# Увод у релационе базе података

6


Саша Малков

Универзитет у Београду

Математички факултет


2023/2024

---

[PM13]

Увод у РБП


Саша Малков


Тема 4.2

## Релациони модел података

(манипулативни део)



---



## Манипулативни део модела

- Манипулативни део релационог модела дефинише формалне начине руковања моделираним подацима
- Кључно место у манипулативном делу модела има појам упита:
  - *Упит* је дефиниција (или израчунавање) нове релације на основу већ познатих релација базе података



---



## Формални упитни језици

- Најпознатији формални упитни језици у релационом моделу су:
  - Релациона алгебра и
  - Релациони рачун

# Релациона алгебра

- Релациона алгебра је проширење скуповне алгебре
  - *Унија, Пресек, Разлика, Производ*
  - Код производа подразумевамо да је $(A \times B) \times (C \times D) = A \times B \times C \times D$
    - То је у реду зато што претпостављамо атомичност атрибута
- Основне додатне операције су:
  - *Пројекција*
  - *Рестрикција*
  - *Природно спајање*
- Резултат свих ових операција су нове релације





# Имена релација и атрибута

- У случају производа и неких других бинарних операција може да се догоди да резултат има два атрибута истог имена
  - у том случају се назив атрибута допуњава слева називом релације из које потиче

    R(A,B) x Q(B,C) = W(A, R_B, Q_B, C)
- Ако је потребно да се у операцији употреби више пута иста релација, да не би долазило до неспоразума уводе се *алиаси* (надимци) релација

  DEFINE ALIAS R1 FOR R

  R … R1





# Пројекција

- ***Пројекција*** се дефинише као избор колона $X$ једне релације:

  $R[X] = \{ x \mid x \in Dom(X) \wedge (\exists y \in Dom(Y))\ (x,y) \in R \}$
  - где су $X$ и $Y$ комплементарни скупови атрибута релације $R$: $Y = A(R) \setminus X$
- Резултат пројекције може да има мање елемената него полазна релација
  - Због тога што се ради о скуповима н-торки, пројекција не може да садржи поновљене елементе
  - Резултат пројекције сигурно има исти број елемената као релација $R$ акко је $X$ натккључ релације $R$
- У терминима табела, пројекција је вертикално “сечење” табеле
- Пример:
  - RADNIK $[ime, prezime] = \{ (x.ime, x.prezime) \mid x \in$ RADNIK $\}$





# Рестрикција

- ***Рестрикција*** се дефинише као избор торки релације R у којима дати атрибут $X \in A(R)$ има дату вредност $x \in Dom(X)$:

  $R[X=x] = \{ e \mid e \in R \wedge "X(e) = x \}$
  - Слободније посматрано, $X$ може да буде произвољан подскуп атрибута:
- Општије, рестрикција по произвољном предикату $p$: $R \rightarrow \{\top, \bot\}$ је:

  $R[p] = \{ e \mid e \in R \wedge "p(e) \}$
- У терминима табела, рестрикција је хоризонтално “сечење” табеле
- Пример:
  - RADNIK$[org_jed_id = 40] = \{ x \mid x \in$ RADNIK $\wedge\ x.org\_jed\_id = 40 \}$

## Природно спајање

- ***Природно спајање*** релација $R$ и $Q$ са заједничким скупом атрибута $X$ дефинише се као:

  $R * Q = \{ (e, f) \mid e \in R \wedge " f \in Q \wedge " X(e) = X(f) \} [X \cup Y \cup Z]$

  $= \{ (x,y,z) \mid (x,y) \in R \wedge " (x,z) \in Q \}$

  где су:
  - $Y = A(R) \setminus X$
  - $Z = A(Q) \setminus X$
- Спајају се торке једне релације са торкама друге релације које имају једнаке вредности заједничких атрибута
- Резултат садржи само једну копију заједничких атрибута
- Резултат може садржати најмање нула торки (ако нема торки које се спајају)
- Резултат може садржати највише $M$ x $N$ торки, где су $M$ и $N$ бројеви торки релација $R$ и $Q$
  - у случају када све торке обе релације имају исте вредности заједничких атрибута
- Пример:
  - RADNIK * ORG_JEDINICA =

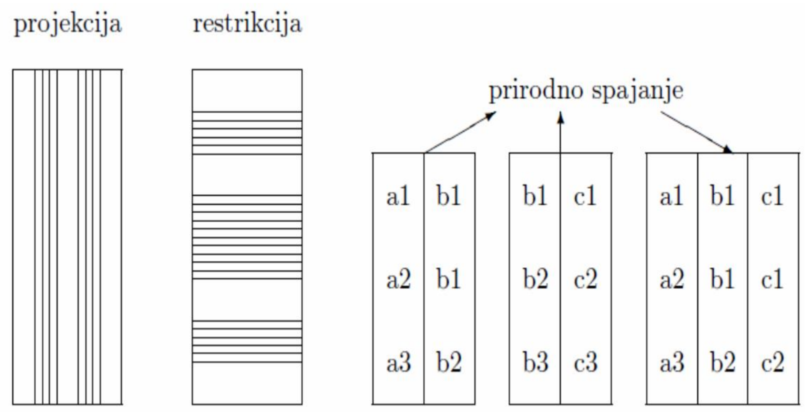
    $\{ (org\_jed\_id, x, y) \mid (org\_jed\_id, x) \in$ RADNIK $\wedge (org\_jed\_id, y) \in$ ORG_JEDINICA $\}$







## Илустрација операција










## Природно спајање (2)

- Општији случај природног спајања је када релације $R$ и $Q$ имају подскупове атрибута $X$ и $Y$ који нису исти, али су исте величине и истих домена.
- Тада се природно спајање дефинише и записује као:

  $R[X*Y]Q = \{ (z, x, w) \mid (z,x) \in R \wedge (y,w) \in Q \wedge x=y \}$







## Додатне операције

- Дефинишу се и друге операције, као:
  - *слободно спајање*
  - *дељење*

## Слободно спајање

- ***Слободно спајање*** релација $R$ и $Q$ по датом бинарном предикату $p$: $R$ x $Q \rightarrow \{\top, \bot\}$ се дефинише као:

  $R[p]Q = \{ (e, f) \mid e \in R \wedge" f \in Q \wedge" p(e,f) \}$

- Спајају се торке једне релације са торкама друге релације са којима испуњавају дати услов
- Слободно спајање је општије од природног





## Дељење

- ***Дељење*** релације $R$ релацијом $Q$ по подскупу атрибута $Y \subseteq A(R)$, где је $Z = A(Q)$ скуп атрибута који по броју и домену одговара скупу $Y$, дефинише се као:

  $R[Y\%Z]Q = \{ x \mid x \in R[X] \wedge" \{x\}$ x $Q[Z] \subseteq R \}$

  - где је $X = A(R) \setminus Y$
  - где је $Z = A(Q)$ скуп атрибута који по броју и домену одговара скупу $Y$

- Резултат је максимални подскуп релације $R[X]$ такав да је његов производ са $Q$ подскуп релације $R$
  - издвајају се оне торке атрибута $Y$ које су у $R$ упарене са свим торкама из $Q$

- Пример - издвојити раднике који су радили на свим пројектима:
  RESENJE[RAD_ID,PROJ_ID] [**PROJ_ID % PROJEKAT_ID**] PROJEKAT[PROJEKAT_ID]





## Проширена релациона алгебра

- ***Проширена релациона алгебра*** обухвата рад са ***недефинисаним вредностима***
  - Без обзира на разлог недефинисане вредности, користи се једна иста ознака недефинисане или недостајуће вредности
  - Сваки домен се проширује недефинисаном вредношћу

- Тиме се мења и структурни део модела, али су важније промене у манипулативном делу, па зато то обрађујемо овде

- Скуп истинитосних вредности се проширује ***непознатом логичком вредношћу***
  - Све релације поређења неке вредности са недефинисаним вредностима имају за резултат *непознато*
  - Логичке операције се проширују да раде са непознатом вредношћу





## Проширене логичке операције

| ∧ | T | F | *n* |
|---|---|---|---|
| T | T | F | *n* |
| F | F | F | F |
| *n* | *n* | F | *n* |

| ∨ | T | F | *n* |
|---|---|---|---|
| T | T | T | T |
| F | T | F | *n* |
| *n* | T | *n* | *n* |

| ¬ | |
|---|---|
| T | F |
| F | T |
| *n* | *n* |

## Проширена рестрикција

- Уводе се нове врсте рестрикције
  - *тачна рестрикција*, одговара оригиналној рестрикцији
    - издвајају се торке за које је вредност услова ***тачно***
    - означава се навођењем индекса услова “T”
      - $R[p_T] = R[p]_T = \{ x \mid x \in R \wedge p(x) = T \}$
  - *можда рестрикција* представља нову операцију
    - издвајају се торке за које је вредност услова ***непознат***
    - означава се навођењем индекса услова “*n*” (или неки други знак, зависно од извора)
      - $R[p_n] = R[p]_n = \{ x \mid x \in R \wedge p(x) = n \}$
  - *не-лажна рестрикција* представља унију претходне две
    - издвајају се торке за које вредност услова ***није лажан***
    - може да се означава комбинацијом претходна два “*Tn*”
      - $R[p_{Tn}] = R[p]_{Tn} = \{ x \mid x \in R \wedge p(x) \neq \perp \}$





Манипулативни део релационог модела / Проширена релациона алгебра

## Проширено спајање

- Операције спајања почивају на поређењима и проверама вредности предиката, па и оне могу да се прошире:
  - Природно спајање
    - *тачно* природно спајање
    - *можда* природно спајање
    - *не-лажно* природно спајање
  - Слободно спајање
    - *тачно* слободно спајање
    - *можда* слободно спајање
    - *не-лажно* слободно спајање

Универзитет у Београду - Математички факултет



Манипулативни део релационог модела / Проширена релациона алгебра

## Проширене скуповне операције

- ***Спољашња унија*** релација $R$ и $Q$ са заједничким пресеком атрибута $X$ дефинише се као:

  $$R \mathring{\cup} Q = (R \times (Z{:}n)) \cup ((Y{:}n) \times Q)$$

  где су:
  - $Y = A(R) \setminus X$
  - $Z = A(Q) \setminus X$
  - $(A{:}n)$ = релација са атрибутима $A$ која има само једну торку са свим недефинисаним вредностима атрибута
- Спољашња унија представља унију релација које немају све исте атрибуте
- Алтернативна дефиниција:

  $$R \mathring{\cup} Q = \{ (x,y,z) \mid ( (x,y) \in R \wedge z{=}n) \vee (x,z) \in Q \wedge y{=}n) \}$$

  - при чему се провера припадности одвија по *не-лажно* правилима

Универзитет у Београду - Математички факултет



## Пример спољашње уније

| A | B | C | D |
|---|---|---|---|
| a1 | b1 | c1 | *n* |
| a1 | b2 | c2 | *n* |
| a2 | b3 | c3 | *n* |
| a2 | b2 | c3 | *n* |

| A | B | C | D |
|---|---|---|---|
| *n* | b1 | c1 | d1 |
| *n* | b2 | c1 | d2 |
| *n* | b2 | c2 | d1 |

↓

| A | B | C | D |
|---|---|---|---|
| a1 | b1 | c1 | *n* |
| a1 | b2 | c2 | *n* |
| a2 | b3 | c3 | *n* |
| a2 | b2 | c3 | *n* |
| *n* | b1 | c1 | d1 |
| *n* | b2 | c1 | d2 |
| *n* | b2 | c2 | d1 |

Универзитет у Београду - Математички факултет

## Проширене скуповне операције (2)

- ***Спољашњи пресек*** и ***спољашња разлика*** релација $R$ и $Q$ са заједничким пресеком атрибута $X$ се дефинишу на сличан начин:

  $R \cap_o Q = (R \times (Z{:}n)) \cap ((Y{:}n) \times Q)$

  $R \setminus_o Q = (R \times (Z{:}n)) \setminus ((Y{:}n) \times Q)$

- Ове операције немају много смисла:
  - спољашњи пресек је увек празан, зато што се пореде недефинисане вредности по *тачним* правилима
  - спољашња разлика је увек једнака првој релацији, зато што је пресек празан







## Спољашње слободно спајање

- ***Спољашње слободно спајање*** релација $R$ и $Q$ са атрибутима $A(R) = X$ и $A(Q) = Y$, дефинише се као:

  $R[p]_o Q = T \cup (R_1 \times (Y{:}n)) \cup (Q_1 \times (X{:}n))$

  где су:
  - $T = R[p]Q$ = резултат обичног слободног спајања по истом услову
  - $R_1 = R \setminus T[X]$ = подскуп торки из $R$ које се не спајају са торкама из $Q$
  - $Q_1 = Q \setminus T[Y]$ = подскуп торки из $Q$ које се не спајају са торкама из $R$
- Представља проширење слободног спајања тако да резултат увек садржи *све* торке из ових релација, чак и када не постоје одговарајуће торке са којима би се спајали







## Спољашње слободно спајање (2)

- Дефинишу се додатне две специјализације спољашњег слободног спајања
  - ***Лево спољашње слободно спајање*** се дефинише слично, али тако да се резултату обичног слободног спајања унијом додаје само проширен подскуп торки ***прве*** релације који се не спајају са торкама друге релације
  - ***Десно спољашње слободно спајање*** се дефинише слично, али тако да се резултату обичног слободног спајања унијом додаје само проширен подскуп торки ***друге*** релације који се не спајају са торкама прве релације
- Већ описано ***спољашње слободно спајање*** се назива и ***пуно спољашње спајање***







## Спољашње природно спајање

- Аналогно слободном спајању се дефинишу и
  - ***(Пуно) спољашње природно спајање***
  - ***Лево спољашње природно спајање***
  - ***Десно спољашње природно спајање***

## Пример пуног спољашње природног спајања

| A | B | C |
|---|---|---|
| a1 | b1 | c1 |
| a1 | b2 | c2 |
| a2 | b3 | c3 |
| a2 | b2 | c3 |

| B | C | D |
|---|---|---|
| b1 | c1 | d1 |
| b2 | c1 | d2 |
| b2 | c2 | d1 |

| A | B | C | D |
|---|---|---|---|
| a1 | b1 | c1 | d1 |
| a1 | b2 | c2 | d1 |
| a2 | b3 | c3 | *n* |
| a2 | b2 | c3 | *n* |
| *n* | b2 | c1 | d2 |







## Релациона алгебра – резиме

- Релациона алгебра као проширење скуповне алгебре:
  - скуповне операције: унија, пресек, разлика, производ
  - додатне операције: пројекција, рестрикција, природно спајање, слободно спајање, дељење
- Проширена релациона алгебра:
  - недефинисане вредности
  - проширене логичке операције
  - проширена рестрикција, проширено спајање, проширене скуповне операције
  - спољашње спајање







## Релациони рачун

- Примена предикатског рачуна на релације
- *Код* је дефинисао две варијанте рачуна:
  - *релациони рачун н-торки*
  - *релациони рачун домена*
- Еквивалентан релационој алгебри







## Релациони рачун н-торки

- ***Израз*** релационог рачуна н-торки је:

  $\{ (t_1, t_2, \dots, t_k) : f \}$

- за који важи:
  - променљиве $t_1, t_2, \dots, t_k$ су ***н-торне променљиве*** или ***индексиране н-торне променљиве*** облика $t[i]$ где је $i$ редни број атрибута торке $t$
  - скуп н-торних променљивих чини тзв. ***циљну листу***
  - формула $f$ је тзв. ***квалификациони израз***
  - слободне променљиве у квалификационом изразу су оне и само оне које чине циљну листу

## Релациони рачун н-торки (2)

- Квалификациони израз се гради од атома и операција:
  - (a1) Ако је $R$ релација а $s$ н-торна променљива везана за релацију $R$ онда ознака $R(s)$ означава то везивање и зове се ***атом припадности***
  - (a2) Ако су $s$ и $p$ н-торне променљиве, $a$ нека константа и Θ операција поређења, онда ознаке $s[i]\Theta p[j]$ и $s[i]\Theta a$ представљају поређење $i$-те компоненте променљиве $s$ са $j$-том компонентом променљиве $p$ или константом а и називају се ***атоми поређења***
  - (ф1) ...
  - (ф2) ...
  - (ф3) ...
  - (ф4) ...
  - (ф5) ...







## Релациони рачун н-торки (3)

- Квалификациони израз се гради од атома и операција:
  - (a1) ...
  - (a2) ...
  - (ф1) сваки атом је ***формула***; све н-торне променљиве атома су слободне у формули
  - (ф2) ако су $f$ и $g$ формуле, онда су формуле и: $f$ AND $g$, $f$ OR $g$, NOT $f$; појављивање променљиве у формули је тачно онакво какво је у $f$ и $g$
  - (ф3) ако је $f$ формула, онда су формуле и: $(\exists s)(f)$ и $(\forall s)(f)$; променљива $s$ је везана у тој формули а слободна у $f$
  - (ф4) ако је $f$ формула, онда је формула и $(f)$
  - (ф5) ништа друго није формула релационог рачуна н-торки







## Примери упита

- Наредни упит издваја мушкарце који имају основу плате мању од 32000:

  { $x$ : RADNIK($x$) AND $x$[5]='M' AND $x$[7] < 32000 }

  *$x$[5] је пол, $x$[7] је основа плате

- Имена, презимена и датуми запослења радника који зарађују бар 40000:

  {($x$[3], $x$[4], $x$[6]) : RADNIK($x$) AND $x$[7] ≥ 40000 }

  *$x$[3] је име, $x$[4] је презиме,
  *$x$[6] је датум запослења, $x$[7] је основа плате







## Релациони рачун н-торки – синтакса

- Уводи се синтакса прилагођена раду на рачунару
- Укратко:
  - уместо индексирања колона користе се имена колона иза тачке
    - уместо $x[i]$ користимо $x.kolona_i$
  - уместо записа у загради { $(t_1, t_2,..., t_k)$ : $f$ } користимо запис:
    - $t_1, t_2,..., t_k$ WHERE $f$
  - у формулама се користе логички оператори AND, OR, NOT и предикати
    - EXISTS *променљива* ( *формула* )
    - FORALL *променљива* ( *формула* )
  - пре записа формуле везујемо имена променљивих за домене, тј. релације
    - RANGE OF *promenljiva* IS *relacija*
    - обично подразумевамо да су променљиве облика $k$, $k1$, $k2$,... везане за релацију $k$

## Примери упита

- Наредни упит издваја мушкарце који имају основу плате мању од 32000:

  radnik WHERE radnik.pol='M'
  AND radnik.osnova_plate < 32000

- Имена, презимена и датуми запослења радника који зарађују бар 40000:

  radnik.ime, radnik.prezime, radnik.dat_zaposlenja
  WHERE radnik.osnova_plate ≥ 40000







## Релациони рачун домена

- Личи на рачун н-торки, али се променљиве везују за домене атрибута а не за домене торки
- ***Израз*** релационог рачуна домена је:

  $\{ x_1, x_2,\ldots, x_k \mid f \}$

- за који важи:
  - променљиве $x_1, x_2,\ldots, x_k$ су ***доменске променљиве***
  - $f$ је ***формула*** релационог рачуна домена чије су слободне променљиве $x_1, x_2,\ldots, x_k$
  - формуле се дефинишу слично као у рел.рачуну н-торки
    - измењен је облик атома







## Релациони рачун домена (2)

- Атоми израза релационог рачуна домена су:
  - (а1') Ако је $R$ релација степена $n$ (има $n$ атрибута) и $y_1, y_2,\ldots, y_n$ константе или доменске променљиве над доменима одговарајућих атрибута релације $R$, онда је $R(y_1, y_2,\ldots, y_n)$ атом чије је значење да вредности $y_1, y_2,\ldots, y_n$ морају бити такве да постоји одговарајућа н-торка релације $R$
  - (а2') Ако су $x$ и $y$ н-торне променљиве, $a$ нека константа и $\Theta$ операција поређења, онда су $x\Theta y$ и $x\Theta a$ ***атоми поређења*** и значење им је да вредности $x$ и $y$ морају да буде такве да је поређење тачно







## Примери упита

- Наредни упит издваја мушкарце који имају основу плате мању од 32000:

  $\{ xyzq'M'st \mid$ RADNIK$(xyzq'M'st)$ AND $t < 32000 \}$
  * $t$ је основа плате

- Имена, презимена и датуми запослења радника који зарађују бар 40000:

  $\{ zqs \mid (\exists x)(\exists y)(\exists w)(\exists t)$ RADNIK$(xyzqwst)$ AND $t \geq 40000 \}$
  *$z$ је име, $q$ је презиме, $s$ је датум запослења,
  *$t$ је основа плате

## Релациони рачун – резиме

- Оба представљена релациона рачуна почивају на предикатском рачуну првог реда
  - Изрази
  - Атоми
  - Формуле
- Релациони рачун н-торки у облику који је прилагођен употреби на рачунару има сличности са *SQL*-ом







## Примери упита 1.1

- Имена и презимена запослених у “Планирању”
- Релациона алгебра:

  ( ORG_JEDINICA [naziv = ‘Planiranje’]
  * RADNIK
  )[ime, prezime]







## Примери упита 1.2

- Имена и презимена запослених у “Планирању”, чији стаж улази у категорију “Средња”
- Релациони рачун н-торки:

  radnik1.ime, radnik1.prezime
  WHERE EXISTS org_jedinica1 (
  radnik1.org_jed_id = org_jedinica1.org_jed_id
  AND org_jedinica1.naziv = ‘Planiranje’
  )







## Примери упита 1.3

- Имена и презимена запослених у “Планирању”, чији стаж улази у категорију “Средња”
- Релациони рачун домена:

  $\{\ ip \mid (\exists a)(\exists b)(\exists c)(\exists d)(\exists e)\ \mathrm{RADNIK}(abipcde)$
  $\quad \wedge (\exists f)\ \mathrm{ORG\_JEDINICA}(bf\text{‘Planiranje’})$
  $\}$

## Примери упита 2.1

- Имена и презимена запослених у “Планирању” који су били ангажовани на бар два различита пројекта
- Релациона алгебра:

```
(
  RADNIK * ORG_JEDINICA [naziv = ‘Planiranje’]
  [radnik_id, ime, prezime]
) [radnik_id * rad_id] (
  (RESENJE1 [rad_id] RESENJE2 )
  [resenje1_proj_id <> resenje2_proj_id]
  [rad_id]
)[ime, prezime]
```







## Примери упита 2.2

- Имена и презимена запослених у “Планирању”, чији стаж улази у категорију “Средња”
- Релациони рачун н-торки:

```
radnik1.ime, radnik1.prezime
WHERE EXISTS org_jedinica1 (
   radnik1.org_jed_id = org_jedinica1.org_jed_id
   AND org_jedinica1.naziv = ‘Planiranje’
) AND EXISTS resenje1 (
   radnik1.radnik_id = resenje1.rad_id
   AND EXISTS resenje2(
      radnik1.radnik_id = resenje2.rad_id
      AND resenje1.proj_id <> resenje2.proj_id
   )
)
```







## Примери упита 2.3

- Имена и презимена запослених у “Планирању”, чији стаж улази у категорију “Средња”
- Релациони рачун домена:

$$\{\ ip \mid (\exists a)(\exists b)(\exists c)(\exists d)(\exists e)\ \text{RADNIK}(abipcde)$$
$$\land\ (\exists f)\ \text{ORG\_JEDINICA}(bf\text{'Planiranje'})$$
$$\land\ (\exists g)(\exists h)(\exists i)(\exists j)\ \text{RESENJE}(aghij)$$
$$\land\ (\exists k)(\exists l)(\exists m)(\exists n)\ \text{RESENJE}(aklmn) \land \text{g<>k}$$
$$\}$$







## Значај формалних упитних језика

- Из угла теорије, кључно је да се утврди да је упитни језик довољно добар да се њиме може исказати било који упит
- У пракси је потребна и ефикасност
- Оптимизација упита обухвата послове анализе упита и проналажења најефикаснијег пута за његово израчунавање
- Релациони упитни језици омогућавају релативно једноставно аутоматско модификовање, па тиме и оптимизацију, имајући у виду формалну заснованост

* Оптимизација базе података обухвата послове анализе стварне или процењене употребе базе података и пројектовања физичког модела базе података у циљу омогућавања свеукупно ефикаснијег рада система

## Ажурирање базе података

- Поред упита, важно место заузима ажурирање базе података
- Има више приступа, али суштина је да захтева проширења и нове појмове или промене дефиниција постојећих појмова:
  - *релациона променљива*
    = променљива релације
  - *релација*
    = вредност релације
    = садржај релационе променљиве
  - *променљива базе података*
    = низ променљивих релација
  - *база података*
    = вредност базе података
    = садржај променљиве базе података







## Ажурирање базе података (2)

- ***Ажурирање базе података*** се дефинише као замењивање вредности променљиве базе података новом вредношћу базе података
  - Променљивост података базе података се на тај начин апстрахује секвенцом вредности променљиве базе података које она добија у различитим временским тачкама (тренуцима)
  - Таква дефиниција омогућава и разматрање сагласних конкурентних промена
  - Штавише, омогућава и дефинисање чисто функционалних објектно оријентисаних упитних језика
- Нећемо детаљније разматрати
- Видети, на пример: *Darwen, Date, **The Third Manifesto**, 1995.*







## Манипулативни део модела – резиме

- Формални упитни језици
  - релациона алгебра
  - релациони рачун н-торки
  - релациони рачун домена
- Релациона алгебра има операциону семантику
  - описује се *како* се рачуна резултат
- Рачун има декларативну семантику
  - описује се *шта* је потребно израчунати а не *како*





## Литература за тему


- Гордана Павловић-Лажетић, **Увод у релационе базе података**, *2.изд. Математички факултет, 1999.*
  - доступно онлајн: *http://poincare.matf.bg.ac.rs/~gordana//urbp-2016.htm*
- Ramakrishnan, Gehrke, **Database Management Systems**, *2.ed, 2000.*
- Codd, **A relational model of data for large shared data banks**, *Comm.ACM*, 13(6), 1970.
- Codd, **Extending the database relational model to capture more meaning**, *ACM ToDS*, 4(4), 1979.
- Codd **The Relational Model for Database Management – Version 2**, *AddisonWesley Publ. Inc.*, 1990.
- Darwen, Date, **The Third Manifesto**, 1995.
- IBM, **Database Administration Concepts and Configuration Reference**, 2012.