ΧΡΗΣΤΟΣ-ΠΑΝΑΓΙΩΤΗΣ ΠΑΛΑΜΙΔΑΣ
1115201800140

ΠΡΟΒΛΗΜΑ 2

→ Για τον ορισμό του προβλήματος έχουμε τα εξής:

Μεταβλητές: Γιάννης - 90, Μαρία - 60, Όλγα - 30 } Όπου (90, 60, 30) είναι ο χρόνος που έχουν οι ομιλητές αφού μιλήσουν

Πεδία: Αίθουσα-Χρηματοκ → 20, Χρηματοκ-Αίθουσα → 20, Κλέψιμο Χρηματοκ → 45 } Όπου (20, 20, 45) είναι οι min χρόνοι των αντίστοιχων ενεργειών

Περιορισμοί: Οι ύποπτοι με αρνητικό χρόνο αποκλείονται από ένοχοι.

→ Ο τρόπος με τον οποίο δουλεύει ο αστυνόμος είναι ο εξής:

Παίρνει 1-1 του ύποπτους και αφαιρεί τα μικρότερα πεδία, Για παράδειγμα
→ Γιάννης → 90-20=70
→ Μαρία → 60-20=40
→ Όλγα → 30-20=10
} Αυτές είναι οι ανανεωμένες τιμές τους.

Για την επόμενη τιμή του πεδίου έχουμε τον Γιάννη→50 τη Μαρία→20 και Όλγα→-10. Επομένως η Όλγα δεν είναι πλέον ύποπτη. Για την τελευταία τιμή έχουμε Γιάννης→5 Μαρία→-25. Άρα και η Μαρία αποκλείεται. Δεν υπάρχουν άλλες τιμές στο πεδίο επομένος ο μόνος που έχει χρόνο>0 είναι ο Γιάννης. Άρα ο ένοχος είναι ο Γιάννης.

→ Ως βελτίωση, ο αστυνόμος θα μπορούσε να παίρνει τις max τιμές από το πεδίο, δηλ να αφαιρούσε πρώτα το 45 (αποκλείεται η Όλγα) και μετά το 20 (αποκλείεται η Μαρία). Αφού σίγουρα κάποιος έκλεψε το χρυσό και ηδη αποκλείστηκαν 2 άτομα, ο μόνος που μένει είναι ο Γιάννης, ο οποίος είναι και ο ένοχος. Έτσι ο αστυνόμος βρήκε τη λύση του γρηγορότερα

ΠΡΟΒΛΗΜΑ 3

1) Μεταβλητές: Οι μηχανές (m μηχανές)
Πεδίο: Κάθε ενέργεια κάθε εργασίας (m·n τιμές)
(Στην αρχή όλες οι τιμές είναι πιθανές)
Περιορισμοί:
- Κάθε ενέργεια i μπορεί να εκτελεστεί αποκλειστικά σε μια μηχανή
- Μια ενέργεια μπορεί να εκτελεστεί αφού εκτελεστούν πρώτα όλες οι ενέργειες της ίδιας εργασίας που προηγούνται.
- Κάθε μηχανή μπορεί να εκτελεί μια ενέργεια τη φορά.
- Μια ενέργεια δε μπορεί να διακοπεί
- Κάθε εργασία πρέπει να τελειώσει πριν την Προθεσμία D.

2)

	Εν1	Εν2	Εν3	Εν4
Εργ1	10	20	30	40
Εργ2	60	10	30	10
Εργ3	50	70	20	10

Βάσει των παραπάνω τιμών αν:
→ D = 200 τότε ακόμα και η παραπάνω ανάθεση είναι συνεπής
→ D = 90 τότε δεν υπάρχει καμία σωστή ανάθεση ενεργειών και άρα το πρόβλημα θα ήταν ασυνεπές

3) Μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε τον αλγόριθμο FC (πρώιμου ελέγχου). Ο τρόπος που δουλεύει είναι ότι κάθε φορά που μια τιμή 'α' ανατίθεται σε μια μεταβλητή X, ο FC εξετάζει κάθε μεταβλητή Y για την οποία δεν έχουν ανατεθεί τιμές και διαγράφει όλες τις τιμές της Y που είναι ασυνεπείς με την 'α' από το πεδίο της. Αν το παραπάνω οδηγήσει το πεδίο της Y να γίνει κενό, τότε η τιμή 'α' απορρίπτεται.
Ο παραπάνω αλγόριθμος συνδυάζεται με ευρετικούς μηχανισμούς (όπως ο MRV) για την σωστή και καλή λειτουργία του.

ΠΡΟΒΛΗΜΑ 4

Σημείωση: · έγκυρες = ταυτολογίες (1 ↔ 5)
· ικανοποιήσιμες = ∃ τουλάχιστον 1 μοντέλο (2 ↔ 4)

$$(A\land B\land C \Rightarrow D) \Leftrightarrow (A \Rightarrow (B \Rightarrow (C \Rightarrow D))) \rightarrow \underbrace{(A\land B\land C \Rightarrow D)}_{\varphi_1} \Leftrightarrow \underbrace{(\neg A \lor (\neg B \lor (\neg C \lor D)))}_{\varphi_2}$$

A	B	C	D	A∧B∧C	φ_1
T	T	T	T	T	T
T	T	T	F	T	F
T	T	F	T	F	T
T	T	F	F	F	T
T	F	T	T	F	T
T	F	T	F	F	T
T	F	F	T	F	T
T	F	F	F	F	T
F	T	T	T	F	T
F	T	T	F	F	T
F	T	F	T	F	T
F	T	F	F	F	T
F	F	T	T	F	T
F	F	T	F	F	T
F	F	F	T	F	T
F	F	F	F	F	T

¬A	¬B	¬C	D	¬C∨D	…∨¬B	φ_2
F	F	F	T	T	T	T
F	F	F	F	F	F	F
F	F	T	T	T	T	T
F	F	T	F	T	T	T
F	T	F	T	T	T	T
F	T	F	F	F	T	T
F	T	T	T	T	T	T
F	T	T	F	T	T	T
T	F	F	T	T	T	T
T	F	F	F	F	F	T
T	F	T	T	T	T	T
T	F	T	F	T	T	T
T	T	F	T	T	T	T
T	T	F	F	F	T	T
T	T	T	T	T	T	T
T	T	T	F	T	T	T

Από τον πίνακα βλέπουμε ότι πρόκειται για:

ταυτολογία (5)

Δηλαδή η πρόταση είναι έγκυρη (1)

άρα είναι και ικανοποιήσιμη (2)

και έχει τουλ 1 μοντέλο (4)

→ $A \wedge (A \Rightarrow B) \wedge (A \Rightarrow \neg B) = \varphi_2$

A	B	¬B	A⇒B	A⇒¬B	φ2
T	T	F	T	F	F
T	F	T	F	T	F
F	T	F	T	T	F
F	F	T	T	T	F

Επομένως η πρόταση είναι:
μη ικανοποιήσιμη (3)

→ $(A \vee B) \wedge (\neg A \vee C) \wedge \neg B \wedge \neg C = \varphi_3$

A	B	C	¬A	¬B	¬C	A∨B	¬A∨C	φ3
T	T	T	F	F	F	T	T	F
T	T	F	F	F	T	T	F	F
T	F	T	F	T	F	T	T	F
T	F	F	F	T	T	T	F	F
F	T	T	T	F	F	T	T	F
F	T	F	T	F	T	T	T	F
F	F	T	T	T	F	F	T	F
F	F	F	T	T	T	F	T	F

Επομένως η πρόταση είναι:
μη-ικανοποιήσιμη (3)

→ $(A \vee B) \wedge (\neg A \vee C) \wedge (B \vee C) = \varphi_4$

A	B	C	¬A	A∨B	¬A∨C	B∨C	φ4
T	T	T	F	T	T	T	T
T	T	F	F	T	F	T	F
T	F	T	F	T	T	T	T
T	F	F	F	T	F	F	F
F	T	T	T	T	T	T	T
F	T	F	T	T	T	T	T
F	F	T	T	F	T	T	F
F	F	F	T	F	T	F	F

Επομένως η πρόταση είναι:
ικανοποιήσιμη (2), δηλαδή υπάρχει τουλ. 1 μοντέλο (4)

(6) Horn

→ Θέτω 'κ' την πρώτη πρόταση και 'λ' τη δεύτερη άρα: $\kappa \leftrightarrow \lambda \equiv$
$(\kappa \to \lambda) \wedge (\lambda \to \kappa) \equiv (\neg\kappa \vee \lambda) \wedge (\neg\lambda \vee \kappa)$ όμως:

$\kappa: \neg(A \wedge B \wedge C) \vee D \equiv \neg A \vee \neg B \vee \neg C \vee D$ και $\neg\kappa: A \wedge B \wedge C \wedge \neg D$

$\lambda: (A \Rightarrow (B \Rightarrow (C \Rightarrow D))) \equiv (A \Rightarrow (B \Rightarrow (\neg C \vee D))) \equiv \ldots \equiv \neg A \vee \neg B \vee \neg C \vee D \equiv \kappa$ $\Big\}\ \lambda \equiv \kappa$

Άρα: $(\neg\kappa \vee \lambda) \wedge (\neg\lambda \vee \kappa) \equiv (\neg\kappa \vee \kappa) \wedge (\neg\kappa \vee \kappa) \equiv \kappa \wedge \kappa \equiv \kappa \equiv \neg A \vee \neg B \vee \neg C \vee D$ } Horn

→ $A \wedge (A \to B) \wedge (A \to \neg B) \equiv A \wedge (\neg A \vee B) \wedge (\neg A \vee \neg B)$ } άρα Horn

→ $(A \vee B) \wedge (\neg A \vee C) \wedge \neg B \wedge \neg C$ } όχι Horn λόγω $A \vee B$

→ $(A \vee B) \wedge (\neg A \vee C) \wedge (B \vee C)$ } όχι Horn λόγω $A \vee B$ κ' $B \vee C$

ΠΡΟΒΛΗΜΑ 5

- $A \wedge (B \leftrightarrow C) \equiv A \wedge ((B \to C) \wedge (C \to B)) \equiv$

  $A \wedge (\neg B \vee C) \wedge (\neg C \vee B)$ $\left[\rightsquigarrow A \quad \neg B \vee C \quad \neg C \vee B \right]$

- $(A \wedge B) \leftrightarrow (A \wedge C) \overset{\neg\ (\text{άρνηση})}{\equiv} (A \wedge B) \leftrightarrow \neg (A \wedge C) \equiv$

  $((A \wedge B) \to \neg (A \wedge C)) \wedge (\neg (A \wedge C) \to (A \wedge B)) \equiv$

  $(\neg (A \wedge B) \vee \neg (A \wedge C)) \wedge ((A \wedge C) \vee (A \wedge B)) \equiv$

  $((\neg A \vee \neg B) \vee (\neg A \vee \neg C) \wedge ((A \wedge C) \vee (A \wedge B)) \equiv \dots$

  $\equiv A \wedge (C \vee B) \wedge (\neg B \vee \neg C)$ $\left[\rightsquigarrow A \quad C \vee B \quad \neg B \vee \neg C \right]$

Παρατηρούμε ότι με την μια πρόταση και την άρνηση της δευτέρης, καταλήγουμε στην κενή φράση.

Επομένως η μια πρόταση καλύπτει λογικά την άλλη.

Προβλημα 6

(A) : Είναι μια καλά ορισμένη προταση, οπως βλεπουμε και από τις διαφάνειες αφού Complex Sentence → (Sentence), οπου Sentense → Atomic Sentence.

$(A \Rightarrow B)$: Είναι μια καλά ορισμένη προταση αφού πέρα από Complex Sentence, υπάρχει και το Binary Connective '⇒'

$A \equiv B$: Δεν είναι καλά ορισμένη προταση μιας και το '≡' δεν είναι Binary Connective

$A \models B$: Δεν είναι καλά ορισμένη προταση μιας και το '⊨' δεν είναι Binary Connective

$(A \wedge 1)$: Αν θεωρησουμε ότι το '1' είναι ενα Symbol που μπορεί να πάρει τιμές True κ' False τοτε και προκείται για μια καλά ορισμένη προταση. Σε διαφορετική περίπτωση δεν είναι μια καλά ορισμένη προταση