Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών

Υπολογισιμότητα
Ομάδα Ασκήσεων No. 2

Ομάδα

Αξιώτης Κυριάκος

Αρσένης Γεράσιμος

28 Δεκεμβρίου 2015

Άσκηση 1

Έστω ότι ισχύουν οι 3 συνθήκες της εκφώνησης. Έστω M_2 απαριθμητής των πεπερασμένων γλωσσών στο P. Θα κατασκευάσουμε μία μηχανή Turing M_1 η οποία με είσοδο $\langle M \rangle$, αν $\langle M \rangle \in P$ θα αποδέχεται σε πεπερασμένο χρόνο. Η M_1 απαριθμεί όλα τα ζευγάρια $(i, j) \in \mathbb{N}^2$ και, για το καθένα, προσομοιώνει τον απαριθμητή M_2 για i βήματα. Αν αυτός ο απαριθμητής εμφανίσει τουλάχιστον μία πεπερασμένη γλώσσα επιλέγουμε την τελευταία που εμφανίστηκε, και έστω ότι αυτή είναι η L. Αν ο απαριθμητής δεν εμφανίσει καμία γλώσσα προχωράμε στο επόμενο ζευγάρι (i, j). Στη συνέχεια, η M_1 προσομοιώνει την M με είσοδο κάθε λέξη της L, για j βήματα την κάθε μία. Αν η M τις αποδεχθεί όλες, τότε η M_1 αποδέχεται. Διαφορετικά, προχωράει στο επόμενο ζευγάρι (i, j).

Θα δείξουμε ότι η M_1 αποδέχεται αν και μόνο αν $L(M) \in P$. Λόγω της δεύτερης συνθήκης, αν $L(M) \in P$ υπάρχει $L' \subseteq L(M)$ η οποία είναι πεπερασμένη. Αυτή θα τη βρει κάποια στιγμή ο απαριθμητής M_2 (για το κατάλληλο i), και για αρκετά μεγάλο j η εξομοίωση της M θα αποδεχθεί κάθε λέξη στο L', άρα η M_1 θα αποδεχθεί. Αντίστροφα, αν η M_1 αποδεχθεί, αυτό σημαίνει ότι υπάρχει πεπερασμένη γλώσσα $L' \subseteq L(M)$. Λόγω της πρώτης συνθήκης, αυτό σημαίνει και ότι $L(M) \in P$.

Άσκηση 2

Η ιδέα που θα χρησιμοποιήσουμε είναι να κωδικοποιήσουμε τις τιμές των f_1, f_2 για δεδομένα $y, x_1, \ldots, x_m$ σε ένα ζεύγος $\langle f_1(y, x_1, \ldots, x_m), f_2(y, x_1, \ldots, x_m) \rangle = f(y, x_1, \ldots, x_m)$ και να ορίσουμε αναδρομικά την συνάρτηση f.

Για το σκοπό αυτό θα χρειαστούμε πρωτογενείς αναδρομικές συναρτήσεις $\langle \cdot, \cdot \rangle : \mathbb{N}^2 \to \mathbb{N}$, $\#1(\cdot) : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$, $\#2(\cdot) : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ οι οποίες κωδικοποιούν και αποκωδικοποιούν αντίστοιχα ζεύγη ακεραίων ούτως ώστε: $\forall x, y : \#1(\langle x, y \rangle) = x, \ \#2(\langle x, y \rangle) = y$. Τέτοιες συναρτήσεις υπάρχουν, για παράδειγμα μπορούμε να ορίσουμε: $\langle n, m \rangle = \frac{(n+m)(n+m+1)}{2} + m$ και ....

Μπορούμε λοιπόν να ορίσουμε με σχήμα πρωτογενή αναδρομή την f ώς εξής:

$$
\begin{aligned}
f(0, x_1, \ldots, x_m) &= \langle g_1(x_1, \ldots, x_m), g_2(x_1, \ldots, x_m) \rangle \\
f(y+1, x_1, \ldots, x_m) &= h(f(y, x_1, \ldots, x_m), y, x_1, \ldots, x_m)
\end{aligned}
$$

όπου

$$
h(p, y, x_1, \ldots, x_m) = \langle h_1(\#1(p), \#2(p), y, x_1, \ldots, x_m), h_2(\#1(p), \#2(p), y, x_1, \ldots, x_m) \rangle
$$

Η h είναι πρωτογενώς αναδρομική ως σύνθεση πρωτογενώς αναδρομικών συνεπώς και η f είναι πρωτογενώς αναδρομική. Τώρα λοιπόν ορίζουμε τις f_1, f_2 ως εξής:

$$
\begin{aligned}
f_1(y, x_1, \ldots, x_m) &= \#1(f(y, x_1, \ldots, x_m)) \\
f_2(y, x_1, \ldots, x_m) &= \#2(f(y, x_1, \ldots, x_m))
\end{aligned}
$$

Άσκηση 3

Έστω για κάθε $k \leq l$, $m_{k,l}(y) = \tau(k, \tau(k+1, \ldots \tau(l, y) \ldots))$. Θεωρούμε επίσης και την αντίστοιχη συνάρτηση $m(k, l, y) = m_{k,l}(y)$ για κάθε $k, l, y \in \mathbb{N}$ με $k \leq l$.

Τώρα, θεωρούμε για κάθε $x \in \mathbb{N}$ τις συναρτήσεις

$n_{x+1}(y) = h(h(\dots h(h(g(m(0,x,y)),0,m(1,x,y)),1,m(2,x,y))\dots x-1,m(x,x,y)),x,y)$, και τώρα θεωρούμε $f(0,y) = g(y)$ και $f(x+1,y) = n_{x+1}(y)$. Είναι εύκολο να επαληθεύσουμε ότι η f ικανοποιεί τον αναδρομικό ορισμό της εκφώνησης. Συνεπώς είναι λύση αυτών των εξισώσεων.

Τώρα, για να δείξουμε ότι αν οι g, h, τ είναι Πρωτογενώς αναδρομικές, τότε είναι και η f, θα χρειαστεί να ορίσουμε κάποιες συναρτήσεις. Ορίζουμε

$a(0,k,y) = y$ και $a(c+1,k,y) = \tau(k-c-1, a(c,k,y))$

Η a είναι εξ' ορισμού πρωτογενώς αναδρομική και εύκολα βλέπουμε ότι $a(c+1,k,y) = \tau(k-c-1, \tau(k-c, \dots \tau(k-1,y)\dots))$.

Ορίζουμε επίσης $b(x,k,y) = a(k-x-1,k,y)$.

Τέλος, ορίζουμε

$f'(0,y,k) = g(a(k,k,y))$ και $f'(x+1,y,k) = h(f'(x,y,k),x,b(x,k,y))$. Προφανώς και η f' είναι πρωτογενώς αναδρομική.

Εύκολα τώρα παρατηρούμε ότι $f(x,y) = f'(x,y,x)$, οπότε και η f είναι πρωτογενώς αναδρομική.

Άσκηση 4

Μια γραμματική για την L είναι η παρακάτω:

$$
\begin{aligned}
&(1) S \to TE\\
&(2) T \to 0T0|1T1|ZP\\
&(3) K00 \to 0K0\\
&(4) K01 \to 1K0\\
&(5) K10 \to 0K1\\
&(6) K11 \to 1K1\\
&(7) K0E \to PE0\\
&(8) K1E \to PE1\\
&(9) 0P \to P0\\
&(10) 1P \to P1\\
&(11) ZP0 \to ZK0\\
&(12) ZP1 \to ZK1\\
&(13) ZPE \to \epsilon
\end{aligned}
$$

Λήμμα 1. $L \subseteq L(G)$.

Απόδειξη. Για να παράγει η G το ww για κάποιο $w \in \{0,1\}^*$ αρχικά δημιουργεί μέσω των κανόνων (1)-(2) μια συμβολοσειρά που τερματίζει με το μη-τερματικό σύμβολο E και αποτελείται από μια λέξη w μαζί με την παλινδρομική της $\bar{w}$ οι οποίες διαχωρίζονται με το μη-τερματικό σύμβολο Z. Έπειτα οι κανόνες (3)-(12) αναλαμβάνουν να αναποδογυρίσουν την $\bar{w}$ ώστε να προκύψει η λέξη ww.

Αυτό το επιτυχάνουν χρησιμοποιώντας το σύμβολο K το οποίο αναλαμβάνει να μετακινήσει τον χαρακτήρα που βρίσκεται δεξιά του στο τέλος (αμέσως μετά το E) και το σύμβολο P που αναλαμβάνει να επιστρέψει πίσω στη θέση του Z και έτσι να μετατραπεί σε K και να μετακινήσει και τους υπόλοιπους χαρακτήρες της $\bar{w}$. Όταν η μετακίνηση αυτή τελειώσει τότε το σύμβολο E έχει φτάσει στη μέση της λέξης και έτσι εφαρμόζοντας τον τελευταίο κανόνα παίρνουμε ως αποτέλεσμα την ww. □

Λήμμα 2. $L(G) \subseteq L$.

Απόδειξη. Ξεκινώντας από το S και με εφαρμογή του κανόνα (1) και διαδοχικές εφαρμογές του κανόνα (2) η G θα παράγει συμβολοσειρές της μορφής: $u = wZP\bar{w}E$. Μέχρι εκείνο το σημείο (το τελευταίο βήμα που εφαρμόστηκε ήταν η 3η περίπτωση του κανόνα (2)) καμία άλλη αντικατάσταση από τις (3)-(13) δεν μπορούσε να συμβεί γιατί κανένα από τα σύμβολα K, P, Z δεν είχε εμφανιστεί.

Από αυτό το σημείο και μετά, οι κανόνες (1)-(2) δεν μπορούν να εφαρμοστούν ξανά. Αν $w = \epsilon$, τότε $u = ZPE$ και έτσι η μόνη αντικατάσταση που μπορεί να γίνει είναι η (13) και καταλήγουμε στη λέξη $\epsilon \in L$. Διαφορετικά, αν $|w| \geq 1$, τότε θα εφαρμοστεί ένας από τους κανόνες (11)-(12). Συνεπώς δεν θα εμφανίζεται το P στο u κι έτσι οι μόνοι κανόνες που θα μπορούμε να εφαρμόσουμε είναι οι (3)-(8), δηλαδή το K θα μετακινεί προς τα δεξιά το σύμβολο που βρίσκεται δεξιά του μέχρι να συναντήσει το E όπου και θα εφαρμοστεί ένας από τους κανόνες (7)-(8). Σε αυτό το σημείο εξαφανίζεται το σύμβολο K και έτσι μπορούν να εφαρμοστούν μόνο κανόνες (9)-(13). Όσο το P έχει στα αριστερά του σύμβολο διαφορετικό από το Z θα μπορεί να εφαρμοστεί μόνο ένας από τους κανόνες (9)-(10). Όταν το P βρεθεί δίπλα στο Z, είτε θα εφαρμοστεί ένας από τους κανόνες (11)-(12) και έτσι θα μετακινηθεί κι άλλος χαρακτήρας της $\bar{w}$ δεξιά του E είτε το E θα έχει φτάσει στη μέση της λέξης και ο μόνος κανόνας που μένει να εφαρμοστεί είναι ο (13) οπότε καταλήγουμε στη λέξη $u = ww \in L$.

□

Άσκηση 5

Άσκηση 6

Αν $p_1 < p_2 < ... < p_n < ...$ μία αρίθμηση των πρώτων αριθμών, ο αριθμός Goedel μιας ακολουθίας $x_1, x_2, ..., x_n$ είναι ο $x = p_1^{x_1} p_2^{x_2} \dots p_n^{x_n}$. το μήκος της ακολουθίας είναι το n.

(Θεωρούμε ότι οι λογικές τιμές T και F αντιστοιχούν στους ακεραίους 1 και 0 αντίστοιχα) Ορίζουμε τη συνάρτηση $prime(i, x)$ η οποία επιστρέφει 1 εάν ο x δεν έχει διαιρέτη $\leq i + 1$ και 0 διαφορετικά. Έχουμε $prime(i, x) = prime(i - 1, x) \wedge x \mod (i + 1) \neq 0$ και $prime(0, x) = 1$, άρα η $prime$ είναι πρωτογενώς αναδρομική. Επίσης θεωρούμε τη συνάρτηση $g(i, x) = prime(i) \wedge x \mod i = 0$, η οποία ελέγχει εάν το i είναι πρώτος παράγοντας του x και είναι πρωτογενώς αναδρομική. Τέλος, ορίζουμε $f(0, x) = 0$ και $f(i + 1, x) = g(i + 1, x) + f(i, x)$, η οποία μετράει τους πρώτους παράγοντες ενός αριθμού x και είναι πρωτογενώς αναδρομική. Συνεπώς η συνάρτηση $F(x) = f(x, x)$ είναι πρωτογενώς αναδρομική και επιστρέφει το μέγεθος της ακολουθίας που αντιστοιχεί στον αριθμό Goedel x.

Άσκηση 7

Έστω $time(\langle M \rangle, x, t)$ η χρονικά περιορισμένη εκτέλεση της μηχανής M με είσοδο x σε χρόνο t. Αυτό σημαίνει ότι αν δεν τερματίσει σε χρόνο t, τότε απορρίπτει, διαφορετικά έχει το αποτέλεσμα της $M(x)$.

a) Αρχικά, έχουμε ότι $L_{KENOTHTA} \in \Pi_1^0$, αφού το $\langle M \rangle \in L_{KENOTHTA}$ ισοδύναμα γράφεται ως $\forall x \forall t\, time(\langle M \rangle, x, t) rejects$. Αφού το κατηγόρημα είναι υπολογίσιμο, έχουμε ότι $L_{KENOTHTA} \in \Pi_1^0$. Τώρα, θα δείξουμε ότι το συμπλήρωμα του προβλήματος τερματισμού (το οποίο είναι Π_1^0-πλήρες) ανάγεται στο $L_{KENOTHTA}$. Αυτό θα σημαίνει ότι και το τελευταίο είναι Π_1^0-πλήρες. Έστω μηχανή M και είσοδος x σε αυτήν. Κατασκευάζουμε μηχανή $M^{(x)}$ η οποία παίρνει είσοδο y. Την είσοδο την αγνοεί, και η λειτουργία της είναι πανομοιότυπη με αυτήν της $M(x)$. Τώρα, αν η M τερματίζει με είσοδο x, τότε και η $M^{(x)}(y)$ τερματίζει για όλα τα $y \in \Sigma^*$. Διαφορετικά, δεν τερματίζει για κανένα y. Συνεπώς, η $M(x)$ δεν τερματίζει αν και μόνο αν $L(M^{(x)}) = \emptyset$.

b) Αρχικά, έχουμε ότι $L_{\Pi\Lambda HPOTHTA} \in \Pi_2^0$, αφού το $\langle M \rangle \in L_{\Pi\Lambda HPOTHTA}$ ισοδύναμα γράφεται ως $\forall x \exists t \ time(\langle M \rangle, x, t) \downarrow$. Προφανώς το κατηγόρημα είναι υπολογίσιμο, άρα αποδείχθηκε. Τώρα, θα δείξουμε ότι οποιαδήποτε γλώσσα που περιγράφεται ως $\forall x \exists y \ \Phi(\mu, x, y)$ για κάποιο υπολογίσιμο κατηγόρημα Φ ανάγεται απεικονιστικά στο $L_{\Pi\Lambda HPOTHTA}$. Έστω μηχανή Turing M η οποία παίρνει είσοδο x και για όλα τα y ελέγχει αν $\Phi(x, y)$. Αν βρει κάποιο τέτοιο y, τότε τερματίζει και επιστρέφει κάποια τιμή. Διαφορετικά, δεν τερματίζει. Έχουμε ότι $\forall x \exists y \ Phi(x, y)$ αν και μόνο αν η ϕ_M είναι πλήρης.

c) Αρχικά, έχουμε ότι $L_{\Sigma YN\Pi E\Pi EPA\Sigma MENOTHTA} \in \Sigma_3^0$, αφού το $\langle M \rangle \in L_{\Sigma YN\Pi E\Pi EPA\Sigma MENOTHTA}$ ισοδύναμα γράφεται ως $\exists n \exists (x_1, x_2, ..., x_n) \forall y \exists t (y \notin \{x_1, ..., x_n\} \rightarrow time(\langle M \rangle, y, t) \ accepts)$.

Για να δείξουμε τώρα ότι είναι πλήρες ως προς αυτήν την κλάση θα δείξουμε ότι κάθε γλώσσα $L \in \Sigma_3^0$ ανάγεται απεικονιστικά στην $L_{\Sigma YN\Pi E\Pi EPA\Sigma MENOTHTA}$. Κατασκευάζουμε για δοθέν κατηγόρημα $\phi(x, y, z)$ τη μηχανή Turing M, η οποία παίρνει ως είσοδο ένα y και ελέγχει παράλληλα για όλα τα x αν $\forall y' \leq y \exists z \phi(x, y', z)$. Αν κάποια στιγμή βρει κάποιο τέτοιο x, αποδέχεται. Διαφορετικά τρέχει για πάντα.

Αν $\exists x \forall y \exists z \ \phi(x, y, z)$, τότε η $M(y)$ αποδέχεται για όλα τα y. Συνεπώς $\overline{L(M)} = \emptyset$.

*********LATHOS************

Άσκηση 8

*** WRONG ***

- M = “
  1. Υπολόγισε την $y = \langle M \rangle$.
  2. Γράψε ‘1’ στην ταινία και μετά σβήστο.
  3. Βρές στην περιγραφή y το σημείο στο οποίο η M γράφει ένα χαρακτήρα στην ταινία της και αντικατέστησέ τον με το συμπλήρωμά του (1 αντί για 0 ή 0 αντί για 1). Έτσι προκύπτει η περιγραφή y'.
  4. Τύπωσε y'.”
- N = “
  1. Υπολόγισε την $y = \langle N \rangle$.
  2. Γράψε ‘0’ στην ταινία και μετά σβήστο.
  3. Βρές στην περιγραφή y το σημείο στο οποίο η N γράφει ένα χαρακτήρα στην ταινία της και αντικατέστησέ τον με το συμπλήρωμά του (1 αντί για 0 ή 0 αντί για 1). Έτσι προκύπτει η περιγραφή y'.
  4. Τύπωσε y'.”

Οι δύο παραπάνω μηχανές διαφέρουν επειδή στο βήμα 2 συμπεριφέρονται διαφορετικά και έτσι έχουν διαφορετική περιγραφή. Το βήμα 2 είναι το μόνο σημείο στο οποίο διαφέρουν οι περιγραφές τους επομένως η διαδικασία που εκετελεί κάθε μηχανή στο βήμα 3 καταφέρνει να αλλάξει την περιγραφή της M στην περιγραφή της N και αντίστροφα. Τέλος, αυτό συμβαίνει για κάθε είσοδο που θα δώσουμε στις δύο παραπάνω μηχανές. Συνεπώς $\forall x \in \Sigma^* : \phi_M(x) = \langle N \rangle, \phi_N(x) = \langle M \rangle$.

Άσκηση 9

Άσκηση 10

Έστω $K = \{\langle M \rangle \mid M(\langle M \rangle) \downarrow\}$ και ότι υπάρχει ιδιότητα $P \subseteq ER$ έτσι ώστε $L_P = K$. Έστω μηχανή Turing με είσοδο x η οποία πρώτα υπολογίζει την κωδικοποίησή της και αν $x = \langle M \rangle$ η M τρέχει για πάντα, ενώ διαφορετικά τερματίζει. Προφανώς $\langle M \rangle \notin K$. Θεωρούμε τώρα μηχανή M' ισοδύναμη με την M, αλλά με διαφορετική κωδικοποίηση, οπότε έχουμε $L(M') = L(M)$ και $\langle M' \rangle \in K$. Άρα $L(M) = L(M') \in P$ και $\langle M \rangle \in K$. Αυτό είναι άτοπο αφού $\langle M \rangle \notin K$. Άρα το ζητούμενο αποδείχθηκε.

Άσκηση 11

Γνωρίζουμε ότι οι γραμματικές τύπου 0 είναι αυτές που αναγνωρίζονται απο μηχανές Turing σε πεπερασμένο χρόνο. Συνεπώς δοθείσας μιας γραμματικής G υπάρχει μηχανή Turing M η οποία γράφει στην ταινία της διαδοχικά όλα τα στοιχεία της $L(G)$. Θα δείξουμε ότι η λειτουργία αυτής της μηχανής Turing μπορεί να προσομοιωθεί από μία γραμματική με τους κανόνες της εκφώνησης. Μπορούμε επίσης να θεωρήσουμε ότι η M κάθε φορά που βρίσκει μια λέξη τυπώνει τον ειδικό χαρακτήρα $\#$ που δεν εμφανίζεται πουθενά αλλού στη μηχανή, τον οποίον στη συνέχεια αφαιρεί για να συνεχίσει με τις υπόλοιπες λέξεις. Επίσης εισάγουμε έναν επιπλέον ειδικό χαρακτήρα $*$. Θεωρούμε για κάθε σύμβολο του αλφαβήτου της μηχανής ένα αντίστοιχο μη τερματικό σύμβολο. Επιπλέον, θεωρούμε μια οικογένεια συμβόλων που αντιστοιχούν στην κεφαλή. Αυτά είναι τα $\triangleright_q$, $\triangleright_{q_1,q_2,a}$, $\triangleright^L_{q_1,q_2,a}$, $\triangleright^R_{q_1,q_2,a}$, $\triangleright^L_{q_1}$, όπου q, q_1, q_2 καταστάσεις της μηχανής Turing και a μη τερματικό σύμβολο που αντιστοιχεί σε σύμβολο του αλφαβήτου της μηχανής.

Οι κανόνες που βάζουμε στη γραμματική είναι οι εξής:

- $\triangleright_{q_1,q_2,b} a \to \triangleright_{q_1,q_2,b} * b$
- $\triangleright_{q_1,q_2,b} * \to \triangleright_{q_2} *$
- $\triangleright_{q_1} * \to \triangleright_{q_1}$
- $\triangleright^R_{q_1,q_2,a} a \to \triangleright^R_{q_1,q_2,a} *$
- $\triangleright^R_{q_1,q_2,a} * \to a \triangleright_{q_2} *$
- $b \triangleright^L_{q_1,q_2,b} \to * \triangleright^L_{q_1,q_2,b}$
- $* \triangleright^L_{q_1,q_2,b} \to * \triangleright^L_{q_2} b$
- $* \triangleright^L_{q_1} \to \triangleright_{q_1}$

Επίσης για κάθε μετάβαση $\delta(q_1, a) = (q_2, b)$ βάζουμε τον κανόνα $\triangleright_{q_1} a \to \triangleright_{q_1,q_2,b} a$, για κάθε μετάβαση $\delta(q_1, a) = (q_2, R)$ βάζουμε τον κανόνα $\triangleright_{q_1} a \to \triangleright^R_{q_1,q_2,a} a$ και για κάθε μετάβαση $\delta(q_1, a) = (q_2, L)$ βάζουμε τον κανόνα $b \triangleright_{q_1} a \to b \triangleright^L_{q_1,q_2,b} a$.

Με αυτόν τον τρόπο προσομοιώνουμε το περιεχόμενο της ταινίας της μηχανής Turing. Για να μπορούμε να παράγουμε μία λέξη, βάζουμε τους επιπλέον κανόνες $\# \to \epsilon$ και $\triangleright_q \# \to \#$.

Εύκολα βλέπουμε ότι οι λέξεις που παράγει η γραμματική είναι ακριβώς αυτές που υπάρχουν στη μνήμη της μηχανής Turing κάθε φορά που υπάρχει και ο χαρακτήρας $\#$, δηλαδή ακριβώς αυτές που ανήκουν στην αρχική γραμματική. Αυτό σημαίνει ότι οι δύο γραμματικές είναι ισοδύναμες και το ζητούμενο έχει αποδειχθεί.

Άσκηση 12

Άσκηση 13

Έστω ότι η K ήταν υπολογίσιμη και T η μηχανή που την υπολογίζει.
Δημιουργούμε την εξής μηχανή:

- C = "

  1. Αγνόησε την είσοδό σου.
  2. Υπολόγισε την $\langle C \rangle$.
  3. Προσομοίωσε παράλληλα (με dovetailing) κάθε μηχανή για κάθε input.
     Όταν μια μηχανή M με input w τερματίσει και έχει γράψει x στην ταινία της:
     (α′) Προσομοίωσε την T με είσοδο x ώστε να υπολογίσεις το $y \leftarrow K(x)$.
     (β′) Αν $y > |\langle C, \epsilon \rangle|$ τότε γράψε x στην ταινία και τερμάτισε.
     (γ′) Διαφορετικά συνέχισε τις προσομοιώσεις του βήματος 3."

Το βήμα 2 μπορεί να γίνει λόγω του θεωρήματος αναδρομής.

Η K δεν είναι φραγμένη γιατί αν υπήρχε B τέτοιο ώστε $K(x) < B$ για κάθε x, τότε ένα πεπερασμένο πλήθος μηχανών/εισόδων, θα μπορούσαν να παράγουν ένα άπειρο πλήθος από εξόδους το οποίο είναι άτοπο.

Συνεπώς θα πρέπει να υπάρχει x τέτοιο ώστε $K(x) > |\langle C, \epsilon \rangle|$ και συνεπώς η C θα την βρεί αυτή τη μηχανή και θα γράψει στην έξοδο y. Άρα το ζεύγος $\langle C, \epsilon \rangle$ αποτελείται από μια μηχανή που όταν εκτελεστεί χωρίς είσοδο τυπώνει στην έξοδο x αλλά έχει μήκος μικρότερο από $y = K(x)$. Άτοπο.

Άσκηση 14

Έστω ότι έχουμε ένα μαντείο για τη γλώσσα $L_{ΑΠΟΔΟΧΗ}$. Θα δείξουμε ότι η συνάρτηση K της προηγούμενης άσκησης είναι υπολογίσιμη. Έστω μηχανή Turing M' η οποία περνάει όλες τις συμβολοσειρές σε αύξουσα σειρά μεγέθους και για κάθε μία από αυτές, ελέγχει αν είναι της μορφής $\langle M, w \rangle$ και αν είναι καλεί το μαντείο για να μάθει εάν η $M(w)$ τερματίζει. Αν τερματίζει, τότε την προσομοιώνει και ελέγχει αν τερμάτισε γράφοντας x στην ταινία της. Σε αυτή την περίπτωση, η M' τερματίζει επιστρέφοντας το μήκος της λέξης $\langle M, w \rangle$, αφού γνωρίζουμε ότι έχει το μικρότερο μήκος ανάμεσα στις λέξεις που μας ενδιαφέρουν. Σε όλες τις άλλες περιπτώσεις η M' δεν τερματίζει. Συνεπώς, αν $K(x) \downarrow$, τότε η M' σε πεπερασμένο χρόνο επιστρέφει το $|d(x)|$, συνεπώς η $K(x)$ με μαντείο τη γλώσσα της αποδοχής είναι υπολογίσιμη.

Άσκηση 15

Έστω ότι υπήρχε άπειρο $L \subseteq L_{\text{ΒΡΑΧΥΤΑΤΕΣ}}$ με $L \in \text{ER}$ και έστω E ένας απαριθμητής L.
Θεωρούμε την μηχανή:

- C ="Για είσοδο x:

  1. Υπολόγισε την $\langle C \rangle$.
  2. Προσομοίωσε τον απαριθμητή E μέχρι να δώσει στην έξοδο μια μηχανή T με $|\langle T \rangle| > |\langle C \rangle|$.

3. Προσομοίωσε την T για είσοδο x."

Το θεώρημα αναδρομής μας λέει ότι το βήμα 1 μπορεί να γίνει. Το L είναι άπειρο επομένως θα πρέπει το $|\langle M\rangle|$ για τα $M \in L$ να μην είναι φραγμένο. Διαφορετικά, αν ήταν φραγμένο από ένα B, το L θα μπορούσε να περιέχει το πολύ όσες μηχανές έχουν περιγραφή μικρότερη ή ίση του B, άρα πεπερασμένο πλήθος στοιχείο.

Συνεπώς θα πρέπει να υπάρχει T με $|\langle T\rangle| > |\langle C\rangle|$ κι έτσι η μηχανή C θα βρεί την T και θα έχει την ίδια συμπεριφορά με αυτή. Επιπλέον, η C έχει μικρότερη περίγραφη από την T άρα $T \notin L_{\text{ΒΡΑΧΥΤΑΤΕΣ}} \Rightarrow T \notin L$ το οποίο είναι άτοπο.

Άσκηση 16

a) $P \notin ER$, γιατί δεν υπάρχει πεπερασμένο υποσύνολο της Σ^* στην P.

b) $P \notin ER$, γιατί $\Sigma^* \supseteq \emptyset$ και $\Sigma^* \notin P$.

c) $P = \{L \mid L \notin REC\} \notin ER$, γιατί το Σ^* είναι υπερσύνολο αυτών των γλωσσών και δεν ανήκει στο P.

d) $P \in ER$: Έστω μηχανή Turing M' που λαμβάνει ως είσοδο μια μηχανή Turing M και την εξομοιώνει με είσοδο 2016. Αν αυτή αποδεχθεί, δηλαδή $2016 \in L(M)$, τότε η M' αποδέχεται. Διαφορετικά τρέχει για πάντα.

e) $P = \{L \mid L \in REC\} \notin ER$, γιατί οι αναδρομικά απαριθμήσιμες αλλά όχι αναδρομικές γλώσσες είναι υπερσύνολα του $\emptyset \in P$, αλλά δεν ανήκουν στο P.

f) $P \in ER$: Η P περιέχει όλες τις γλώσσες που περιέχουν τουλάχιστον μία κωδικοποίηση μηχανής Turing μαζί με την είσοδό της που αποδέχεται. Έστω μηχανή Turing $'$ που λαμβάνει ως είσοδο μια μηχανή Turing M και τρέχει παράλληλα την M με όλες τις δυνατές είσοδους της μορφής $\langle M^*, x\rangle$, αλλά τρέχει και το $M^*(x)$. Αν βρει ζευγάρι έτσι ώστε να αποδέχεται και το $M(\langle M^*, x\rangle)$, αλλά και το $M^*(x)$, τότε η M' αποδέχεται. Διαφορετικά τρέχει για πάντα. Αν $L(M) \in P$, υπάρχει τουλάχιστον ένα $\langle M^*, x\rangle$ το οποίο ανήκει στην τομή της $L(M)$ με της γλώσσα της αποδοχής. Συνεπώς σε πεπερασμένο χρόνο θα βρεθεί από την M' και αυτή θα αποδεχθεί.