisnošću $R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_1$ (ili $R_1 \cap R_2 \twoheadrightarrow R_2$)

Postoje zavisnosti spajanja koje nisu ekvivalentne nijednoj višeznačnoj zavisnosti

<u>PRIMJER:</u> neka imamo relacionu šemu $R(A, B, C)$ i zavisnost spajanja $*(AB, BC, AC)$

a_1	b_1	c_2
a_2	b_1	c_1
a_1	b_2	c_1
a_1	b_1	c_1

..ovdje važi zavisnost spajanja -

$$r = \pi_{AB}(r) \bowtie \pi_{BC}(r) \bowtie \pi_{AC}(r)$$

Međutim ova relacija ne zadovoljava nijednu trivijalnu višeznačnu zavisnost i pokazuje se da ne važi nijedna od zavisnosti:

$$A \twoheadrightarrow B,\ A \twoheadrightarrow C,\ B \twoheadrightarrow A,\ B \twoheadrightarrow C,\ C \twoheadrightarrow A,\ C \twoheadrightarrow B$$

Normalna forma zasnovana na zavisnosti spajanja je 5NF i ona se definiše na sličan način kao BCNF, 4NF u smislu:

Def: Relaciona šema R je u 5NF u odnosu na skup D - skup svih funkcionalnih, višeznačnih i zavisnosti spajanja ako za svaku zavisnost spajanja u D^+ oblika:

$$*(R_1, \dots, R_n)$$

gdje je $R = \bigcup_{i=1}^{n} R_i$, $R_i \subseteq R$ važi bar jedna od tvrdnji:

a) $*(R_1, \dots, R_n)$ je trivijalna zavisnost spajanja

b) svako R_i je super ključ u R

Kako je svaka višeznačna zavisnost istovremeno i zavisnost spajanja, svaka relacija (šema) koja je u 5NF je i u 4NF.

Ne postoji algoritam za dekompoziciju u 5NF

Domen - ključ normalna forma (Domain Key NF) - DKNF

Zasniva se na 3 sljedeća pojma:

1) deklaracija domena

Neka je A - atribut i dom(A) dom - neki skup vrijednosti. Deklaracija domena, u oznaci $A \subseteq$ dom A, zahtijeva da vrijednost atributa A, na svim torkama, pripada ovom skupu dom.

2) deklaracija ključa

Neka je R relaciona šema i $K \subseteq R$ skup atributa. Deklaracija ključa za

K zahtijeva da K bude superključ za relaciju, odnosno da važi $K \to R$.

Iz deklaracije ključa slijedi funkcionalna zavisnost, a, u opštem slučaju, iz funkcionalne zavisnosti ne zavisi deklaracija ključa.

3) opšta ograničenja

Sve zavisnosti, do sad izučavane, su same za sebe neko ograničenje.

Opšte ograničenje je predikat na skupu svih relacija na relacionoj šemi R izražen u dogovorenom jeziku (kao u logici)

Primjer opšteg ograničenja: pretpostavimo da svi žiro-računi koji počinju sa 8 imaju minimalani iznos 1000\$. Tada ovo ograničenje izražavamo na sljedeći način:

"ako je prvacifra (t [žiro_račun]) = '8' then iznos ≥ 1000"

Provjerava se pomoću indexnih struktura

Deklaraciju domena i ključa je moguće provjeriti u realnom sistemu baze podataka. Opšta ograničenja nije lako provjeriti, zahtijeva puno vremena i prostora. za provjeru. Zbog toga se u s.u.b.p.s. obično ne implementiraju opšta og. opteretile bi česte provjere

Cilj DKNF-e je da dizajn baze bude takav da se sva opšta ograničenja testiraju korišćenjem ograničenja domena i ograničenja ključa. Ovo bi bila idealna normalna forma.

Def: Neka je D - skup ograničenja domena, K - skup ograničenja ključa za relacionu šemu R i neka je G - skup opštih ograničenja za R. Šema R je u DKNF ako važi $\boxed{D \cup K \models G}$

Prethodni primjer nije ograničenje ni domena ni ključa pa relacija račun (filijala, br_rač, iznos) nije u DKNF jer imamo opšte ograničenje koje ne možemo testirati korišćenjem ograničenja domena i ključa. Da bi preveli u DKNF dijelimo ovu relaciju na dvije:

obični_račun (filijala, br_rač, iznos)

posebni_račun (filijala, br_rač, iznos)

U relaciji "posebni_račun" broj žiro računa počinje sa 8 a iznos je ≥ 1000

, opšt ograničenje prelazimo u ograničenje domena
definisanju ostalih NF nismo razmatrali ograničenje domena i
prihvatno smo smatrali da je domen svakog atributa beskonačan skup
vrijednosti. Za svaku NF smo definisali neko pravilo koje je specijalan
slučaj ograničenja.

Primjer: Neka je relacija $R(A_1, \dots, A_n)$ u PJNF (ili 5NF) i neka je dom (A_i) - domen atributa A_i. Tada $A_i \subseteq$ dom (A_i) je jedno ograničenje domena i neka je D skup svih takvih ograničenja. Neka je G skup svih višeznačnih, funkcionalnih i zavisnosti spajanja i neka je F - skup funkcionalnih zavisnosti u G i neka je K - skup svih netrivijalnih funkcionalnih zavisnosti iz F^+ oblika $X \longrightarrow R$ (lijeva strana je ključ).

Relaciona šema je u PJNF ako je u DKNF u odnosu na ovako definisane skupove D, K i G tj. ako se iz domena i iz ključeva mogu izvesti sve funkcionalne, višeznačne i zavisnosti spajanja.

- ovo je „idealna" NF jer dozvoljava proizvoljna ograničenja a ne samo zavisnosti i daje efikasno testiranje tih ograničenja
- ne postoji efektivan algoritam
- DKNF ne čuva funkcionalne zavisnosti

Primjer: snabdjevač (šifra, država, status), država $\longrightarrow$ status

Ova šema nije u 3NF (zavisnost sporednog atributa od sporednog) pa razbijamo na jedan od 3 moguća načina:

I način: R_1(šifra, država), R_2(država, status)

II način: R_1(šifra, država), R_2(šifra, status)

III način: R_1(država, status), R_2(šifra, status)

Ove relacije su u DKNF (nema ograničenja) ali nisu sva razbijanja dobra.

I - čuva funkcionalne zavisnosti i bez gubitka je pri spajanju