

HY-360

Αρχεία και Βάσεις Δεδομένων

Φροντιστήριο

Κανονικές Μορφές

Κλειστότητα Συναρτησιακών Εξαρτήσεων:

Πώς συμβολίζεται: F^+

Τι σημαίνει: Το **ΣΥΝΟΛΟ** των **Σ.Ε.** που μπορούν να **παραχθούν** από ένα **σύνολο εξαρτήσεων F**

Πώς μπορούμε να υπολογίσουμε την κλειστότητα του F ?

Με τα αξιώματα του Armstrong!

Παράδειγμα εύρεσης F^+

Στην ουσία F^+ είναι ίδιο με το F , απλά περιέχει επιπλέον Σ.Ε. οι οποίες όπως είπαμε ΣΥΝΑΓΟΝΤΑΙ από την F

Έστω ότι $R(A,B,C,D)$ με $F = \{\{A\} \rightarrow \{B\}, \{B,C\} \rightarrow \{D\}\}$

$F^+ = \{$
 $\{A\} \rightarrow \{A\}, \{B\} \rightarrow \{B\}, \{C\} \rightarrow \{C\}, \{D\} \rightarrow \{D\}, \{A,B\} \rightarrow \{A,B\},$
 $[...],$
 $\{A\} \rightarrow \{B\}, \{A,B\} \rightarrow \{B\}, \{A,D\} \rightarrow \{B,D\}, \{A,C\} \rightarrow \{B,C\},$
 $\{A,C,D\} \rightarrow \{B,C,D\}, \{A\} \rightarrow \{A,B\},$
 $\{A,D\} \rightarrow \{A,B,D\}, \{A,C\} \rightarrow \{A,B,C\}, \{A,C,D\} \rightarrow \{A,B,C,D\},$
 $\{B,C\} \rightarrow \{D\}, [...], \{A,C\} \rightarrow \{D\}, [...]\}$

Πριν είδαμε:
Κλειστότητα Συναρτησιακών
Συναρτήσεων F^\pm

Ο προσδιορισμός του συνόλου
κλειστότητας \underline{E}^\pm
Είναι δαπανηρός αλγοριθμικά



\underline{E}^\pm

ΚΛΕΙΣΤΟΤΗΤΑ ΣΥΝΟΛΟΥ
ΧΑΡΑΚΤΗΡΙΣΤΙΚΩΝ X^\pm



X^\pm

X^+ = Κλειστότητα ενός συνόλου

- Κλειστότητα ενός συνόλου χαρακτηριστικών X ως προς το σύνολο των συναρτησιακών εξαρτήσεων F , είναι το σύνολο των χαρακτηριστικών που είναι συναρτησιακά εξαρτώμενα από το σύνολο X

Άσκηση: Βρείτε τα κλειδιά της σχέσης

- Έστω η σχέση $R(A,B,C,D,E)$ και το σύνολο ΣΕ $F=\{A \rightarrow B, C \rightarrow D\}$
- Εντοπίζω τα γνωρίσματα που δεν βρίσκονται σε κανένα δεξί μέλος των εξαρτήσεων. (A,C,E)
- (ACE)⁺ $A \rightarrow B$
- ABC $C \rightarrow D$
- ABCDE , Άρα το ACE είναι κλειδί

Πρωτεύοντα γνωρίσματα: A,C,E

Μη πρωτεύοντα: B,D

Αποσύνθεση

- Διάσπαση μίας σχέσης σχήματος που έχει πολλές ιδιότητες σε διάφορα σχήματα με λιγότερες ιδιότητες.
- Π.χ. η σχέση **ABCD** μπορεί να διασπαστεί σε **ABC** **CD**

Έστω ένα σχεσιακό σχήμα R.

Ένα σύνολο από σχεσιακά σχήματα R είναι μία αποσύνθεση του R εάν :

$$R = \{ R_1 \cup R_2 \dots \cup R_n \}$$

ΠΑΡΑΔΕΙΓΜΑ:

Για R (x,y,z) έχουμε δύο υποσύνολα

R1(x,z)

και **R2(y,z)**

Εάν ενώσουμε

το R1 και R2

Παίρνουμε

το R

- Μία αποσύνθεση $\{R_1, R_2, \dots, R_k\}$ της σχέσης R με συναρτησιακές εξαρτήσεις F λέγεται αποσύνθεση **χωρίς απώλεια πληροφορίας**, αν ανεξάρτητα από το περιεχόμενο της R , οι συναρτησιακές εξαρτήσεις εξασφαλίζουν ότι

$$R = R_1 \bowtie R_2 \bowtie \dots \bowtie R_k$$

Αποσύνθεση με απώλεια

R	ID	Επώνυμο	Όνομα
	123	Παπαδάκη	Μαρία
	234	Σταματάκης	Κώστας
	147	Νικολάου	Μαρία

R1

ID	Όνομα
123	Μαρία
234	Κώστας
147	Μαρία

R2

Επώνυμο	Όνομα
Παπαδάκη	Μαρία
Σταματάκης	Κώστας
Νικολάου	Μαρία

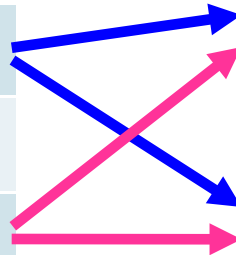
Θα προσπαθήσουμε να
 $R1 \bowtie R2$

R1

ID	Όνομα
123	Μαρία
234	Κώστας
147	Μαρία

R2

Επώνυμο	Όνομα
Παπαδάκη	Μαρία
Σταματάκης	Κώστας
Νικολάου	Μαρία



R1 join R2

ID	Επώνυμο	Όνομα
123	Παπαδάκη	Μαρία
123	Νικολάου	Μαρία
234	Σταματάκης	Κώστας
147	Νικολάου	Μαρία
147	Παπαδάκη	Μαρία

Αρχική Σχέση

ID	Επώνυμο	Όνομα
123	Παπαδάκη	Μαρία
234	Σταματάκης	Κώστας
147	Νικολάου	Μαρία

ΔΥΟ παραπάνω
 Πλειάδες!!!!

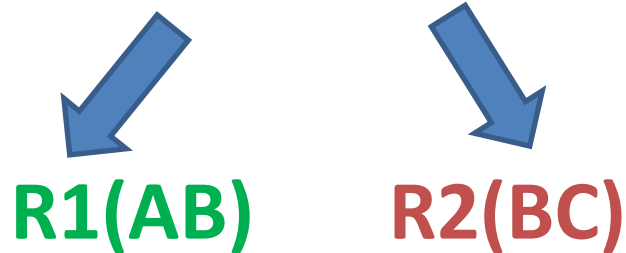
- **Θεώρημα:** Δεδομένης μιας σχέσης R και ενός συνόλου $\Sigma \in F$ οι οποίες πληρούνται στην R , μια αποσύνθεση της R στις σχέσεις $R1$ και $R2$ δεν πάσχει από απώλεια πληροφορίας αν τουλάχιστον μία από τις ακόλουθες $\Sigma \in F$ είναι λογική συνέπεια των $\Sigma \in F$

- $\text{Head}(R1) \cap \text{Head}(R2) \rightarrow \text{Head}(R1)$
- $\text{Head}(R1) \cap \text{Head}(R2) \rightarrow \text{Head}(R2)$

Παράδειγμα

Έστω ότι η ΣΕ $B \rightarrow C$ ισχύει στη σχέση **R(ABC)**.

Η R αποσυντίθεται στις



Πάσχει από απώλεια πληροφορίας η αποσύνθεση αυτή?

Λύση

$$\text{Head}(R1) \cap \text{Head}(R2) = B$$

Πρέπει να δείξουμε ότι ισχύει **μία από τις ΣΕ**

(δες το Θεώρημα στη διαφάνεια 11)

$$(1) B \rightarrow AB$$

$$(2) B \rightarrow BC$$

Από την $B \rightarrow C$ εξάγεται η $B \rightarrow BC$ με χρήση του κανόνα **επαύξεσης**.

Άρα η αποσύνθεση δεν πάσχει από απώλεια πληροφορίας

Αποσύνθεση χωρίς απώλειες – ΠΑΡΑΔΕΙΓΜΑ!!!!

- Παράδειγμα:

$R = \{ \text{Τίτλος, Έτος, Διάρκεια, Είδος, Όνομα Ηθοποιού, Διεύθυνση, Έτος Γέννησης} \}$

Τίτλος Έτος \rightarrow Διάρκεια

Τίτλος Έτος \rightarrow Είδος

(Όνομα Ηθοποιού) \rightarrow Διεύθυνση

(Όνομα Ηθοποιού) \rightarrow (Έτος Γέννησης)

$R1 \cap R2 = \{ \text{Τίτλος, Έτος} \}$

Υπερκλειδί για την R1 άρα
αποσύνθεση χωρίς
απώλειες

$R1 = \{ \text{Τίτλος, Έτος, Διάρκεια, Είδος} \}$

$R2 = \{ \text{Τίτλος, Έτος, Όνομα Ηθοποιού, Διεύθυνση, Έτος Γέννησης} \}$

Υποθέστε ότι αποσυνθέτουμε το σχήμα:

$R = \{A, B, C, D, E\}$ σε

$R1 = \{A, B, C\}$

$R2 = \{A, D, E\}$

Και ισχύει το παρακάτω σύνολο F
από λειτουργικές εξαρτήσεις:

$A \rightarrow BC$

$CD \rightarrow E$

$B \rightarrow D$

$E \rightarrow A$

Βρίσκουμε $R1 R2$:
 $R1 \cap R2 = A$

Λαμβάνουμε
υπόψη ότι ισχύει
ότι:
 $A \rightarrow BC$

$R1 = \{A, B, C\}$
 $R2 = \{A, D, E\}$
 $A \rightarrow BC$

Συνεπώς το A είναι
κλειδί για το R1.
Άρα η αποσύνθεση είναι
χωρίς απώλειες
συνδέσμου

Normalization - Κανονικοποίηση

Βασική Λειτουργία :

Δέχεται ως **ΕΙΣΟΔΟ** το σχεσιακό σχήμα μία βάσης δεδομένων και εφαρμόζει σειρά ελέγχων προκειμένου να διαπιστώσει εάν ανήκει ή όχι σε κάποια κανονική μορφή

Είδη κανονικών μορφών: 1^η, 2^η, 3^η, 4^η

Γιατί εφαρμόζουμε κανονικοποίηση (Σκοπός):

Προσπαθούμε να μετασχηματίσουμε ένα σχεσιακό σχήμα σε μία νέα μορφή, η οποία να είναι απαλλαγμένη από ανωμαλίες εισαγωγής, διαγραφής και τροποποίησης εγγράφων.

Τι παρατηρούμε αναφορικά με τη μορφή του σχεσιακού σχήματος παρακάτω;

ΠΑΡΑΔΕΙΓΜΑ:

Υπάρχει κάποια ανωμαλία εισαγωγής, διαγραφής ή τροποποίησης εγγράφων;

<u>Y_ID</u>	<u>E_ID</u>	ΥΕπώνυμο	ΕΟνομα	ΕΤοπος	Ωρες
AH 123456	123	Νικολάου	Γέφυρα	Πάτρα	34
AH 234567	56	Παπαδόπουλος	Γήπεδο	Πειραιάς	28
AZ 345678	123	Νικολάου	Γέφυρα	Πάτρα	5
AK 123456	34	Κανάκη	Π. Κέντρο	Ιωάννινα	76
AH 123458	56	Κουκος	Γήπεδο	Πειραιάς	56

Ανωμαλία διαγραφής:

Όταν διαγραφεί ένα έργο θα έχει ως αποτέλεσμα να διαγραφούν οι εργαζόμενοι σε αυτό

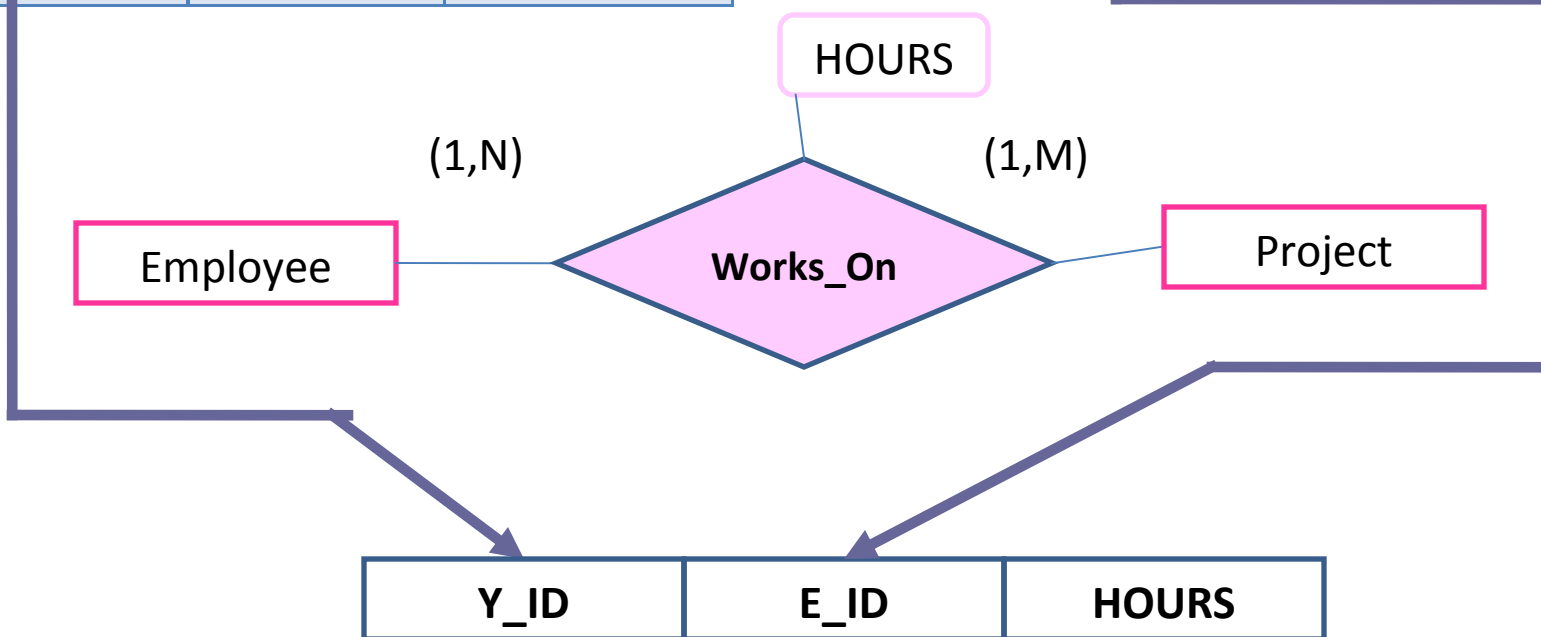
Υπάλληλος (Employee)

<u>Y_ID</u>	Όνομα	Επώνυμο
AH 123456	Κώστας	Νικολάου
AK 123456	Μαρία	Κανάκη
AH 123458	Δημήτρης	Κούκος

Παράδειγμα

Έργο (Project)

<u>E_ID</u>	Ε_Όνομα	Ε_Τόπος
123	Γέφυρα	Πάτρα
56	Γήπεδο	Πειραιάς
34	Π.κέντρο	Ιωάννινα



Ορισμός: Πλήρης/Ολική Σ.Ε. (*Full FD*)

Ολική Σ.Ε. είναι μια Σ.Ε. $X \rightarrow Y$ όπου το Y εξαρτάται πλήρως από το X .

- (Δηλαδή εάν αφαιρέσουμε καποιο γνώρισμα από το X) τότε η Σ.Ε. $X \rightarrow Y$ δεν θα ισχύει πια.
- Παράδειγμα: $(\text{Υπάλληλος_ID}, \text{Έργο_ID}) \rightarrow \text{Ώρες}$
- (Αν αφαιρέσουμε το Έργο_ID η Σ.Ε. $\text{Υπάλληλος_ID} \rightarrow \text{Ώρες}$ δεν ισχύει)
- (Αν αφαιρέσουμε το γνώρισμα Υπάλληλος_ID η Σ.Ε. $\text{Έργο_ID} \rightarrow \text{Ώρες}$ δεν ισχύει)

Ορισμός: Μερική Σ.Ε. (Partial FD)

Μερική Σ.Ε. είναι μια Σ.Ε. $X \rightarrow Y$ που δεν είναι ολική/πλήρης.

- (Δηλαδή εάν αφαιρέσουμε κάποιο γνώρισμα από το X) τότε η Σ.Ε. $X \rightarrow Y$ θα συνεχίσει να ισχύει.

- Παράδειγμα:

Σ.Ε.: (Υπάλληλος_ID, Έργο_ID) \rightarrow ΌνομαΥπαλλήλου

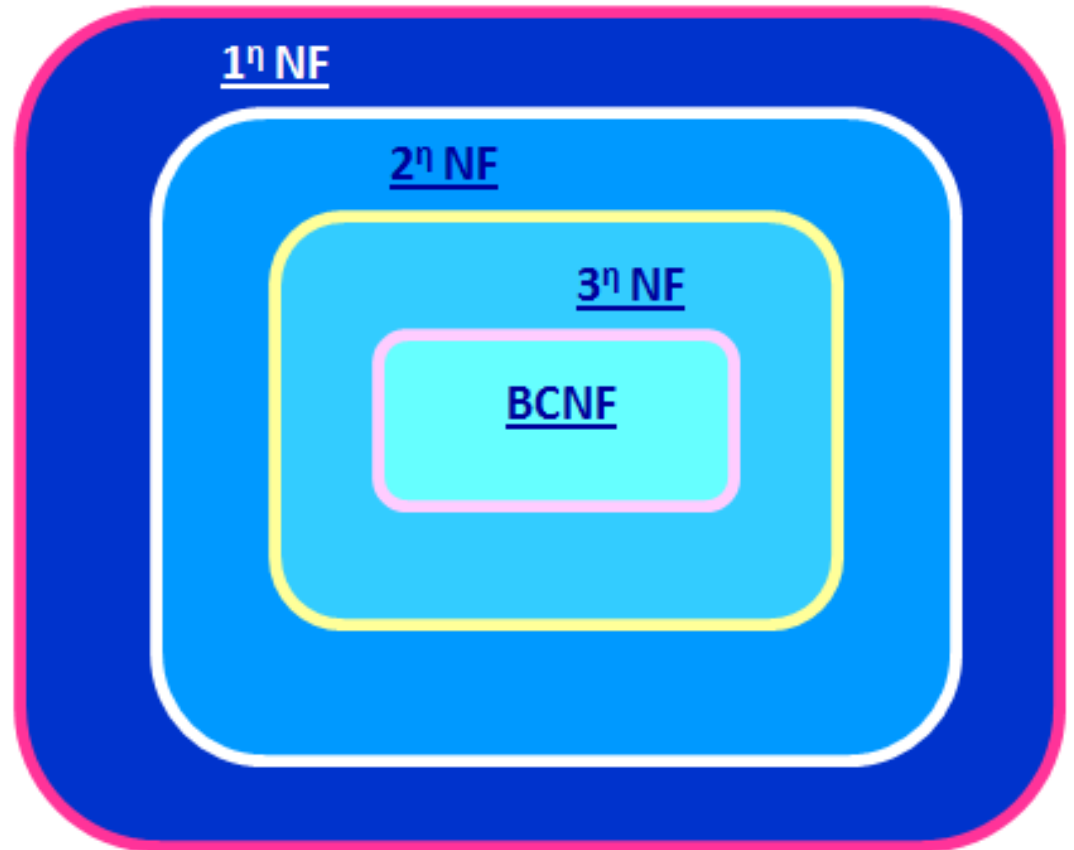
- (Αν αφαιρέσουμε το Έργο_ID τότε η Σ.Ε.

Υπάλληλος_ID \rightarrow ΌνομαΥπαλλήλου

εξακολουθεί να ισχύει!

Κανονικές Μορφές

- Θα δούμε τις κανονικές μορφές που φαίνονται στο σχήμα
- Η επόμενη κανονική μορφή είναι πιο αυστηρή από την προηγούμενη
- Η μία κανονική μορφή προκύπτει από την άλλη



Κανονικές μορφές

- 1^η Κανονική Μορφή (1NF – 1st Normal Form)
- Για να φέρουμε ένα πίνακα σε 1^η κανονική μορφή, θα πρέπει να απομακρύνουμε τις επαναλαμβανόμενες ομάδες πεδίων, έτσι ώστε η τομή μιας γραμμής και μιας στήλης του πίνακα, να αντιστοιχεί πάντα σε μια απλή τιμή.

Κανονικές μορφές

- 2^η Κανονική Μορφή (2NF – 2nd Normal Form)
- Για να φέρουμε ένα πίνακα σε 2^η κανονική μορφή, θα πρέπει πρώτα να τον φέρουμε σε 1^η κανονική μορφή και στην συνέχεια να απομακρύνουμε όλες τις μερικές συναρτησιακές εξαρτήσεις (partial dependencies) που υφίστανται ανάμεσα στα πεδία του

Κανονικές μορφές

- 3^η Κανονική Μορφή (3NF – 3rd Normal Form)
- Για να φέρουμε ένα πίνακα σε 3^η κανονική μορφή, θα πρέπει πρώτα να τον φέρουμε σε 2^η κανονική μορφή και στην συνέχεια να απομακρύνουμε όλες τις μεταβατικές συναρτησιακές εξαρτήσεις (transitive dependencies) που υφίστανται ανάμεσα στα πεδία του.

Κανονικές μορφές

- BCNF (Boyce Codd Normal Form)
- Η BCNF μπορεί να θεωρηθεί ως μια πιο αυστηρά διατυπωμένη 3NF. Δηλαδή, ένας πίνακας που βρίσκεται σε BCNF βρίσκεται αυτόματα και σε 3NF – το αντίστροφο όμως δεν ισχύει.

1^η κανονική μορφή – 1NF

Μία σχέση είναι σε 1^η κανονική μορφή αν τα γνωρίσματά της λαμβάνουν **ΜΟΝΟ ΑΤΟΜΙΚΕΣ** (απλές, αδιαίρετες) τιμές.

ΠΡΟΣΟΧΗ!!!!!!
ΑΠΑΓΟΡΕΥΟΝΤΑΙ τα **σύνθετα γνωρίσματα** και τα **πλειότιμα**

Σύνθετο

Πλειότιμο

ID	Επώνυμο	Όνομα	Διεύθυνση	Hobby
AH 123456	Νικολάου	Κώστας	Αλαμάνας 20, 75400	Cart, Bowling
AH 234567	Παπαδόπουλος	Γιώργος	Ελ. Βενιζέλου 36Α, 13410	Sailing
AZ 345678	Νικολάου	Μιχάλης	Λ. Δημοκρατίας 12, 71409	BasketBall, Music
AK 123456	Κανάκη	Χαρούλα	Σουλίου 36, 35410	Trekking, Canyoning

Not 1NF



Κανονικές Μορφές - 1NF

- Περιορισμοί

- Δεν περιέχονται σύνθετα γνωρίσματα
- Και Δεν περιέχονται πλειότιμα γνωρίσματα

1NF

Αλλά έχουμε επανάληψη πληροφορίας

Κάθε πλειάδα διασπάστηκε σε περισσότερες:
1 πλειάδα για κάθε διαφορετική τιμή του πλειότιμου
γνωρίσματος

ID	Επώνυμο	Όνομα	Δ_Οδός	Δ_Αριθμός	Δ_TK	Hobby
AH 123456	Νικολάου	Κώστας	Αλαμάνας	20	75400	Cart
AH 123456	Νικολάου	Κώστας	Αλαμάνας	20	75400	Bowling
AH 234567	Παπαδόπουλος	Γιώργος	Ελ. Βενιζέλου	36A	13410	Sailing
AZ 345678	Νικολάου	Μιχάλης	Λ. Δημοκρατίας	12	71409	BasketBall
AZ 345678	Νικολάου	Μιχάλης	Λ. Δημοκρατίας	12	71409	Music
AK 123456	Κανάκη	Χαρούλα	Σουλίου	36	35410	Trekking
AK 123456	Κανάκη	Χαρούλα	Σουλίου	36	35410	Canyoning



Κανονικές Μορφές - 1NF

ID	Επώνυμο	Όνομα	Δ_Οδός	Δ_Αριθμός	Δ_TK
AH 123456	Νικολάου	Κώστας	Αλαμάνας	20	75400
AH 234567	Παπαδόπουλος	Γιώργος	Ελ. Βενιζέλου	36A	13410
AZ 345678	Νικολάου	Μιχάλης	Λ. Δημοκρατίας	12	71409
AK 123456	Κανάκη	Χαρούλα	Σουλίου	36	35410

ID	Hobby
AH 123456	Cart
AH 123456	Bowling
AH 234567	Sailing
AZ 345678	BasketBall
AZ 345678	Music
AK 123456	Trekking
AK 123456	Canyoning

1NF
Με διάσπαση σε περισσότερους
πίνακες για τα πλειότιμα
γνωρίσματα

• Περιορισμοί

- Δεν περιέχονται σύνθετα γνωρίσματα
- Και Δεν περιέχονται πλειότιμα γνωρίσματα

2^η κανονική μορφή – 2NF

Προκύπτει από
την
1^η Κανονική
Μορφή

πώς?

Όλα τα πεδία που **ΔΕΝ** ανήκουν στο
πρωτεύον κλειδί του πίνακα,
ΕΞΑΡΤΩΝΤΑΙ ΣΥΝΑΡΤΗΣΙΑΚΩΣ
ΜΟΝΟ
από τα πεδία του πρωτεύοντος κλειδιού

Η εξάρτηση είναι
ΠΛΗΡΗΣ **ΣΥΝΑΡΤΗΣΙΑΚΗ-**
FULL DEPENDENCY

Μετασχηματισμός Πίνακα σε 2NF

- Διάσπαση σε μικρότερους πίνακες, ώστε **τα πεδία που δεν ανήκουν στο πρωτεύον κλειδί του**, να τοποθετηθούν ΜΑΖΙ με τα πεδία του πρωτεύοντος κλειδιού, με τα οποία συσχετίζονται μέσω **πλήρους συναρτησιακής εξάρτησης**.

Δηλαδή, δημιουργούμε τόσους πίνακες όσες είναι και οι πλήρεις συναρτησιακές εξαρτήσεις (ffd) των πεδίων του πίνακα, και τοποθετούμε σ' αυτούς, τα πεδία που συμμετέχουν σε αυτές τις εξαρτήσεις.

2^η κανονική μορφή – 2NF

Περιορισμοί

1) 1NF

ΚΑΙ

2) Κάθε γνώρισμα που δεν είναι μέρος ενός υποψήφιου κλειδιού εξαρτάται συναρτησιακά από ολόκληρο το κλειδί και όχι από ένα μέρος του κλειδιού.

Εξαρτήσεις της μορφής:

Πρωτεύον (όχι-κλειδί) -> Μη πρωτεύον

Παραβιάζουν το 2NF

2^η κανονική μορφή

<u>Υ_ID</u>	<u>Ε_ID</u>	ΥΕπώνυμο	ΕΌνομα	ΕΤόπος	Ώρες
AH 123456	123	Νικολάου	Γέφυρα	Πάτρα	34
AH 234567	56	Παπαδόπουλος	Γήπεδο	Πειραιάς	28
AZ 345678	123	Νικολάου	Γέφυρα	Πάτρα	5
AK 123456	34	Κανάκη	Π. Κέντρο	Ιωάννινα	76
AH 123458	56	Κούκος	Γήπεδο	Πειραιάς	56

Πλήρεις Συναρτησιακές Εξαρτήσεις- Full Functional Dependencies

1. Υ_ID, Ε_ID → Ώρες
2. Υ_ID → ΥΕπώνυμο
3. Ε_ID → ΕΌνομα, ΕΤόπος

NOT 2NF

Π.χ.

Υ_ID → ΥΕπώνυμο

Πρωτεύον γνώρισμα (όχι κλειδί) → μη πρωτεύον

ΕID → ΕΌνομα, ΕΤόπος

Πρωτεύον γνώρισμα (όχι κλειδί) → μη πρωτεύον

ΠΑΡΑΒΙΑΖΟΥΝ ΤΗΝ 2NF

2^η κανονική μορφή

<u>Y_ID</u>	ΥΕπώνυμο
AH 123456	Νικολάου
AH 234567	Παπαδόπουλος
AZ 345678	Νικολάου
AK 123456	Κανάκη
AH 123458	Κούκος

<u>E_ID</u>	ΕΌνομα	ΕΤόπος
123	Γέφυρα	Πάτρα
56	Γήπεδο	Πειραιάς
34	Π. Κέντρο	Ιωάννινα

<u>Y_ID</u>	<u>E_ID</u>	Ώρες
AH 123456	123	34
AH 234567	56	28
AZ 345678	123	5
AK 123456	34	76
AH 123458	56	56

Στο παράδειγμα μας οι 3
Πλήρεις Συναρτησιακές Εξαρτήσεις-
Full Functional Dependencies

1. $Y_ID, E_ID \rightarrow \text{Ώρες}$
2. $Y_ID \rightarrow \text{ΥΕπώνυμο}$
3. $E_ID \rightarrow \text{ΕΌνομα, Ετόπος}$

οδήγησαν στην δημιουργία των
τριών παραπάνω πινάκων



Κανονικές Μορφές - 3NF

• Περιορισμοί

- Είναι 2NF
- Και δεν υπάρχουν μεταβατικές εξαρτήσεις
 - Αν $A \rightarrow B$, τότε δεν υπάρχει $B \rightarrow C$, όπου B, C μη πρωτεύοντα
- Εξαρτήσεις της μορφής
Μη-πρωτεύον \rightarrow Μη-πρωτεύον παραβιάζουν το 3NF

<u>Υ_ID</u>	Τμήμα	ΥΕπώνυμο	ΤΌνομα	ΥΤοπος	T_Mngr
A1	1	Νικολάου	Λογιστήριο	Πάτρα	A34
A2	2	Παπαδόπουλος	Πελάτες	Πειραιάς	C28
B3	3	Παράσχος	Τεχνικό	Πάτρα	A5
C24	4	Κανάκη	Σχεδιαστήριο	Ιωάννινα	B76
C26	2	Νικολάου	Πελάτες	Πειραιάς	C28

Not 3NF

Υ_id \rightarrow Τμήμα

Τμήμα \rightarrow ΤΌνομα

Αλλά από

μεταβατικότητα:

Υ_id \rightarrow ΤΌνομα



Κανονικές Μορφές - 3NF

• Περιορισμοί

- Είναι 2NF
- Και δεν υπάρχουν μεταβατικές εξαρτήσεις
- Εξαρτήσεις της μορφής
Μη-πρωτεύον → Μη-πρωτεύον παραβιάζουν το 3NF

Καταλήγω κάθε σχέση να περιέχει εξαρτήσεις, μόνο από υποψήφια κλειδιά ή το προσδιοριζόμενο να είναι μέρος κλειδιού.

<u>Υ_ID</u>	Τμήμα	ΥΕπώνυμο	ΥΤοπος
A1	1	Νικολάου	Πάτρα
A2	2	Παπαδόπουλος	Πειραιάς
B3	3	Παράσχος	Πάτρα
C24	4	Κανάκη	Ιωάννινα
C26	2	Νικολάου	Πειραιάς

3NF
Με διάσπαση

<u>Τμήμα</u>	ΤΌνομα	Τ_Mngr
1	Λογιστήριο	A34
2	Πελάτες	C28
3	Τεχνικό	A5
4	Σχεδιαστήριο	B76



Κανονικές Μορφές - 3NF

- Παράδειγμα

- Αριθμός Παραγγελίας → Κωδικός Πελάτη

- Κωδικός Πελάτη → Πόλη Πελάτη

Και υπάρχει η μεταβατικότητα

- Αριθμός Παραγγελίας → Πόλη Πελάτη

Αριθμός Παραγγελίας	Κωδικός Πελάτη	Πόλη Πελάτη
124/2010	C142	Ηράκλειο
138/2010	C139	Θεσσαλονίκη
221/2010	C127	Πάτρα
253/2010	C139	Θεσσαλονίκη
391/2010	C142	Ηράκλειο

- Η μετατροπή σε 3NF, οδηγεί σε διάσπαση:

Κωδικός Πελάτη	Πόλη Πελάτη
C142	Ηράκλειο
C139	Θεσσαλονίκη
C127	Πάτρα

Αριθμός Παραγγελίας	Κωδικός Πελάτη
124/2010	C142
138/2010	C139
221/2010	C127
253/2010	C139
391/2010	C142



Κανονικές Μορφές - BCNF

Κάθε σχέση στην BCNF είναι επίσης 3NF, αλλά δεν ισχύει πάντα το αντίστροφο.



Κανονικές Μορφές - BCNF

- Περιορισμοί
 - όταν για κάθε συναρτησιακή εξάρτηση $X \rightarrow Y$ ισχύει ένα από τα εξής:
 - είτε $Y \in X$ (τετριμμένη περίπτωση) ή
 - X περιέχει το κλειδί της R
 - (Είναι 3NF)

- Δηλαδή, δεν πρέπει ένα χαρακτηριστικό να έχει συναρτησιακή εξάρτηση από ένα άλλο χαρακτηριστικό που δεν είναι (ή περιέχει) το κλειδί.

Δηλαδή το **αριστερό μέρος** κάθε μη τετριμμένης ΣΕ πρέπει να περιέχει ένα κλειδί, δηλαδή το X να είναι υπερκλειδί του σχήματος R



Κανονικές Μορφές - BCNF

- Έστω σχήμα $R=\{A,B,C,D,E,F\}$
 - Κλειδί: **AB**
 - Επιτρέπονται μόνο
 - **AB** \rightarrow AB, **AB** \rightarrow A, **AB** \rightarrow B
 - **ABC** \rightarrow D, **ABCD** \rightarrow EF κλπ.
 - Π.χ. δεν επιτρέπονται
 - $A \rightarrow CD, DE \rightarrow F, BCD \rightarrow EF$



Κανονικές Μορφές - BCNF

- Διάσπαση σε BCNF- Αλγόριθμος
 - Για κάθε σχήμα σχέσης R
 - Βρες μια μη τετριμμένη συναρτησιακή εξάρτηση, που παραβιάζει τον BCNF ορισμό.
 - Έστω $X \rightarrow Y$,
(όπου X δεν περιέχει ούτε είναι κλειδί) και $X \cap Y = \emptyset$.
 - Διάσπαση του σχήματος R σε δύο νέα, έτσι ώστε:
 - R1 να έχει γνωρίσματα τα $X \cup Y$
 - R2 να έχει γνωρίσματα τα $R - Y$.
 - Μέχρι να μην υπάρχουν σχήματα σχέσεων που παραβιάζουν τον BCNF ορισμό.



Κανονικές Μορφές - BCNF

- Παράδειγμα 1:

- Κλειδί: {IDΣυμβουλος, IDΜηχανικος}
- Συναρτησιακές εξαρτήσεις:
 - {IDΣυμβουλος, IDΜηχανικος} → IDEργου
 - IDEργου → Αντικείμενο

Δεν είναι BCNF
(ούτε καν 3NF).
Η εξάρτηση
IDΕργου → Αντικείμενο
Παραβιάζει τον BCNF
ορισμό.

IDΕργου	<u>IDΣυμβουλος</u>	<u>IDΜηχανικος</u>	Αντικείμενο
E12	Σ12	M13	A111
E12	Σ34	M13	A111
E12	Σ65	M45	A111
E28	Σ28	M67	A678
E28	Σ71	M67	A678
E67	Σ43	M35	A904



Κανονικές Μορφές - BCNF

IDΕργου	<u>IDΣυμβουλος</u>	<u>IDΜηχανικος</u>	Αντικείμενο
E12	Σ12	M13	A111
E12	Σ34	M13	A111
E12	Σ65	M45	A111
E28	Σ28	M67	A678
E28	Σ71	M67	A678
E67	Σ43	M35	A904

Οι συναρτησιακές εξαρτήσεις:
{IDΣυμβουλος, IDΜηχανικος} → IDΕργου
IDΕργου → Αντικείμενο

IDΕργου	<u>IDΣυμβουλος</u>	<u>IDΜηχανικος</u>
E12	Σ12	M13
E12	Σ34	M13
E12	Σ65	M45
E28	Σ28	M67
E28	Σ71	M67
E67	Σ43	M35

Διάσπαση σε δύο σχέσεις
{IDΣυμβουλος, IDΜηχανικος, IDΕργου}
{IDΕργου, Αντικείμενο}
Όστε να έχουμε BCNF μορφή

<u>IDΕργου</u>	Αντικείμενο
E12	A111
E28	A678
E67	A904



Κανονικές Μορφές - BCNF

- Παράδειγμα 2:
 - Κλειδί: {Πελάτης, Συναλλαγή}
 - Συναρτησιακές εξαρτήσεις:
 - ΥποΚατ → ΟνομαΥΚ, ΑπόθεμαΥΚ
 - Συναλλαγή → ΥποΚατ, ΠοσόΣ
 - Δεν εξαρτάται πλήρως από κλειδί

Δεν είναι BCNF (ούτε καν 3NF).
Και οι δύο εξαρτήσεις παραβιάζουν τον BCNF ορισμό.

R

<u>Πελάτης</u>	<u>Συναλλαγή</u>	ΠοσόΣ	ΥποΚατ	ΟνομαΥΚ	ΑποθεμαΥΚ
Π12	Σ1312	4060	ΥΚ13	Καβάλα	450
Π14	Σ1434	230	ΥΚ14	Καλαμάτα	720
Π78	Σ4565	4600	ΥΚ45	Ξάνθη	316
Ε26	Σ6728	2670	ΥΚ67	Ρέθυμνο	412
Ε67	Σ1371	13784	ΥΚ13	Καβάλα	450



Κανονικές Μορφές - BCNF

R1

ΥποΚατ	ΌνομαΥΚ	ΑποθεμαΥΚ
ΥΚ13	Καβάλα	450
ΥΚ14	Καλαμάτα	720
ΥΚ45	Ξάνθη	316
ΥΚ67	Ρέθυμνο	412

R2'

Πελάτης	Συναλλαγή	ΠοσόΣ	ΥποΚατ
Π12	Σ1312	4060	ΥΚ13
Π14	Σ1434	230	ΥΚ14
Π78	Σ4565	4600	ΥΚ45
Ε26	Σ6728	2670	ΥΚ67
Ε67	Σ1371	13784	ΥΚ13

• Παράδειγμα 2, μετά από διάσπαση:

- Η εξάρτηση ΥποΚατ \rightarrow ΌνομαΥΚ, ΑπόθεμαΥΚ οδήγησε στην διάσπαση του R σε R1 και R2'.

- Η εξάρτηση Συναλλαγή \rightarrow ΥποΚατ, ΠοσόΣ παραβιάζει τον BCNF ορισμό στην R2'.

(Γιατί το **αριστερό μέρος** κάθε μη τετριμμένης ΣΕ πρέπει να περιέχει ένα κλειδί. Ξέρουμε από την θεωρία, ότι μία σχέση R σε ένα σχεσιακό σχήμα με ΣΕ F είναι σε κανονική μορφή BCNF αν ισχύει η παρακάτω ιδιότητα: **για οποιαδήποτε ΣΕ $X \rightarrow A$ του F^+ η οποία διατηρείται στην R και για την οποία $A \notin X$, το X είναι κλειδί της R.**)



Κανονικές Μορφές - BCNF

- Παράδειγμα 2, μετά από νέα διάσπαση:
 - Η εξάρτηση Συναλλαγή \rightarrow ΥποΚατ, ΠοσόΣ οδήγησε στην διάσπαση του **R2'** σε **R2** και **R3**.
 - Οι συναρτησιακές εξαρτήσεις διατηρήθηκαν αλλά όλες οι σχέσεις είναι σε BCNF μορφή.

R1

<u>ΥποΚατ</u>	ΌνομαΥΚ	ΑποθεμαΥΚ
ΥΚ13	Καβάλα	
ΥΚ14	Καλαμάτα	730
ΥΚ45	Ξάνθη	316
ΥΚ67	Ρέθυμνο	412

R2

<u>Συναλλαγή</u>	ΠοσόΣ	ΥποΚατ
Σ1312	4060	ΥΚ13
Σ1434	230	ΥΚ14
Σ4565	4600	ΥΚ45
Σ6728	2670	ΥΚ67

R3

<u>Πελάτης</u>	<u>Συναλλαγή</u>
Π12	Σ1312
Π14	Σ1434
Π78	Σ4565
Ε26	Σ6728
Ε67	Σ1371



Κανονικές Μορφές - BCNF

- Κανονικοποίηση
 - Μια σχέση σε **3NF** διασπάται σε ένα σύνολο από σχέσεις της **BCNF** μορφής όταν αφαιρεθούν από τον πίνακα, όσα χαρακτηριστικά δεν εξαρτώνται πλήρως από κλειδιά.



Κανονικές Μορφές

- 1NF
 - Όχι σύνθετα και πλειότιμα γνωρίσματα
- 2NF
 - Μόνο Πλήρεις συναρτησιακές εξαρτήσεις
- 3NF
 - Όχι μεταβατικές συναρτησιακές εξαρτήσεις
- BCNF
 - Μόνο περιορισμοί κλειδιού



Κανονικές Μορφές

- Οδηγούμενοι σε πιο περιοριστική κανονική μορφή, αναγκαζόμαστε να διασπάσουμε την αρχική σχέση σε περισσότερες.
- Πρακτικά, οι περισσότερες σχέσεις σε 3NF είναι και σε BCNF.
- 1NF και 2NF δεν είναι ικανοποιητικές για να χαρακτηρίσουμε μια βάση «καλά σχεδιασμένη».
 - 3NF και BCNF εξαλείφουν προβλήματα που σχετίζονται με ενημερώσεις.
- Η BCNF μορφή ίσως να μην είναι εφικτή, αλλά η 3NF υπάρχει πάντα.