

---

*Βάσεις Δεδομένων – 1<sup>η</sup> Σειρά Ασκήσεων*

*Κυριακόπουλος Γιώργος – el18153*

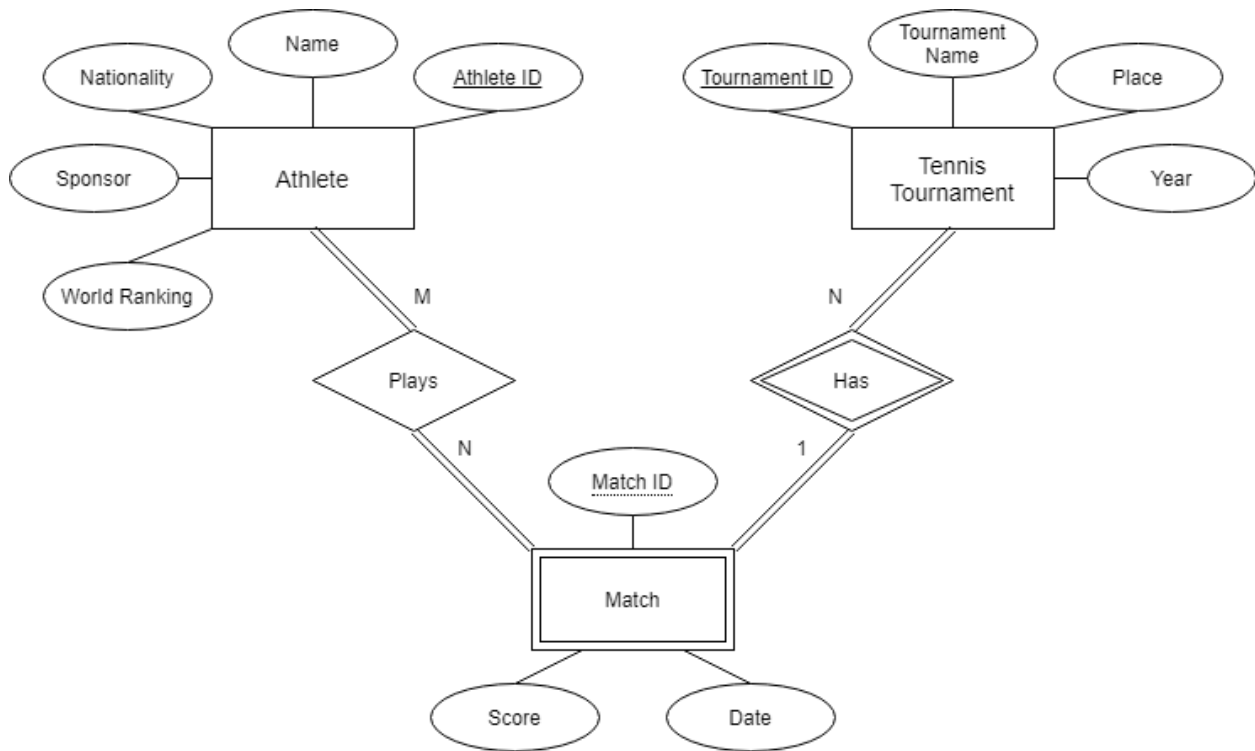
*Τζελέπης Σεραφείμ – el18849*

*Δεληγιάννης Γεράσιμος – el18807*

---

**Άσκηση 1:**

**A.**



Έχουμε χρησιμοποιήσει 3 entity sets, τα **Athlete**, **Match**, **Tennis Tournament** για να κρατάμε πληροφορίες για τους αθλητές, τους αγώνες και τα τουρνουά αντίστοιχα. Συγκεκριμένα, το entity set Match, έχει αποτυπωθεί ως weak entity set, διότι δεν μπορεί να υπάρξει μόνο του, χωρίς να ανήκει σε κάποιο τουρνουά, του οποίου το primary key λαμβάνει ρόλο foreign key και σε συνδυασμό με το partial key του Match λειτουργεί ως primary key για αυτό.

Επίσης χρησιμοποιήσαμε 2 relationships, τις **Plays** και **Has**. Η πρώτη περιγράφει τη σχέση ένας αθλητής «παίζει» σε έναν αγώνα, με M to N cardinality, αφού ένας αθλητής μπορεί να «παίζει» σε περισσότερους από έναν αγώνες και κάθε αγώνας έχει περισσότερους από έναν

αθλητές (συγκεκριμένα 2). Επιπλέον, για αυτή τη σχέση, έχουμε total participation και των δύο entity sets, αφού κάθε αθλητής θα συμμετέχει σε τουλάχιστον έναν αγώνα και κάθε αγώνας αποτελείται από τουλάχιστον έναν αθλητή. Η δεύτερη και μάλιστα identifying relationship περιγράφει τη σχέση ένα τουρνουά «έχει» έναν αγώνα, με 1 to N cardinality, αφού ένας αγώνας ανήκει σε ακριβώς ένα τουρνουά και ένα τουρνουά έχει περισσότερους από έναν αγώνες. Τέλος, για αυτή τη σχέση, έχουμε total participation και των δύο entity sets, αφού κάθε αγώνας θα ανήκει σε κάποιο τουρνουά και κάθε τουρνουά θα έχει τουλάχιστον έναν αγώνα.

Τέλος τα attributes κάθε entity set είναι αυτά που υποδεικνύονται και στην εκφώνηση με την προσθήκη των Athlete ID, Match ID και Tournament ID για χρήση ως primary keys (το Match ID με τη λογική που αναφέρθηκε παραπάνω).

## B.

**Athlete** (Athlete ID, Name, Nationality, Sponsor, World Ranking)

**Tennis Tournament** (Tournament ID, Tournament Name, Place, Year)

**Match** (Tournament ID, Match ID, Date, Score)

**Plays** (Match ID, Athlete ID)

Στο παραπάνω σχεσιακό σχήμα έχουμε μετατρέψει απευθείας τα 3 entity sets **Athlete**, **Tennis Tournament**, **Match** στα αντίστοιχα relations, με την προσθήκη όλων των attributes τους συμπεριλαμβανομένου και του primary key τους. Όμως, στο **Match** relation έχουμε συμπεριλάβει και το Tournament ID για να αποτυπώσουμε τόσο τη χρήση του ως foreign key, όσο και την 1 to N **Has** relationship. Έχουμε, επίσης, δημιουργήσει ξεχωριστό relation για να αποτυπώσουμε την M to N **Plays** relationship, το οποίο περιλαμβάνει τα primary keys των αντίστοιχων entity sets που αναφέρεται η **Plays**.

## Άσκηση 2:

**Q1.**

$\pi_{pid}(\text{Person} \bowtie \sigma_{\text{companyname}='Google'}(\text{Company})) \cap \pi_{pid}(\sigma_{\text{companyname}='Facebook'}(\text{Company})) \bowtie \sigma_{\text{sharesnum}>500}(\text{Shares}))$

**Q2.**

$\pi_{pid}(\text{Person}(\text{Person.managerid} = \text{Shares.pid} \wedge \text{Person.cid} = \text{Shares.cid}) \times \text{Shares})$

**Q3.**

$\pi_{pid}(\text{pidg}(\text{count}(\text{cid}) > 2)(\text{Shares}))$

**Q4.**

$\text{Person} \bowtie (\pi_{pid, cid}(\text{Shares}) / \pi_{cid}(\text{Company}))$

### Άσκηση 3:

A.

Q1.

Η πρώτη έκφραση διαλέγει αρχικά τα μαγαζιά που είτε βρίσκονται στην Αθήνα είτε έχουν αριθμό υπαλλήλων μικρότερο ή ίσο από το 100 και εμφανίζει ένα table με τα αναγνωριστικά (storeid) και τα ονόματα (sname) των μαγαζιών αυτών.

```
SELECT storeid, sname FROM Store WHERE employee_number<=100 OR city='Αθήνα'
```

Q2.

Η δεύτερη έκφραση δημιουργεί ένα column με τα ονόματα (sname) των μαγαζιών που προμηθεύουν οποιοδήποτε μολύβι.

```
SELECT sname FROM (((SELECT * FROM Goods WHERE gname='μολύβι') NATURAL JOIN Supply) NATURAL JOIN Store)
```

Q3.

Η τρίτη έκφραση δημιουργεί ένα table με τα ονόματα (sname) και την πόλη (city) των μαγαζιών που προμηθεύουν τουλάχιστον όλα τα προϊόντα που προμηθεύει το μαγαζί με αναγνωριστικό (storeid) ίσο με 0808.

```
SELECT sname,city FROM (
  (SELECT * FROM Supply AS spl
   WHERE NOT EXISTS (
     (SELECT st.gid FROM (SELECT gid FROM Supply WHERE storeid='0808) AS st)
     EXCEPT
     (SELECT spl2.gid FROM Supply AS spl2 WHERE spl2.storeid=spl.storeid))
   NATURAL JOIN Store))
```

**B.**

**Q4.**

```
SELECT st.sname
FROM (SELECT storeid
      FROM Supply
      GROUP BY storeid
      ORDER BY COUNT(gid) DESC
      LIMIT 5) AS spl, Store AS st
WHERE spl.storeid=st.storeid
```

**Q5.**

```
SELECT DISTINCT city
FROM Store AS st, Goods AS gd, Supply AS spl
WHERE gd.gid=spl.gid AND st.storeid=spl.storeid AND gd.price>200
```

**Q6.**

```
SELECT spl.gid
FROM Supply AS spl
WHERE NOT EXISTS (
    (SELECT st.storeid FROM (
        SELECT storeid FROM Store WHERE city='Αθήνα') AS st)
    EXCEPT
    (SELECT spl2.storeid FROM Supply AS spl2 WHERE spl.gid = spl2.gid))
```

**Q7.**

SELECT gid

FROM

(SELECT DISTINCT gid

FROM Store AS st, Supply AS spl

WHERE st.storeid=spl.storeid AND st.city='Αθήνα')

EXCEPT

(SELECT DISTINCT gid

FROM Store AS st, Supply AS spl

WHERE st.storeid=spl.storeid AND st.city='Πάτρα')

#### Άσκηση 4:

##### A.

Για να βρούμε όλα τα υποψήφια κλειδιά, αρχικά βρίσκουμε όλα τα γνωρίσματα που δεν εμφανίζονται στο δεξί μέλος κάποιας συναρτησιακής εξάρτησης. Στην προκειμένη περίπτωση τα γνωρίσματα αυτά είναι τα  $\{C, B\}$ . Επίσης, θέλουμε να βρούμε τα γνωρίσματα που εμφανίζονται μόνος το δεξί μέλος, στην περίπτωση μας μόνο το  $\{A\}$ . Πρώτα υπολογίζουμε το closure του set  $\{C, B\}$  το οποίο ισούται με  $R$  άρα το  $\{C, B\}$  είναι το μοναδικό υποψήφιο κλειδί.

##### B.

Κανονική κάλυψη:

Σύμφωνα με τον αλγόριθμο, έχουμε αρχικά τον κανόνα ένωσης για την αντικατάσταση συναρτησιακών εξαρτήσεων στην  $F$ . Δεν υπάρχουν δύο εξαρτήσεις ως προς ένωση της μορφής  $A_1 \rightarrow B_1$  and  $A_1 \rightarrow B_1 B_2$ , οπότε προχωράμε στο επόμενο βήμα, όπου ελέγχουμε για κάποιο πλεονάζων γνώρισμα. Στην συναρτησιακή εξάρτηση  $B \rightarrow EA$  το  $B$  προφανώς δεν είναι πλεονάζων, ούτε το  $E$  και ούτε και το  $A$ . Στην συναρτησιακή εξάρτηση  $EBC \rightarrow D$  το  $D$  προφανώς δεν είναι πλεονάζων, το  $C$  και το  $D$  ούτε, ενώ το  $E$  είναι, αφού το closure του  $\{B, C\}$  περιέχει το  $D$ . Άρα η συναρτησιακή εξάρτηση  $EBC \rightarrow D$  θα γίνει  $BC \rightarrow D$ . Πάλι δεν υπάρχει κάποια δυνατή ένωση, οπότε κοιτάμε για κάποιο πλεονάζων γνώρισμα. Το μοναδικό πλεονάζων είναι το  $E$  στην  $BED \rightarrow A$  και άρα γίνεται  $BD \rightarrow A$ . Πλέον, δεν υπάρχει κάποια δυνατή ένωση, αλλά έχουμε πλεονάζων γνώρισμα το  $D$  στην  $BD \rightarrow A$ . Συνεπώς, η  $BD \rightarrow A$  θα γίνει  $B \rightarrow A$ , η οποία μπορεί να ενωθεί με την  $B \rightarrow A$ . Τώρα δεν υπάρχει κάποιο πλεονάζων γνώρισμα, άρα έχουμε την κανονική κάλυψη, η οποία είναι η  $F_C = \{B \rightarrow EA, BC \rightarrow D\}$ .

Ελάχιστη κάλυψη:

Αφού έχουμε υπολογίσει την κανονική κάλυψη, μπορούμε να την μετατρέψουμε σε ελάχιστη αντικαθιστώντας τις συναρτησιακές εξαρτήσεις που έχουν δύο ή και παραπάνω γνωρίσματα στο δεξί μέλος με δύο ή και παραπάνω συναρτησιακές εξαρτήσεις, όπου έχουν μόνο ένα γνώρισμα και όλες μαζί συντελούν την αρχική. Άρα στην προκειμένη περίπτωση η ελάχιστη κάλυψη θα είναι η  $F_m = \{B \rightarrow E, B \rightarrow A, BC \rightarrow D\}$ .

##### C.

Γνωρίζουμε ότι το μοναδικό υποψήφιο κλειδί είναι το  $\{C, B\}$ , άρα η πρώτη και η τελευταία  $FD$  δεν είναι  $BCNF$ , καθώς ούτε το  $B$  ούτε το  $BED$  είναι superkeys. Συνεπώς, η  $R$  δεν είναι  $BCNF$ . Η  $B \rightarrow EA$  δεν είναι  $3NF$ , καθώς το  $B$  δεν είναι superkey, και ούτε το  $E$ , ούτε το  $A$  ανήκουν στο

υποψήφιο κλειδί  $\{B, C\}$ . Το ίδιο ισχύει και για την  $BED \rightarrow A$ , άρα η R δεν είναι ούτε 3NF. Στην  $B \rightarrow EA$  έχουμε το B να είναι υποσύνολο του υποψήφιου κλειδιού και τα E, A είναι non-prime γνωρίσματα, άρα η R δεν είναι ούτε 2NF. Συνεπώς είναι 1NF, αφού, εξ' ορισμού, δεν έχουμε κανένα πλειότιμο ή σύνθετο γνώρισμα.

#### **D.**

Αρχικά παραθέτουμε την κανονική κάλυψη  $F_c = \{B \rightarrow EA, BC \rightarrow D\}$ . Άρα, ξεκινάμε με την αποσύνθεση  $\{B, E, A\}$  και  $\{B, C, D\}$ . Καμία από τις σχέσεις δεν περιέχει όλα τα γνωρίσματα της άλλης άρα δεν διαγράφουμε καμία και η σχέση 2 είναι superkey για την R, άρα δεν χρειάζεται να προσθέσουμε άλλη σχέση. Συνεπώς, η αποσύνθεση σε 3NF σχέσεις είναι:  $\{B, E, A\}$  και  $\{B, C, D\}$ .



### Άσκηση 5:

#### A.

Ομοίως με την προηγούμενη άσκηση για την αναζήτηση των υποψήφίων κλειδιών, αρχικά πρέπει να βρούμε όλα τα γνωρίσματα που δεν εμφανίζονται στο δεξί μέλος κάποιας συναρτησιακής εξάρτησης. Στην περίπτωση μας έχουμε μόνο το  $\{B\}$ . Στην συνέχεια βρίσκουμε τα γνωρίσματα που βρίσκονται μόνο στο δεξί μέλος FD, άρα το  $\{D\}$ . Το closure set του B δεν είναι το R, άρα το B δεν είναι υποψήφιο κλειδί. Συνεπώς, τώρα θα ελέγξουμε εάν το  $B \cup \{x\}$ , για κάθε  $x$  ανήκει το  $R - \{D\}$ , είναι υποψήφιο κλειδί. Το  $\{B, A\}$  επίσης έχει closure set το R, άρα είναι και αυτό ένα υποψήφιο κλειδί. Συνεπώς, έχουμε δύο υποψήφια κλειδιά το  $\{B, C\}$  και το  $\{B, A\}$ .

#### B.

Αρχικά  $F^+ = F$ . Οπότε ελέγχουμε τις συναρτησιακές εξαρτήσεις για BCNF. Η  $AB \rightarrow C$  δεν παραβιάζει, καθώς το AB είναι superkey. Η  $B \rightarrow D$  δεν είναι BCNF, καθώς το B δεν είναι κλειδί άρα φτιάχνουμε δύο σχέσεις (BD) και (ABC). Για το (BD) το B είναι υποψήφιο κλειδί το οποίο ικανοποιεί και τη μόνη FD που εφαρμόζεται σε αυτό την  $B \rightarrow D$ , άρα είναι BCNF. Για το (ABC), υποψηφία κλειδιά είναι τα BA και BC. Η πρώτη συναρτησιακή εξάρτηση (FD)  $AB \rightarrow C$  μπορεί να εφαρμοστεί και το AB είναι κλειδί, άρα είναι BCNF. Η δεύτερη δεν μπορεί να εφαρμοστεί, ενώ η τρίτη  $C \rightarrow A$  μπορεί, αλλά το C δεν είναι κλειδί, άρα δεν είναι BCNF. Άρα η (ABC) θα σπάσει σε (BC) (CA). Οπότε έχουμε (BD) (BC) (CA). Η (BD) είναι BCNF, όπως προηγουμένως. Η CA έχει υποψήφιο κλειδί το C και η μόνη FD που μπορεί να εφαρμοστεί είναι η  $C \rightarrow A$  και επειδή το C είναι υποψήφιο κλειδί η (CA) είναι BCNF. Η BC έχει το BC ως υποψήφιο κλειδί και έχει κάποια FD, η οποία μπορεί να εφαρμοστεί, άρα και η BC είναι BCNF. Άρα, η τελική μας αποσύνθεση είναι η (BD) (BC) (CA). Παρατηρούμε ότι δεν διατηρήθηκαν όλες οι εξαρτήσεις, γεγονός που μπορεί να συμβεί σε μία BCNF αποσύνθεση, καθώς δεν μπορούμε να ελέγξουμε την  $AB \rightarrow C$ , χωρίς την φυσική ένωση (CA) με την (BC) ή την (BD).