Θεωρία Υπολογισμού

Ιδιότητες των Γλωσσών χωρίς Συμφραζόμενα

2003-04

1

Ιδιότητες Κλειστότητας

- **Θεώρημα.** Οι γλώσσες χωρίς συμφραζόμενα είναι κλειστές ως προς τις πράξεις ένωση, παράθεση και κλειστότητα.

Απόδειξη:

- Έστω γλώσσες χωρίς συμφραζόμενα L_1 και L_2. Έστω γραμματικές χωρίς συμφραζόμενα $G_1 = (V_1, \Sigma_1, R_1, S_1)$ και $G_2 = (V_2, \Sigma_2, R_2, S_2)$ τέτοιες ώστε $L_1 = L(G_1)$ και $L_2 = L(G_2)$.
- Υποθέτουμε ότι τα $V_1 \setminus \Sigma_1$ και $V_2 \setminus \Sigma_2$ είναι ξένα μεταξύ τους.
- **Ένωση.** Έστω S ένα νέο σύμβολο και

$$G = (V_1 \cup V_2 \cup \{S\},\ \Sigma_1 \cup \Sigma_2,\ R_1 \cup R_2 \cup \{S \longrightarrow S_1, S \longrightarrow S_2\}, S).$$

  Τότε $L(G_1) \cup L(G_2) = L(G)$.

2

Συνέχεια της Απόδειξης

- Οι μοναδικοί κανόνες που αφορούν το S είναι οι $S \longrightarrow S_1$ και $S \longrightarrow S_2$. Αρα $S \Longrightarrow_G^* w$, όπου $w \in (\Sigma_1 \cup \Sigma_2)^*$, ανν $S_1 \Longrightarrow_G^* w$ ή $S_2 \Longrightarrow_G^* w$.
- Και εφόσον οι G_1 και G_2 έχουν ξένα μεταξύ τους σύνολα μη τελικών συμβόλων, η τελευταία διάζευξη είναι ισοδύναμη με $S_1 \Longrightarrow_{G_1}^* w$ ή $S_2 \Longrightarrow_{G_2}^* w$.
- Ισοδύναμα $w \in L(G_1) \cup L(G_2)$.

3

Συνέχεια της Απόδειξης

- **Παράθεση:** Η $L(G_1)L(G_2)$ παράγεται από τη γραμματική

$$(V_1 \cup V_2 \cup \{S\},\ \Sigma_1 \cup \Sigma_2,\ R_1 \cup R_2 \cup \{S \longrightarrow S_1 S_2\}, S).$$

- **Κλειστότητα:** Η $L(G_1)^*$ παράγεται από την

$$(V_1,\ \Sigma_1,\ R_1 \cup \{S_1 \longrightarrow e, S_1 \longrightarrow S_1 S_1\},\ S_1).$$

4

Ιδιότητες Κλειστότητας

- **Θεώρημα:** Η τομή μιας γλώσσας χωρίς συμφραζόμενα με μια κανονική γλώσσα είναι γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα.
- **Απόδειξη:** Αν η L είναι μια γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα και η R είναι μια κανονική γλώσσα, τότε $L = L(M_1)$ για κάποιο αυτόματο στοίβας $M_1 = (K_1, \Sigma_1, \Gamma_1, \Delta_1, s_1, F_1)$ και $R = L(M_2)$ για κάποιο ντετερμινιστικό πεπερασμένο αυτόματο $M_2 = (K_2, \Sigma_2, \delta_2, s_2, F_2)$.
- Θα συνδυάσουμε αυτές τις δύο μηχανές σε ένα μόνο αυτόματο στοίβας M που εκτελεί παράλληλα τους υπολογισμούς των M_1 και M_2 και δέχεται μια συμβολοσειρά ανν και τα δύο θα τη δεχόταν.

5

Συνέχεια της Απόδειξης

- Ειδικότερα, έστω $M = (K, \Sigma, \Gamma, \Delta, s, F)$, όπου

$$K = K_1 \times K_2$$

$$\Sigma = \Sigma_1 \cup \Sigma_2$$

$$\Gamma = \Gamma_1$$

$$s = (s_1, s_2)$$

$$F = F_1 \times F_2$$

6

Συνέχεια της Απόδειξης

- Η σχέση μετάβασης Δ ορίζεται ως εξής. Για κάθε μετάβαση

$$((q_1, u, \beta), (p_1, \gamma)) \in \Delta_1$$

  και κάθε κατάσταση q_2 του M_2 τέτοια ώστε

$$(q_2, u) \vdash_{M_2}^* (p_2, e)$$

  προσθέτουμε τη μετάβαση

$$(((q_1, q_2), u, \beta), ((p_1, p_2), \gamma))$$

  στο Δ.

- **Παρατήρηση:** Για να βρούμε την p_2 αρκεί να προσομοιώσουμε το M_2 για $|u|$ βήματα με είσοδο u.

7

Παράδειγμα

- Έστω η γλώσσα L με αλφάβητο $\{a, b\}$ που αποτελείται από όλες τις συμβολοσειρές με ίσο αριθμό a και b που δεν περιέχουν τις υποσυμβολοσειρές $abaa$ ή $babb$.
- Η L είναι γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα, αφού αποτελεί τομή της γλώσσας

$$\{w \in \{a, b\}^* \ : w \text{ έχει ίσο αριθμό } a \text{ και } b\}.$$

  με την κανονική γλώσσα $\overline{\{a, b\}^*\{abaa, babb\}\{a, b\}^*}$.

8

Μερικοί Ορισμοί

- **Ορισμός.** Έστω $G = (V, \Sigma, R, S)$ μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα. Με το $\phi(G)$) συμβολίζουμε το μεγαλύτερο αριθμό συμβόλων στο δεξιό μέρος των κανόνων του R.
- **Ορισμός.** Αν A είναι ένα σύνολο θα ονομάζουμε πληθικό αριθμός του A (συμβολισμός: $|\,A\,|$) τον αριθμό των στοιχείων του.
- **Παραδείγματα:** $|\{a, b, c\}\,| = 3, \quad |\,\emptyset\,| = 0$

Μερικοί Ορισμοί

- **Ορισμός.** Ένα **μονοπάτι** σε ένα συντακτικό δέντρο είναι μία ακολουθία διακριτών κόμβων όπου ο καθένας συνδέεται με τον προηγούμενο του με ένα ευθύγραμμο τμήμα, ο πρώτος κόμβος είναι η ρίζα και ο τελευταίος κόμβος είναι ένα φύλλο.
- Το **μήκος** ενός μονοπατιού είναι ο αριθμός των ευθυγράμμων τμημάτων του (δηλ. ο αριθμός των κόμβων μείον ένα.)
- Το **ύψος** ενός συντακτικού δέντρου είναι το μήκος του μεγαλύτερου μονοπατιού του.

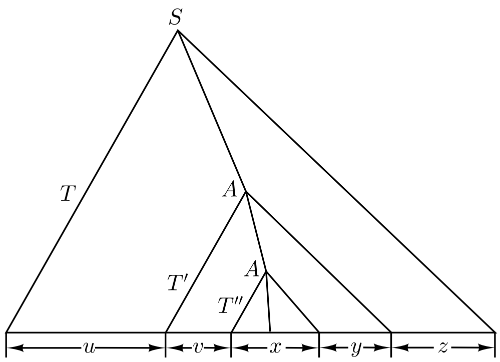
Ένα Θεώρημα Άντλησης

- **Λήμμα:** Έστω G μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα. Το προϊόν ενός συντακτικού δέντρου της G με ύψος h έχει μήκος το πολύ $\phi(G)^h$.
- **Απόδειξη:** Επαγωγή ως προς h.
- **Θεώρημα:** Έστω G μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα. Τότε κάθε συμβολοσειρά $w \in G$ με μήκος μεγαλύτερο από $\phi(G)^{|\,V \setminus \Sigma\,|}$ μπορεί να ξαναγραφεί σαν $w = uvxyz$ με τέτοιο τρόπο ώστε είτε η v είτε η y είναι μη κενές και η uv^nxy^nz ανήκει στην $L(G)$ για κάθε $n \geq 0$.

Απόδειξη

- Έστω w μια τέτοια συμβολοσειρά, και T ένα συντακτικό δέντρο με ρίζα S και προϊόν w, το οποίο έχει το **μικρότερο αριθμό φύλλων** ανάμεσα σε όλα τα συντακτικά δέντρα με την ίδια ρίζα και το ίδιο προϊόν.
- Επειδή το προϊόν του T είναι μεγαλύτερο από $\phi(G)^{|\,V \setminus \Sigma\,|}$, συνεπάγεται ότι το T έχει ένα μονοπάτι με μήκος τουλάχιστον $|\,V \setminus \Sigma\,| + 1$ δηλαδή με τουλάχιστον $|\,V \setminus \Sigma\,| + 2$ κόμβους.
- Σ' αυτό το μονοπάτι μόνο ένας κόμβος περιέχει τερματικό σύμβολο – οι υπόλοιποι κόμβοι περιέχουν μη τερματικά σύμβολα. Αφού λοιπόν έχουμε περισσότερους κόμβους από τερματικά σύμβολα, αυτό το μονοπάτι περιλαμβάνει δύο κόμβους που έχουν το ίδιο μη τερματικό σύμβολο A.

Συνέχεια της Απόδειξης



Συνέχεια της Απόδειξης

- Στην προηγούμενη εικόνα δείχνουμε το συντακτικό δέντρο T με $w = uvxyz$.
- Τώρα είναι φανερό ότι το μέρος του υποδέντρου T' που δεν περιέχει το T'' μπορεί να επαναληφθεί όσες φορές θέλουμε (μηδέν φορές ή περισσότερες) για να παράγουμε άλλα συντακτικά δέντρα με προϊόν της μορφής $wv^nxy^nz, \; n \geq 0$.
- Το μόνο που μένει τώρα να αποδείξουμε είναι ότι $vy \neq e$. Αλλά αν ήταν $vy = e$ τότε υπάρχει ένα συντακτικό δέντρο με ρίζα S και προϊόν w με λιγότερα φύλλα από το T (αυτό το δέντρο προκύπτει αν παραλείψουμε από το δέντρο T το T' και προσθέσουμε το T''). Αυτό όμως δεν είναι δυνατό από την αρχική μας υπόθεση.

Εφαρμογές του Θεωρήματος Άντλησης

- Η γλώσσα $L = \{a^nb^nc^n : n \geq 0\}$ δεν είναι γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα.

Απόδειξη:

- Ας υποθέσουμε $L = L(G)$ για κάποια γραμματική G χωρίς συμφραζόμενα.
- Έστω $n > \phi(G)^{|\,V \setminus \Sigma\,|}/3$. Τότε η συμβολοσειρά $w = a^nb^nc^n$ ανήκει στην $L(G)$ και έχει μήκος μεγαλύτερο από $\phi(G)^{|\,V \setminus \Sigma\,|}$.
- Από το θεώρημα άντλησης έχουμε ότι η w έχει μια αναπαράσταση της μορφής $uvxyz$ τέτοια ώστε είτε η v είτε η y είναι μη κενές και uv^ixy^iz ανήκει στην $L(G)$ για κάθε $i \geq 0$.

Συνέχεια της Απόδειξης

- Τώρα υπάρχουν οι εξής περιπτώσεις:
  - Η συμβολοσειρά vy περιέχει όλα τα σύμβολα a, b και c. Τότε είτε η v είτε η y περιέχει τουλάχιστον δύο σύμβολα από τα $\{a, b, c\}$ οπότε η uv^2xy^2z περιέχει δύο σύμβολα που δέν είναι στη σειρά που δίνεται από τον ορισμό της γλώσσας. Αδύνατο!
  - Η συμβολοσειρά vy περιέχει κάποια αλλά όχι όλα τα σύμβολα a, b και c. Τότε η συμβολοσειρά uv^2xy^2z δεν περιέχει ίσο αριθμό από a, b και c. Αδύνατο!

Παράδειγμα

- Η γλώσσα
$$L = \{a^n : \ n \text{ είναι πρώτος αριθμός}\}$$
δεν είναι γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα.
- **Απόδειξη:** Χρησιμοποιείστε το θεώρημα άντλησης.

Ιδιότητες Μη Κλειστότητας

- **Θεώρημα:** Οι γλώσσες χωρίς συμφραζόμενα **δεν** είναι κλειστές ως προς την τομή και το συμπλήρωμα.
- **Απόδειξη.**
- **Τομή:** Είναι φανερό ότι οι γλώσσες
$$\{a^n b^n c^m : \ m, n \geq 0\}$$
και
$$\{a^m b^n c^n : \ m, n \geq 0\}$$
είναι γλώσσες χωρίς συμφραζόμενα.
- Η τομή των δύο αυτών γλωσσών είναι η γλώσσα $\{a^n b^n c^n : n \geq 0\}$ η οποία δεν είναι γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα.

Συνέχεια της Απόδειξης

- **Συμπλήρωμα:** Αν οι γλώσσες χωρίς συμφραζόμενα ήταν κλειστές ως προς το συμπλήρωμα, θα ήταν κλειστές και ως προς την τομή επειδή
$$L_1 \cap L_2 = \Sigma^* \setminus ((\Sigma^* \setminus L_1) \cup (\Sigma^* \setminus L_2)).$$

Αλγοριθμικές Ιδιότητες

- **Θεώρημα:** Υπάρχει αλγόριθμος που για μια γραμματική G και συμβολοσειρά w απαντά στο ερώτημα: "Ανήκει η w στην $L(G)$;"
- **Παρατήρηση:** Το παραπάνω ερώτημα είναι πολύ σημαντικό. Ο αλγόριθμος που θα παρουσιάσουμε μπορεί να χρησιμοποιηθεί από ένα συντακτικό αναλυτή (parser) για τη γλώσσα που παράγεται από την G.

Η κανονική μορφή Chomsky

- **Ορισμός.** Μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα $G = (V, \Sigma, R, S)$ είναι σε **κανονική μορφή Chomsky** αν $R \subseteq (V \setminus \Sigma) \times V^2$.
- **Διαισθητικά:** Μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα είναι σε κανονική μορφή Chomsky αν το δεξιό μέρος κάθε κανόνα έχει μήκος 2.
- **Παράδειγμα:** Η γραμματική $G = (\{S, N, a, b, c\}, \ \{a, b, c\}, \ R, \ S)$ όπου
$$R = \{ \ S \longrightarrow aN, \ N \longrightarrow NN, \ N \longrightarrow bc \ \}$$
είναι σε κανονική μορφή Chomsky.

Παράδειγμα

- Έστω η γραμματική με κανόνες
$$S \longrightarrow SS, \ S \longrightarrow (S), \ S \longrightarrow e.$$
- Η γραμματική αυτή δεν είναι σε κανονική μορφή Chomsky.

Η κανονική μορφή Chomsky

- **Θεώρημα.** Για κάθε γραμματική χωρίς συμφραζόμενα G υπάρχει μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα G' σε κανονική μορφή Chomsky τέτοια ώστε $L(G') = L(G) \setminus (\Sigma \cup \{e\})$.

Η κανονική μορφή Chomsky

- Θα δώσουμε ένα αλγόριθμο για τη μετατροπή μιας γραμματικής χωρίς συμφραζόμενα $G = (V, \Sigma, R, S)$ σε κανονική μορφή Chomsky.
- Υπάρχουν τρία είδη κανόνων που παραβιάζουν τους περιορισμούς της κανονικής μορφής Chomsky:
  - κανόνες που έχουν δεξιό μέρος με μήκος ≥ 3.
  - κανόνες της μορφής $A \longrightarrow e$.
  - κανόνες της μορφής $A \longrightarrow x$ όπου $x \in V$.
- Τα 3 βήματα του αλγόριθμου απαλείφουν κανόνες όπως τους παραπάνω.

Η κανονική μορφή Chomsky

- **Βήμα 1:** Απαλοιφή κανόνων που έχουν δεξιό μέρος με μήκος ≥ 3.
- Έστω ο κανόνας
$$A \longrightarrow B_1 B_2 \ldots B_n$$
όπου $B_1, B_2, \ldots, B_n \in V$ και $n \geq 3$.
- Αντικαθιστούμε αυτό τον κανόνα με τους ακόλουθους $n-1$ νέους κανόνες:
$$A \longrightarrow B_1 A_1,\ A_1 \longrightarrow B_2 A_2,\ \ldots, A_{n-2} \longrightarrow B_{n-1} B_n$$
όπου $A_1, \ldots, A_{n-2}$ είναι νέα μη τερματικά σύμβολα.

Παράδειγμα

- Έστω η γραμματική με κανόνες
$$S \longrightarrow SS,\ S \longrightarrow (S),\ S \longrightarrow e.$$
- Ο προβληματικός κανόνας είναι ο $S \longrightarrow (S)$. Μπορεί να αντικατασταθεί από τους ισοδύναμους κανόνες
$$S \longrightarrow (S_1,\ S_1 \longrightarrow S).$$

Η κανονική μορφή Chomsky

- **Βήμα 2:** Απαλοιφή κανόνων της μορφής $A \longrightarrow e$.
- Πρώτα υπολογίζουμε το σύνολο μη τερματικών συμβόλων που μπορούν να παράγουν την κενή συμβολοσειρά:
$$\mathcal{E} = \{A \in V \setminus \Sigma : \ A \Longrightarrow^* e\}$$
- Ο υπολογισμός του $\mathcal{E}$ μπορεί να γίνει με τον ακόλουθο αλγόριθμο:
$\mathcal{E} := \emptyset$
while υπάρχει κανόνας $A \longrightarrow \alpha$ και $\alpha \in \mathcal{E}^*$ **do**
  πρόσθεσε το A στο $\mathcal{E}$
- Αφού υπολογίσουμε το σύνολο $\mathcal{E}$ κάνουμε τα εξής:
  - Απαλείφουμε όλους τους κανόνες της μορφής $A \longrightarrow e$.
  - Για κάθε κανόνα της μορφής $A \longrightarrow BC$ ή $A \longrightarrow CB$ με $B \in \mathcal{E}$ και $C \in V$ προσθέτουμε στη γραμματική τον κανόνα $A \longrightarrow C$.

Παράδειγμα

- Συνεχίζουμε με τη γραμματική με κανόνες
$$S \longrightarrow SS,\ S \longrightarrow (S_1,\ S_1 \longrightarrow S),\ S \longrightarrow e.$$
- Παρατηρήστε ότι $\mathcal{E} = \{S\}$. Άρα το νέο σύνολο κανόνων που μας δίνει το βήμα 2 είναι:
$$S \longrightarrow SS,\ S \longrightarrow (S_1,\ S_1 \longrightarrow S),\ S \longrightarrow S,\ S_1 \longrightarrow).$$
Ο κανόνας $S \longrightarrow S$ μπορεί να παραλειφθεί.

Η κανονική μορφή Chomsky

- **Βήμα 3:** Απαλοιφή κανόνων της μορφής $A \longrightarrow x$ όπου $x \in V$.
- Για κάθε $A \in V$ υπολογίζουμε το σύνολο $\mathcal{D}(A)$ των συμβόλων που μπορούν να παραχθούν από το A:
$$\mathcal{D}(A) = \{B \in V : \ A \Longrightarrow^* B\}$$
- Ο υπολογισμός του $\mathcal{D}(A)$ μπορεί να γίνει με τον ακόλουθο αλγόριθμο:
$\mathcal{D}(A) := \{A\}$
while υπάρχει κανόνας $B \longrightarrow C$ και $B \in \mathcal{D}(A)$ και $C \notin \mathcal{D}(A)$ **do**
  πρόσθεσε το C στο $\mathcal{D}(A)$
- **Παρατήρηση:** Αν a είναι ένα τερματικό σύμβολο τότε $\mathcal{D}(A) = \{a\}$.

Η κανονική μορφή Chomsky

- Αφού υπολογίσουμε το σύνολο $\mathcal{D}(A)$ κάνουμε τα εξής:
  - Απαλείφουμε όλους τους κανόνες της μορφής $A \longrightarrow x$ όπου $x \in V$.
  - Αντικαθιστούμε κάθε κανόνα της μορφής $A \longrightarrow BC$ με όλους τους δυνατούς κανόνες $A \longrightarrow B'C'$ όπου $B' \in \mathcal{D}(B)$ και $C' \in \mathcal{D}(C)$.
- Προσθέτουμε τους κανόνες $S \longrightarrow BC$ για κάθε κανόνα $A \longrightarrow BC$ τέτοιο ώστε $A \in \mathcal{D}(S) \setminus \{S\}$.

Παράδειγμα

- Συνεχίζουμε με τη γραμματική με κανόνες
$$S \longrightarrow SS,\ S \longrightarrow (S_1,\ S_1 \longrightarrow S),\ S_1 \longrightarrow).$$
- Παρατηρήστε ότι $\mathcal{D}(S_1) = \{\ S_1,)\ \}$ και $\mathcal{D}(A) = \{A\}$ για κάθε $A \in V \setminus \{S_1\}$.
- Άρα το νέο σύνολο κανόνων που μας δίνει το βήμα 3 είναι:
$$S \longrightarrow SS,\ S \longrightarrow (S_1,\ S_1 \longrightarrow S),\ S \longrightarrow ().$$

Η κανονική μορφή Chomsky

- Ας υποθέσουμε ότι έχουμε μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα G που είναι σε κανονική μορφή Chomsky και μια συμβολοσειρά $x = x_1 \cdots x_n$ όπου $n \geq 2$.
- Ο αλγόριθμος της επόμενης σελίδας αποφασίζει αν $x \in L(G)$ χρησιμοποιώντας μια μέθοδο **δυναμικού προγραμματισμού.**

Αλγόριθμος

- **Algorithm** Decide
  Input: Γραμματική G και συμβολοσειρά $x = x_1 \cdots x_n$
  Method:
  for $i := 1$ **to** n **do**
    $N[i,i] := \{x_i\}$; όλα τα άλλα $N[i,j]$ είναι αρχικά $\emptyset$
  for $s := 1$ **to** $n-1$ **do**
  for $i := 1$ **to** $n-s$ **do**
  for $k := i$ **to** $i+s-1$ **do**
  if υπάρχει κανόνας $A \longrightarrow BC \in R$ με $B \in N[i,k]$ και
  $C \in N[k+1, i+s]$ **then**
  Πρόσθεσε το A στο $N[i, i+s]$
  if $S \in N[1,n]$ **then output** "$x \in L(G)$"

Ιδιότητες του Αλγόριθμου

- Ο αλγόριθμος Decide αποφασίζει αν $x \in L(G)$ αναλύοντας όλες της υποσυμβολοσειρές της x:
  - Για $s = 1$ ο αλγόριθμος αναλύει τις υποσυμβολοσειρές $x_1, x_2, \ldots, x_n$.
  - Για $s = 2$ ο αλγόριθμος αναλύει τις υποσυμβολοσειρές $x_1x_2, x_2x_3, \ldots, x_{n-1}x_n$.
  - Τελικά για $s = n-1$ ο αλγόριθμος ασχολείται με ολόκληρη την συμβολοσειρά x.

Ιδιότητες του Αλγόριθμου

- Σε κάθε στάδιο της ανάλυσης ο αλγόριθμος υπολογίζει το σύνολο των συμβόλων της γραμματικής που μπορούν να παράγουν την αναλυόμενη συμβολοσειρά.
- **Πρόταση.** Γιά κάθε φυσικό αριθμό s τέτοιο ώστε $0 \leq s \leq n$, μετά την s-οστή επανάληψη του αλγόριθμου Decide έχουμε

$$N[i, i+s] = \{A \in V : \ A \Longrightarrow^* x_i \cdots x_{i+s}\}$$

για όλα τα $i = 1, \ldots, n-s$.

Παράδειγμα

8								)
7							)	Ø
6						)	Ø	Ø
5					(	S	S_1	Ø
4				(	Ø	Ø	S	S_1
3			)	Ø	Ø	Ø	Ø	Ø
2		(	S	Ø	Ø	Ø	S	S_1
1	(	Ø	Ø	Ø	Ø	Ø	Ø	S
	1	2	3	4	5	6	7	8

Τελικός Αλγόριθμος

- Αν G είναι μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα και x είναι μια συμβολοσειρά τότε για να αποφασίσουμε αν $x \in L(G)$ μπορούμε να κάνουμε τα εξής.
  - Μετατρέπουμε τη G σε μια γραμματική χωρίς συμφραζόμενα G' που είναι σε κανονική μορφή Chomsky.
  - Αν $|x| \leq 1$ και κατά την μετατροπή σε κανονική μορφή Chomsky είχαμε απαλείψει τον κανόνα $S \longrightarrow x$ τότε $x \in L(G)$. Αλλιώς μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε τον αλγόριθμο Decide.

Μελέτη

- Κεφάλαιο 3.5 από το βιβλίο:
  Harry R. Lewis και Χρίστος Χ. Παπαδημητρίου, Στοιχεία Θεωρίας Υπολογισμού, Τεχνικό Επιμελητήριο Ελλάδας, 1992.