Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών

Υπολογισιμότητα
Ομάδα Ασκήσεων No. 2

Ομάδα
Αξιώτης Κυριάκος
Αρσένης Γεράσιμος

10 Ιανουαρίου 2016

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 $y, x_1, \dots, x_m$ σε ένα ζεύγος $\langle f_1(y, x_1, \dots, x_m), f_2(y, x_1, \dots, x_m)\rangle = f(y, x_1, \dots, x_m)$ και να ορίσουμε αναδρομικά την συνάρτηση f.

Για το σκοπό αυτό θα χρειαστούμε πρωτογενώς 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: $\langle n, m\rangle = \frac{(n+m)(n+m+1)}{2} + m$.

Μπορούμε λοιπόν να ορίσουμε με σχήμα πρωτογενούς αναδρομής την f ώς εξής:

$$f(0, x_1, \dots, x_m) = \langle g_1(x_1, \dots, x_m), g_2(x_1, \dots, x_m)\rangle$$
$$f(y+1, x_1, \dots, x_m) = h(f(y, x_1, \dots, x_m), y, x_1, \dots, x_m)$$

όπου

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

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:

$$f_1(y, x_1, \dots, x_m) = \#1(f(y, x_1, \dots, x_m))$$
$$f_2(y, x_1, \dots, x_m) = \#2(f(y, x_1, \dots, x_m))$$

Άσκηση 3

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

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 επιτυχνάνουν 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 επιστρέφει 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

Ένα παράδειγμα πλήρους Ελάχιστα Αναδρομικής Συνάρτησης η οποία να μην είναι Πρωτογενώς Αναδρομική είναι η συνάρτηση Ackermann η οποία ορίζεται ως εξής:

$$\begin{aligned} A(0,n) &= n+1 \\ A(m,0) &= A(m-1,1) \\ A(m,n) &= A(m-1, A(m,n-1)) \end{aligned}$$

Παρατηρούμε ότι κατά τον υπολογισμό της $A(m,n)$ θα χρειαστεί να υπολογίσουμε τιμές της A για ορίσματα όπου τουλάχιστον το ένα από τα δύο θα μειωθεί. Δηλαδή η ποσότητα $\min(m,n)$ μειώνεται γνήσια κατα τον υπολογισμό της $A(m,n)$ και έτσι η αναδρομή θα σταματήσει μετά από πεπερασμένο αριθμό βημάτων. Η συνάρτηση λοιπόν είναι καλώς ορισμένη και είναι φανερό από τα παραπάνω ότι μπορεί να υπολογισθεί αλγοριθμικά συνεπώς θα πρέπει να είναι Ελάχιστα Αναδρομική.

Θα δείξουμε τώρα ότι η A δεν γίνεται να είναι Πρωτογενώς Αναδρομική δείχνοντας ότι αυξάνεται με μεγαλύτερο ρυθμό από κάθε Πρωτογενώς Αναδρομική συνάρτηση. Στην απόδειξη θα υποθέσουμε κάποιες ιδιότητες της A τις οποίες δεν θα αποδείξουμε για συντομία όπως για παράδειγμα ότι η A είναι γνησίως αύξουσα ως προς το κάθε όρισμα ξεχωριστά όταν το άλλο όρισμα μένει σταθερό. Όλες οι ιδιότητες που θα χρησιμοποιήσουμε αποδεικνύονται με διπλή επαγωγή.

Θεώρημα 3. *Για κάθε Πρωτογενώς Αναδρομική Συνάρτηση $f : \mathbb{N}^n \to \mathbb{N}$, υπάρχει $m \in \mathbb{N}$ τέτοιο ώστε για κάθε $\vec{x} = (x_1, \ldots, x_n) \in \mathbb{N}^n$:*

$$f(\vec{x}) < A(m, \max(x_1, \ldots, x_n))$$

Απόδειξη. Θα το δείξουμε με επαγωγή στο σύνολο των Πρωτογενώς Αναδρομικών Συναρτήσεων:

- $f(x) = S(x) = x + 1$ (συνάρτηση επόμενου)

  Επιλέγουμε $m = 1$ και έχουμε $x + 1 = f(x) < A(1, x) = x + 2$.

- $f(\vec{x}) = C_q^n(\vec{x}) = q$ (σταθερή συνάρτηση)

  Επειδή η A είναι γν. αύξουσα ως προς m για σταθερό n έχουμε ότι υπάρχει m τέτοιο ώστε $A(m, \max(x_1, \ldots, x_n)) > q$ για κάθε σταθερά q.

- $f(\vec{x}) = P_i^n(\vec{x}) = x_i$ (συνάρτηση προβολής)

  Για $m = 1$ έχουμε $f(\vec{x}) = x_i < \max(x_1, \ldots, x_n) < \max(x_1, \ldots x_n) + 2 = A(1, \max(x_1, \ldots, x_n))$.

- $f(\vec{x}) = g(h_1(\vec{x}), \ldots, h_m(\vec{x}))$ (σύνθεση πρωτογενώς αναδρομικών συναρτήσεων)

  Από την Επαγωγική Υπόθεση έχουμε ότι υπάρχουν m_i για $i = 1, 2, \ldots, m$ τέτοια ώστε για κάθε $\vec{x} : h_i(\vec{x}) < A(m_i, \max(x_1, \ldots, x_n))$. Επίσης υπάρχει m_g τέτοιο ώστε για κάθε $\vec{y} \in \mathbb{N}^m : g(\vec{y}) < A(m_g, \max(y_1, \ldots, y_m))$.

  Με βάση λοιπόν την επαγωγική υπόθεση και το γεγονός ότι η A είναι γν. αύξουσα ως προς κάθε όρισμα ξεχωριστά έχουμε:

$$\begin{aligned}
f(\vec{x}) &= g(h_1(\vec{x}), \ldots, h_m(\vec{x})) \\
&< A(m_g, \max(h_1(\vec{x}), \ldots, h_m(\vec{x}))) \\
&= A(m_g, h_j(\vec{x})) \\
&< A(m_g, A(m_j, \max(x_1, \ldots, x_n))) \\
&< A(m' - 1, A(m', \max(x_1, \ldots, x_n))) \\
&= A(m', \max(x_1, \ldots, x_n) + 1) \\
&< A(m' + 1, \max(x_1, \ldots, x_n))
\end{aligned}$$

  όπου $j = \operatorname{argmax}_i\{h_i(\vec{x})\}, m' = \max(m_g, m_j) + 1$.

- (πρωτογενής αναδρομή)

$$\begin{cases} f(\vec{x}, 0) = g(\vec{x}) \\ f(\vec{x}, y + 1) = h(\vec{x}, y, f(\vec{x}, y)) \end{cases}$$

  Από την Επαγωγική Υπόθεση έχουμε ότι υπάρχει m_g τέτοιο ώστε $g(\vec{x}) < A(m_g, \max(x_1, \ldots, x_n))$ και υπάρχει m_h τέτοιο ώστε $h(\vec{z}) < A(m_h, \max(z_1, \ldots, z_m))$.

  Αρχικά θα δείξουμε με επαγωγή στο y ότι για $m = \max(m_h, m_g) + 1$ έχουμε $f(\vec{x}, y) < A(m, \max(\vec{x}) + y)$.

  Για $y = 0 : f(\vec{x}, 0) = g(\vec{x}) < A(m_g, \max(x_1, \ldots, x_n)) < A(m, \max(\vec{x}) + 0)$.

Για $y+1$:

$$\begin{aligned} f(\vec{x}, y+1) &= h(\vec{x}, y, f(\vec{x}, y)) \\ &< A(m_h, \max(\vec{x}, y, f(\vec{x}, y))) \\ &< A(m_h, \max(\vec{x}, y, A(m, \max(\vec{x}) + y))) \\ &= A(m_h, A(m, \max(\vec{x}) + y)) \\ &\leq A(m-1, A(m, \max(\vec{x}) + y)) \\ &= A(m, \max(\vec{x}) + (y+1))) \end{aligned}$$

Όπου στο 3ο βήμα χρησιμοποιούμε την Επαγωγική Υπόθεση της επαγωγής ως προς y, στο 4ο βήμα το γεγονός ότι $A(m,n) > n$ για κάθε m και στο 5ο βήμα την μονοτονία της A ως προς το πρώτο όρισμα.

Με βάση το παραπάνω έχουμε:

$$f(\vec{x}, y) < A(m, \max(\vec{x}) + y) < A(m, 2 \cdot \max(\vec{x}, y)) < A(m+1, \max(\vec{x}, y))$$

□

Πόρισμα 4. *Η A δεν είναι Πρωτογενώς Αναδρομική.*

Απόδειξη. Έστω πρωτογενώς αναδρομική συνάρτηση f τέτοια ώστε $f(m,n) = A(m,n)$ για κάθε $m, n \in \mathbb{N}$.

Από το Θεώρημα 3 έχουμε ότι υπάρχει m_0 τέτοιο ώστε για κάθε $m, n \in \mathbb{N} : f(m,n) < A(m_0, \max(m,n))$. Επιλέγουμε $m = m_0, n = m_0 + 1$ και η προηγούμενη σχέση γίνεται:

$$\begin{aligned} &f(m_0, m_0+1) < A(m_0, \max(m_0, m_0+1)) \\ &A(m_0, m_0+1) < A(m_0, m_0+1) \end{aligned}$$

Άτοπο. □

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 $x = p_1^{x_1} p_2^{x_2} \ldots p_n^{x_n}$. 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 $L_{\Pi\Lambda H P O T H T A} \in \Pi_2^0$, αφού το $\langle M\rangle \in L_{\Pi\Lambda H P O T H T A}$ 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 $L_{\Pi\Lambda H P O T H T A}$. 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 $L_{\Sigma Y N \Pi E \Pi E P A \Sigma M E N O T H T A} \in \Sigma_3^0$, αφού το $\langle M\rangle \in L_{\Sigma Y N \Pi E \Pi E P A \Sigma M E N O T H T A}$ ισοδύναμα γράφεται ως $\exists x \forall y \exists t (y \geq x \to time(\langle M\rangle, y, t)\ accepts)$.

Θα βρούμε ένα πρόβλημα που είναι Σ_3^0-πλήρες και θα το ανάγουμε απεικονιστικά στη γλώσσα μας. Θα δείξουμε ότι αν A μία Σ_n^0-πλήρης γλώσσα και $FINITE$ η γλώσσα που περιέχει τις μηχανές Turing M με πεπερασμένο $L(M)$, τότε η γλώσσα $FINITE^A$ είναι Σ_{n+2}^0-πλήρης. Έστω οποιαδήποτε γλώσσα $L = \{\mu \mid \exists x_1 \forall x_2 \dots Q x_{n+2}\ \phi(\mu, x_1, ..., x_{n+2})\} \in \Sigma_{n+2}^0$.

Τώρα, $L' = \{(\mu, x_1, x_2) \mid \exists x_3 \dots Q x_{n+2}\ \phi(\mu, x_1, ..., x_{n+2})\} \in \Sigma_n^0$, οπότε εξ' ορισμού $L' \leq_m A$. Συνεπώς $L = \{\mu \mid \exists x_1 \forall x_2\ \phi^A(\mu, x_1, x_2)\}$. Θεωρούμε τη μηχανή Turing M_μ με μαντείο A η οποία παίρνει είσοδο x_1 και για όλα τα $x_1' \leq x_1$ ελέγχει αν υπάρχει x_2 έτσι ώστε $\neg\phi^A(\mu, x_1, x_2)$. Αν βρει για όλα τα x', τότε αποδέχεται. Διαφορετικά τρέχει για πάντα.

Τώρα, έχουμε $\mu \in L \Rightarrow \neg(\forall x_1 \exists x_2 \neg\phi^A(\mu, x_1, x_2)) \Rightarrow M_\mu \in FINITE^A$ και $\mu \notin L \Rightarrow \forall x_1 \exists x_2 \neg\phi^A(\mu, x_1, x_2) \Rightarrow M_\mu \notin FINITE^A$. Άρα δείξαμε ότι η $L \leq_m FINITE^A$ και συνεπώς η $FINITE^A$ είναι Σ_{n+2}^0-δύσκολη.

Συγκεκριμένα, για $A = HALT$ έχουμε ότι η $FINITE^{HALT}$ είναι Σ_3^0-δύσκολη. Τώρα, έστω μηχανή Turing M με μαντείο το $HALT$. Θεωρούμε τη μηχανή Turing K η οποία έχει μαντείο το $HALT$ και, παίρνοντας είσοδο y, δοκιμάζει παράλληλα όλα τα $y' \geq y$, έως ότου βρει ένα για το οποίο η $M^{HALT}(y')$ αποδέχεται. Σε αυτήν την περίπτωση, για κάθε ερώτηση που έγινε στο μαντείο και η απάντηση ήταν ΝΑΙ, η K κάνει την αντίστοιχη εξομοίωση και τέλος αποδέχεται. Σε όλες τις άλλες περιπτώσεις τρέχει για πάντα. Αν $M \in FINITE^{HALT}$ έχουμε ότι η γλώσσα του K^{HP} είναι πεπερασμένη, ενώ αν $M \notin FINITE^{HALT}$ είναι άπειρη (Σ^*). Συνεπώς μπορούμε να θεωρήσουμε ότι οι μηχανές μας είναι της ίδιας μορφής με την K. Θεωρούμε τώρα μία άλλη μηχανή N η οποία παίρνει ως είσοδο μία συμβολοσειρά x και η N ελέγχει εάν η x είναι έγκυρη ακολουθία των καταστάσεων μνήμης της K^{HP}. Επιπλέον, για κάθε ΟΧΙ απάντηση του μαντείου, γίνεται εξομοίωση της αντίστοιχης μηχανής Turing. Αν το πιστοποιητικό βρεθεί μη έγκυρο, τότε η N αποδέχεται. Διαφορετικά τρέχει για πάντα. Προφανώς η N τερματίζει αν και μόνο αν το x δεν είναι έγκυρο.

Αυτό σημαίνει ότι αν $L(K^{HP})$ πεπερασμένο, τότε υπάρχουν πεπερασμένες το πολύ έγκυρες ακολουθίες καταστάσεων μνήμης για την K^{HP} και συνεπώς το $\overline{L(N)}$ είναι πεπερασμένο. Αν τώρα το $L(K^{HP})$ είναι άπειρο, υπάρχουν άπειρες ακολουθίες και άρα το $\overline{L(N)}$ είναι άπειρο.

Συνεπώς έχουμε ότι $FINITE^{HALT} \leq_m L_{ΣΥΝΠΕΠΕΡΑΣΜΕΝΟΤΗΤΑ}$ και αφού το $FINITE^{HALT}$ είναι Σ_3^0-δύσκολο, το ζητούμενο έχει αποδειχθεί.

Άσκηση 8

Θα δείξουμε μία γενίκευση του Θεωρήματος Αναδρομής (Θεώρημα 6.3 του Sipser) το οποίο θα μας χρειαστεί και στην άσκηση 12.

Θεώρημα 5. *Έστω T_1, T_2 μηχανές Turing που υπολογίζουν συναρτήσεις $t_1, t_2 : \Sigma^* \times \Sigma^* \to \Sigma^*$ αντίστοιχα. Τότε υπάρχουν μηχανές R_1, R_2 που υπολογίζουν τις συναρτήσεις $r_1, r_2 : \Sigma^* \to \Sigma^*$ αντίστοιχα για τις οποίες:*

$$\forall w \in \Sigma^* \ : \ r_1(w) = t_1(\langle R_1, R_2 \rangle, w) \text{ και } r_2(w) = t_2(\langle R_2, R_1 \rangle, w)$$

Το παραπάνω θεώρημα μας επιτρέπει να δημιουργήσουμε δύο μηχανές που η μία θα μπορεί να έχει πρόσβαση στον κώδικα της άλλης και αντίστροφα (καθώς επίσης και η κάθε μηχανή θα έχει πρόσβαση και στον δικό της κώδικα).

Απόδειξη. Η μηχανή R_i για $i = \{1, 2\}$ θα αποτελείται από 3 μέρη τα οποία θα εκτελούνται σειριακά. Τα μέρη αυτά είναι το A_i, B, T_i.

Για το πρώτο μέρος: Το A_1 θα τυπώνει στην ταινία $\langle B, T_1, T_2 \rangle$ (διατηρώντας την είσοδο w που υπάρχει ήδη στην ταινία) και το A_2 θα τυπώνει $\langle B, T_2, T_1 \rangle$.

Το B θα εκτελεί το εξής: Θα διαβάζει τα περιεχόμενα $\langle w, X, Y, Z \rangle$ της ταινίας και θα δημιουργεί την περιγραφή $\langle K_1 \rangle = q(\langle X, Y, Z \rangle)$ μιας μηχανής Turing δηλαδή που τυπώνει τη συμβολοσειρά $\langle X, Y, Z \rangle$ καθώς και την περιγραφή $\langle K_2 \rangle = q(\langle X, Z, Y \rangle)$. Έπειτα θα καθαρίζει την ταινία, θα γράφει $\langle K_1 XY, K_2 XZ, w \rangle$ και θα δίνει τον έλεγχο στο επόμενο μέρος.

Ας εκτελέσουμε την R_1 με είσοδο w: Αρχικά θα τρέξει το μέρος A_1 που θα τυπώσει στην ταινία τη συμβολοσειρά $\langle B, T_1, T_2 \rangle$. Έπειτα, το μέρος B θα διαβάσει από την ταινία $\langle w, B, T_1, T_2 \rangle$ και θα υπολογίσει $\langle K_1 \rangle = q(\langle B, T_1, T_2 \rangle) = A_1$ και $\langle K_2 \rangle = q(\langle B, T_2, T_1 \rangle) = A_2$. Τέλος θα τυπώσει στην ταινία τη συμβολοσειρά $\langle A_1 B T_1, A_2 B T_2, w \rangle = \langle R_1, R_2, w \rangle$ και θα δώσει τον έλεγχο στην T_1 η οποία θα υπολογίσει τη συνάρτηση $t_1(\langle R_1, R_2 \rangle, w)$.

Αντίστοιχα η R_2 με είσοδο w: Αρχικά θα τρέξει το μέρος A_2 που θα τυπώσει στην ταινία τη συμβολοσειρά $\langle B, T_2, T_1 \rangle$. Έπειτα, το μέρος B θα διαβάσει από την ταινία $\langle w, B, T_2, T_1 \rangle$ και θα υπολογίσει $\langle K_1 \rangle = q(\langle B, T_2, T_1 \rangle) = A_2$ και $\langle K_2 \rangle = q(\langle B, T_1, T_2 \rangle) = A_1$. Τέλος θα τυπώσει στην ταινία τη συμβολοσειρά $\langle A_2 B T_2, A_1 B T_1, w \rangle = \langle R_2, R_1, w \rangle$ και θα δώσει τον έλεγχο στην T_2 η οποία θα υπολογίσει τη συνάρτηση $t_2(\langle R_2, R_1 \rangle, w)$. $\square$

Μπορούμε τώρα να δημιουργήσουμε τις εξής μηχανές:

- $T_1 =$ "Για είσοδο $\langle R_1, R_2, x \rangle$:
  1. Τύπωσε '1' στην ταινία και σβήσε το.
  2. Τύπωσε $\langle R_2 \rangle$.
- $T_2 =$ "Για είσοδο $\langle R_1, R_2, x \rangle$:
  1. Τύπωσε '0' στην ταινία και σβήσε το.
  2. Τύπωσε $\langle R_2 \rangle$.

Με χρήση του Θεωρήματος 5 μπορούμε να δημιουργήσουμε μηχανές R_1, R_2 οι οποίες έχουν διαφορετική περιγραφή (αφού και οι T_1, T_2 είχαν διαφορετική περιγραφή γιατί διαφέρουν στο βήμα 1) και επίσης $r_1(x) = t_1(\langle R_1, R_2 \rangle, x) = \langle R_2 \rangle$ και $r_2(x) = t_2(\langle R_2, R_1 \rangle, x) = \langle R_1 \rangle$. Δηλαδή οι R_1, R_2 αγοούν την είσοδό τους και τυπώνουν η μία των κώδικα της άλλης.

Άσκηση 9

Θεωρούμε τις εξής γλώσσες:

$$A = \{\langle M \rangle \mid M(\langle M \rangle) \downarrow \text{ και Απορρίπτει}\}$$
$$B = \{\langle M \rangle \mid M(\langle M \rangle) \downarrow \text{ και Αποδέχεται}\}$$

Οι παραπάνω γλώσσες είναι αναδρομικά απαριθμήσιμες: Για είσοδο $\langle M \rangle$ προσομοιώνουμε την M με είσοδο την περιγραφή της. Αν $\langle M \rangle \in A$ τότε μετά από πεπερασμένο αριθμό βημάτων η προσομοίωση θα τερματίσει με την M να απορρίπτει. Αντίστοιχα για το σύνολο B.

Επίσης $A \cap B = \emptyset$ αφού μια μηχανή που τερματίζει για δεδομένη είσοδο δεν μπορεί ταυτόχρονα να αποδέχεται και να απορρίπτει.

Έστω ότι υπήρχε γλώσσα $R \in \text{REC}$ που να διαχωρίζει τις A, B. Επειδή $R \in \text{REC}$ έχουμε $R(\langle R \rangle) \downarrow$.

Αν $R(\langle R \rangle) = \text{Αποδοχή}$ τότε αυτό σημαίνει ότι $\langle R \rangle \notin B$ και συνεπώς είτε $R(\langle R \rangle) \uparrow$ είτε τερματίζει και απορρίπτει. Αυτό είναι άτοπο αφού η R με είσοδο την περιγραφή της υποθέσαμε ότι τερματίζει και αποδέχεται.

Αντίστοιχα, αν $R(\langle R \rangle) = \text{Απόρριψη}$ τότε $\langle R \rangle \notin A$, δηλαδή είτε $R(\langle R \rangle) \uparrow$ είτε τερματίζει και αποδέχεται. Άτοπο.

Συνεπώς δεν μπορεί να υπάρχει τέτοια γλώσσα R και οι A, B δεν είναι αναδρομικά διαχωρίσιμες.

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:

- $\triangleright_{q_1,q_2,b} a \rightarrow \triangleright_{q_1,q_2,b} * b$
- $\triangleright_{q_1,q_2,b} * \rightarrow \triangleright_{q_2} *$

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

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

Έστω ότι υπήρχε η αναγωγή της εκφώνησης, δηλαδή υπήρχε συνάρτηση $f : \Sigma^* \to \Sigma^*$ υπολογίσιμη από την μηχανή Turing F τέτοια ώστε για κάθε M_1, M_2 μηχανές Turing: $\langle M_1, M_2 \rangle \in L_{\text{ΙΣΟΔΥΝΑΜΙΑ}} \Leftrightarrow f(\langle M_1, M_2 \rangle) \in \overline{L_{\text{ΙΣΟΔΥΝΑΜΙΑ}}}$.

Δημιουργούμε τις εξής μηχανές:

- $T_1 =$ "Για είσοδο x:
  1. Απόκτησε τον κώδικα του εαυτού σου καθώς και της T_2.
  2. Προσομοίωσε την F για είσοδο $\langle T_1, T_2 \rangle$. Έστω $\langle G_1, G_2 \rangle$ η έξοδος.
  3. Προσομοίωσε την G_1 με είσοδο x και βγάλε το ίδιο αποτέλεσμα.
- $T_2 =$ "Για είσοδο x:
  1. Απόκτησε τον κώδικα του εαυτού σου καθώς και της T_1.
  2. Προσομοίωσε την F για είσοδο $\langle T_1, T_2 \rangle$. Έστω $\langle G_1, G_2 \rangle$ η έξοδος.
  3. Προσομοίωσε την G_2 με είσοδο x και βγάλε το ίδιο αποτέλεσμα.

Παρατήρηση: Το βήμα 1 κάθε μηχανής μπορεί να γίνει χρησιμοποιώντας το Θεώρημα 5 της Άσκησης 8.

Είναι φανερό ότι για τις μηχανές $\langle T_1, T_2 \rangle$ και $\langle G_1, G_2 \rangle = f(\langle T_1, T_2 \rangle)$ ισχύει ότι $L(T_1) = L(G_1), L(T_2) = L(G_2)$ αφού για μία είσοδο x η T_i θα προσομοιώσει την G_i πάνω στο x και βγάλει το ίδιο αποτέλεσμα. Συνεπώς οι γλώσσες $L(T_1), L(T_2)$ θα είναι ισοδύναμες αν και μόνο αν οι $L(G_1), L(G_2)$ είναι ισοδύναμες το οποίο είναι άτοπο λόγω της αναγωγής που υποθέσαμε ότι υπάρχει.

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. Απόκτησε 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 x. 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. Απόκτησε 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.