

Άσκηση 1

- Ψευδής

Έστω x τέτοιο ώστε M_x να είναι μια TM η οποία δεν τερματίζει για καμία είσοδο. Τότε έχουμε $\text{Dom}(\phi_x) = \emptyset$ το οποίο είναι αναδρομικό σύνολο (το αποφασίζει η μηχανή Turing που απορρίπτει κάθε είσοδο), δηλαδή $x \in R$. Όμως από τον ορισμό της M_x έχουμε $M_x(x) \uparrow$, δηλαδή $x \notin K$.

- Ψευδής

Έστω x τέτοιο ώστε M_x να είναι μια TM η οποία τερματίζει και αποδέχεται κάθε είσοδο. Τότε έχουμε $\text{Dom}(\phi_x) = \mathbb{N}$ το οποίο είναι αναδρομικό σύνολο (το αποφασίζει η μηχανή Turing που αποδέχεται κάθε είσοδο), δηλαδή $x \in R$. Όμως από τον ορισμό της M_x έχουμε $M_x(x) \downarrow$, δηλαδή $x \in K$ συνεπώς $x \in R \cap K$.

- Ψευδής

Στα παρακάτω θα χρησιμοποιήσουμε το εξής πρόβλημα:

$$\text{HALT} = \{\langle M, w \rangle \mid M(w) \downarrow\}$$

για το οποίο γνωρίζουμε ότι $\text{HALT} \in \text{ER}$ και $\text{HALT} \notin \text{REC}$ επομένως $\overline{\text{HALT}} \notin \text{ER}$ και θα κάνουμε την αναγωγή $\overline{\text{HALT}} \leq_m R$ από την οποία προκύπτει ότι $R \notin \text{ER}$. Συνεπώς και $R \cup K \notin \text{ER}$.

Λήμμα 1. $\overline{\text{HALT}} \leq_m R$.

Απόδειξη. Θα πρέπει να βρούμε μια συνάρτηση $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ η οποία να είναι υπολογίσιμη και για την οποία να ισχύει: $\langle M, w \rangle \in \overline{\text{HALT}} \Leftrightarrow f(\langle M, w \rangle) \in R$.

Αυτή η f θα είναι η συνάρτηση που υπολογίζει η παρακάτω μηχανή Turing:

– $F =$ “Για είσοδο $\langle M, w \rangle$:

1. Δημιούργησε την περιγραφή και βρες τον αριθμό Gödel g της μηχανής Turing T :
 $T =$ “Για είσοδο $\langle T_1, x \rangle$:
(α’) Προσομοίωσε παράλληλα την M με είσοδο w και την T_1 με είσοδο x .
(β’) Αν τερματίσουν και οι δύο, τότε επέστρεψε το $T_1(x)$.”
2. Γράψε g στην ταινία εξόδου.”

Έστω ότι $\langle M, w \rangle \in \overline{\text{HALT}}$, δηλαδή $M(w) \uparrow$, τότε η μηχανή T δεν τερματίζει για καμία είσοδο άρα $f(\langle M, w \rangle) = g$ όπου g τέτοιο ώστε $\text{Dom}(\phi_g) = \emptyset \in \text{REC}$, συνεπώς $g \in R$.

Αντίστροφα, αν $\langle M, w \rangle \in \text{HALT}$ τότε η συνάρτηση f επιστρέφει ένα g για το οποίο $\text{Dom}(\phi_g) = \text{HALT} \notin \text{REC}$, άρα $g \in \overline{R}$. \square

Άσκηση 2

Λήμμα 2. Το πρόβλημα ΔΙΑΨΕΥΣΗ GOLDBACH είναι αναγνώρισιμο.

Απόδειξη. Θεωρούμε τη μηχανή Turing με την εξής λειτουργία: Αν n είναι η είσοδος της μηχανής, δοκιμάζει με τη σειρά τους ακραίους $k \geq n$. Για κάθε τέτοιο αριθμό, δοκιμάζει όλα τα ζευγάρια ακεραιών $p, q \leq 2k$, τα οποία προφανώς είναι πεπερασμένα για σταθερό k , και ελέγχει αν τα p και q

είναι πρώτοι (δοκιμάζοντας όλους τους πιθανούς διαιρέτες) και αν $2k = p + q$. Αν για κάποιο k δεν βρεθούν p και q που να ικανοποιούν τις παραπάνω ιδιότητες, τότε η μηχανή Turing απαντάει ΝΑΙ στο πρόβλημα ΔΙΑΨΕΥΣΗ GOLDBACH. Πραγματικά, αν υπάρχει ακέραιος $k \geq n$ που να διαψεύδει την ειχασία του Goldbach, τότε δεν θα υπάρχει ζευγάρι πρώτων $p, q \leq 2k$ έτσι ώστε $2k = p + q$. Η μηχανή Turing θα φτάσει σε αυτό το k σε πεπερασμένο χρόνο, άρα σε πεπερασμένο χρόνο θα απαντήσει ΝΑΙ. Συνεπώς το πρόβλημα ΔΙΑΨΕΥΣΗ GOLDBACH είναι αναγνώρισιμο. \square

Λήμμα 3. *Αν το πρόβλημα ΕΠΑΛΗΘΕΥΣΗ GOLDBACH είναι αναγνώρισιμο, τότε θα είναι και διαγνώσιμο.*

Απόδειξη. Θεωρούμε τη μηχανή Turing M_1 , η οποία αναγνωρίζει το πρόβλημα ΕΠΑΛΗΘΕΥΣΗ GOLDBACH, και τη μηχανή M_2 , η οποία αναγνωρίζει το πρόβλημα ΔΙΑΨΕΥΣΗ GOLDBACH. Τώρα, έστω μηχανή M η οποία εξομοιώνει τις μηχανές M_1 και M_2 για ένα βήμα την καθεμιά εναλλάξ. Αν κάποια στιγμή αποδεχθεί η M_1 , τότε η M τερματίζει και δίνει απάντηση ΝΑΙ για το πρόβλημα ΕΠΑΛΗΘΕΥΣΗ GOLDBACH. Αν, από την άλλη, κάποια στιγμή αποδεχθεί η M_2 , τότε η M τερματίζει και δίνει απάντηση ΟΧΙ για το πρόβλημα ΕΠΑΛΗΘΕΥΣΗ GOLDBACH. Επειδή κάποιο από τα δύο παραπάνω σενάρια θα συμβεί σε πεπερασμένο χρόνο, η μηχανή M τερματίζει σε πεπερασμένο χρόνο και αποφασίζει το πρόβλημα ΕΠΑΛΗΘΕΥΣΗ GOLDBACH. Αυτό σημαίνει ότι το πρόβλημα αυτό είναι διαγνώσιμο. \square

Άσκηση 3

Όπως έχουμε δει και στο μάθημα, αν μια μηχανή Turing είναι περιορισμένη στις πρώτες n θέσεις τότε υπάρχουν $t(n) = |Q| \cdot n \cdot |\Sigma|^n$ πιθανές καταστάσεις στις οποίες μπορεί να βρίσκεται κάθε στιγμή. Αν βρεθεί σε κάποια από αυτές τις καταστάσεις για δεύτερη φορά τότε θα πέσει σε άπειρο βρόχο.

Επομένως για μια μή περιορισμένη TM, ο μόνος τρόπος να φτάσει στη θέση $n + 1$ είναι να το κάνει σε λιγότερο από t βήματα.

Φτιάχνουμε λοιπόν μια μηχανή Turing T η οποία για είσοδο $\langle M, w, n_1, n_2 \rangle$ προσομοιώνει την M με είσοδο w για $t(\min(n_1, n_2) - 1)$ βήματα και αν η M φτάσει στη θέση $\min(n_1, n_2)$ αποδέχεται διαφορετικά απορρίπτει.

Η T αποφασίζει το πρόβλημα ΠΕΠΕΡΑΣΜΕΝΗ ΜΝΗΜΗ αφού πάντα τερματίζει και αποδέχεται αν η M επισκεφτεί την θέση $\min(n_1, n_2)$ το οποίο είναι ισοδύναμο με το να επισκεφτεί κάποια εκ των θέσεων n_1, n_2 αφού για να πάει μια μηχανή Turing από μία θέση σε μία άλλη θα πρέπει να περάσει από όλες τις ενδιάμεσες.

Άσκηση 4

Έστω οποιαδήποτε μηχανή Turing M_1 και είσοδος x . Θα δείξουμε ότι αν η γλώσσα L ήταν αναδρομική, τότε θα μπορούσαμε να ξέρουμε σε πεπερασμένο χρόνο αν η M_1 με είσοδο x τερματίζει ή όχι. Έστω M μηχανή Turing που αποφασίζει τη γλώσσα L . Θα κατασκευάσουμε μία μηχανή M_2 , η οποία θα είναι ίδια με την M_1 , με τη διαφορά ότι για κάθε μετάβαση από μία κατάσταση q σε μία τελική κατάσταση q' με τον κανόνα $(q', \gamma'_1, m) = \delta_1(q, \gamma)$, για κάποιο σύμβολο γ , θα αλλάζουμε τη συνάρτηση μετάβασης σε $(q', \gamma'_2, m) = \delta_2(q, \gamma)$, όπου $\gamma'_1 \neq \gamma'_2$. Δηλαδή απλώς θα αλλάζουμε το σύμβολο που γράφεται στην ταινία πριν από μια τελική κατάσταση.

Λήμμα 4. *Η M_1 δεν τερματίζει με είσοδο x αν και μόνο αν οι M_1 και M_2 κατά τη λειτουργία τους με είσοδο x γράφουν μετά από τον ίδιο αριθμό βημάτων το ίδιο σύμβολο στην ταινία τους.*

Απόδειξη. Αν η τ_1 δεν τερματίσει, τότε δεν θα βρεθεί ποτέ σε τελική κατάσταση, άρα οι τ_1 και τ_2 θα έχουν πανομοιότυπη λειτουργία. Από την άλλη, αν τερματίσει, αυτό σημαίνει ότι το τελευταίο σύμβολο που θα γράψει η τ_1 θα είναι διαφορετικό από το σύμβολο που θα γράψει η τ_2 μετά από τον ίδιο αριθμό βημάτων. \square

Άσκηση 6

Προφανώς η γλώσσα των παλινδρόμων είναι αναδρομική, αφού μπορούμε σε πεπερασμένο χρόνο να αναποδογυρίσουμε μία συμβολοσειρά και να ελέγξουμε αν είναι ίση με την αρχική. Έστω M_1 η μηχανή Turing που αποφασίζει αυτή την γλώσσα. Έστω τώρα μία αναγνωρίσιμη γλώσσα L και M_2 μηχανή Turing που την αναγνωρίζει. Θεωρούμε μία μηχανή Turing και είσοδο x , η οποία πρώτα εξομοιώνει την M_1 με είσοδο x . Αν η M_1 δεν αποδεχθεί την x , τότε η M τρέχει για πάντα. Αλλιώς, η M εξομοιώνει την M_2 με είσοδο x και αν αυτή αποδεχθεί, αποδέχεται και η M . Αλλιώς, τρέχει για πάντα. Προφανώς, για να αποδεχθεί η M πρέπει η x να είναι και παλίνδρομο, αλλά και να ανήκει στη γλώσσα L . Αντίστροφα, αν η x είναι παλίνδρομο και ανήκει στην L τότε θα την αποδεχθούν και η M_1 και η M_2 . Συνεπώς το σύνολο των παλινδρόμων της L είναι αναγνωρίσιμο.

Άσκηση 8

(Θεωρούμε ότι ο τελεστής $[\cdot]$ είναι ο αντίστροφος του $\langle \cdot \rangle$.)

Ορισμός 5. Ορίζουμε ως *άχρηστες καταστάσεις* μιας μηχανής Turing, αυτές προς τις οποίες δεν υπάρχει καμία μετάβαση στον πίνακα μεταβάσεων από άλλες καταστάσεις, και ούτε είναι αρχικές καταστάσεις. Επίσης ορίζουμε $u(\langle M \rangle)$ το πλήθος των άχρηστων καταστάσεων της μηχανής Turing M . Η συνάρτηση u είναι υπολογίσιμη, αφού μια μηχανή Turing M' μπορεί να πάρει την κωδικοποίηση της M και να μετρήσει πόσες καταστάσεις δεν εμφανίζονται στον πίνακα μεταβάσεων και ούτε είναι αρχικές.

Έστω τώρα μηχανή Turing \widetilde{M}^x και είσοδος y σε αυτήν, όπου x και y κωδικοποιήσεις μηχανών Turing. Θα περιγράψουμε τη λειτουργία της. Αρχικά, η \widetilde{M}^x υπολογίζει το πλήθος των άχρηστων καταστάσεων $u(y)$ της μηχανής $[y]$. Στη συνέχεια, εξομοιώνει τη μηχανή $[x]$ με είσοδο $u(y)$. Αν η τελευταία τερματίσει, τότε και η \widetilde{M}^x τερματίζει και αποδέχεται. Θεωρούμε ότι η \widetilde{M}^x δεν έχει άχρηστες καταστάσεις.

Τώρα, ορίζουμε για κάθε φυσικό i , τη μηχανή Turing \widetilde{M}_i^x , η οποία είναι η \widetilde{M}^x με επιπλέον i άχρηστες καταστάσεις. Προφανώς, αυτή μπορεί να κατασκευαστεί σε πεπερασμένο χρόνο.

Λήμμα 6. Έστω μηχανή Turing M που αναγνωρίζει κάποιο αναδρομικά απαριθμήσιμο πρόβλημα και είσοδος x σε αυτήν. Η $M(x)$ έχει το ίδιο αποτέλεσμα (αποδοχή ή μη τερματισμός) με την $\widetilde{M}_x^{(M)}(\langle \widetilde{M}_x^{(M)} \rangle)$.

Απόδειξη. Εκ κατασκευής, έχουμε ότι $u(\langle \widetilde{M}_x^{(M)} \rangle) = x$. Άρα το αποτέλεσμα της $\widetilde{M}_x^{(M)}(\langle \widetilde{M}_x^{(M)} \rangle)$ είναι το ίδιο με το αποτέλεσμα της $M(u(\langle \widetilde{M}_x^{(M)} \rangle))$, το οποίο είναι με τη σειρά του ίδιο με αυτό της $M(x)$. \square

Από τα παραπάνω συμπεραίνουμε ότι υπάρχει απεικονιστική αναγωγή από κάθε αναδρομικά απαριθμήσιμο πρόβλημα στο $K = \{\langle M \rangle \mid M(\langle M \rangle) \downarrow\}$.

Άσκηση 9

Έστω T_1, T_2 οι μηχανές που αναγνωρίζουν τις γλώσσες \bar{A}, \bar{B} αντίστοιχα. Δημιουργούμε την μηχανή T :

- $T =$ “Για είσοδο x :
 1. Τρέξε παράλληλα την T_1 με είσοδο x και την T_2 με είσοδο x μέχρι κάποια εκ των δύο να τερματίσει.
 2. Αν τερμάτισε η T_1 τότε επέστρεψε $\overline{T_1(x)}$.
 3. Αν τερμάτισε η T_2 τότε επέστρεψε $T_2(x)$.”

Θα δείξουμε ότι $C = L(T)$ είναι η γλώσσα που αναζητούμε.

Αρχικά παρατηρούμε ότι η T πάντα τερματίζει αφού $A \cap B = \emptyset \Leftrightarrow \bar{A} \cup \bar{B} = \Sigma^*$. Άρα για κάθε $x \in \Sigma^*$, έχουμε είτε $x \in \bar{A}$ είτε $x \in \bar{B}$ συνεπώς μία εκ των T_1, T_2 θα αποδεχτεί το x κι έτσι $C \in \text{REC}$.

- $A \subseteq C$:

Έστω $x \in A$. Αφού $A \cap B = \emptyset$ θα έχουμε $x \notin B \Rightarrow x \in \bar{B}$.

Εκτελούμε τη μηχανή T με είσοδο το x . Επειδή $x \in \bar{B}$ ξέρουμε ότι η T_2 θα τερματίσει κάποια πεπερασμένη χρονική στιγμή και θα αποδεχτεί. Αν τερματίσει πριν την T_1 τότε θα εκτελεστεί η γραμμή 3 και έτσι και η T αποδέχεται. Διαφορετικά, αν η T_1 τερματίσει πρώτη θα πρέπει αναγκαστικά να απαντήσει reject, συνεπώς λόγω της γραμμής 2 η T θα αποδεχθεί.

Σε κάθε περίπτωση η T αποδέχεται το x , συνεπώς $x \in C$.

- $B \subseteq \bar{C}$

Έστω $x \in B$. Αντίστοιχα με προηγουμένως εκτελούμε την T με είσοδο x και επειδή $x \notin A$ η T_1 θα αποδεχτεί σε πεπερασμένο πλήθος βημάτων. Αν η T_1 τερματίσει πρώτη τότε η T απορρίπτει ενώ αν η T_2 τερματίσει πρώτη αναγκαστικά θα απορρίψει και έτσι και η T θα απορρίψει.

Σε κάθε περίπτωση $x \notin C$.

Άσκηση 10

Έστω S μη κενό υποσύνολο του \mathbb{N} που είναι αναδρομική γλώσσα. Θα δείξουμε ότι οποιαδήποτε πλήρης αύξουσα συνάρτηση f με πεδίο τιμών το S είναι αναδρομική. Έστω ότι το S είναι πεπερασμένο και $S = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ με $a_1 < a_2 < \dots < a_n$. Τότε, θα υπάρχουν θετικοί ακέραιοι $c_1 < c_2 < \dots < c_{n-1}$, έτσι ώστε $f(1) = f(2) = \dots = f(c_1) = a_1$, $f(c_1 + 1) = f(c_1 + 2) = \dots = f(c_2) = a_2$, ..., $f(c_{n-2} + 1) = \dots = f(c_{n-1}) = a_{n-1}$ και $f(x) = a_n$ για κάθε $x > c_{n-1}$. Κάθε τέτοια συνάρτηση είναι προφανώς αναδρομική, αφού κάποια μηχανή Turing μπορεί απλώς να ελέγξει σε ποιο από τα διαστήματα $[c_i + 1, c_{i+1}]$ βρίσκεται η είσοδος και να επιστρέψει την τιμή που αντιστοιχεί σε αυτό (Θεωρούμε $c_0 = 0$ και $c_n = \infty$). Έστω τώρα ότι το S είναι άπειρο και $S = \{a_1, a_2, \dots, a_n, \dots\}$ με $a_1 < a_2 < \dots < a_n < \dots$. Τότε, θα υπάρχουν θετικοί ακέραιοι $c_1 < c_2 < \dots < c_n < \dots$, έτσι ώστε $f(1) = f(2) = \dots = f(c_1) = a_1$, $f(c_1 + 1) = \dots = f(c_2) = a_2$, ..., $f(c_{n-1} + 1) = \dots = f(c_n) = a_n = \dots$. Άρα, και εδώ, για τον ίδιο λόγο με την προηγούμενη περίπτωση, η f είναι αναδρομική.

Αντίστροφα τώρα, έστω πλήρης αύξουσα και αναδρομική συνάρτηση f με πεδίο ορισμού S υποσύνολο του \mathbb{N} . Θα δείξουμε ότι το S είναι αναδρομικό. Έστω είσοδος x . Αν το S είναι πεπερασμένο, τότε προφανώς είναι και αναδρομικό, αφού μια μηχανή Turing μπορεί να ελέγξει αν το x

είναι ένα από τα (πεπερασμένα σε πλήθος) στοιχεία του S ή όχι σε πεπερασμένο χρόνο. Αν τώρα το S είναι άπειρο, τότε θα υπάρχει t έτσι ώστε $f(t) \geq x$. Έστω το ελάχιστο τέτοιο t . Αυτό είναι πεπερασμένο, άρα μπορούμε να το υπολογίσουμε. Τώρα, αν $f(t) > x$ έχουμε ότι $x \notin S$, ενώ αν $f(t) = x$ έχουμε ότι $x \in S$. Συνεπώς το S είναι αναδρομικό.

Άσκηση 11

Έστω L μια άπειρη αναδρομικά απαριθμήσιμη γλώσσα. Συνεπώς υπάρχει ένας απαριθμητής T ο οποίος τυπώνει στην έξοδό του όλες τις λέξεις της γλώσσας με αυθαίρετη σειρά και πιθανόν με επαναλήψεις.

Αρχικά παρατηρούμε ότι μπορούμε να δημιουργήσουμε μια μηχανή T' παρόμοια με την T με τη διαφορά ότι θα διατηρεί μια λίστα με τις λέξεις που έχει τυπώσει και πριν τυπώσει μια λέξη να ελέγχει ότι όντως είναι η πρώτη φορά που την τυπώνει. Η T' συνεχίζει να είναι απαριθμητής της L αφού αν η T τύπωνε μία λέξη w σε πεπερασμένο αριθμό βημάτων το ίδιο θα κάνει και η T' .

Άρα θεωρούμε χωρίς βλάβη της γενικότητας ότι η T τυπώνει κάθε λέξη της L ακριβώς μία φορά οπότε δημιουργούμε τις μηχανές T_1, T_2 οι οποίες κάνουν ό,τι κάνει και η T με τη διαφορά ότι τυπώνουν κάθε δεύτερη λέξη ξεκινώντας από την πρώτη ή τη δεύτερη αντίστοιχα.

Άρα οι T_1, T_2 απαριθμούν τις άπειρες γλώσσες A, B για τις οποίες $A \cap B = \emptyset$ και $A \cup B = L$.

Άσκηση 13

Έστω η TM:

- T = “Για είσοδο n :

1. Για $1 \leq i \leq n$:

(α') Προσομοίωσε την M_i με είσοδο n και τοποθέτησε το αποτέλεσμα σε μία ειδική ταινία.

2. Υπολόγισε και επέστρεψε το άθροισμα όλων των τιμών της ειδικής ταινίας.”

Θα δείξουμε ότι η T υπολογίζει την f . Πράγματι, αν για κάποιο n η f ορίζεται, δηλαδή ισχύει $n \in \text{Dom}(\phi_i)$ για κάθε $1 \leq i \leq n$ τότε η κάθε προσομοίωση στο βήμα 1 τερματίζει μετά από πεπερασμένο αριθμό βημάτων και έτσι η T τερματίζει και επιστρέφει $T(n) = f(n)$