Για ένα ΑΣ $= (\Sigma, \Gamma, K, q_0, \delta, F)$ μία συνολική κατάσταση είναι ένα στοιχείο του συνόλου $K \times \Sigma^* \times \Gamma^*$. Η κατάσταση (q, w, s) κωδικοποιεί την τρέχουσα κατάσταση, την συμβολοσειρ που απομένει να διαβαστεί και το πλήρες περιεχόμενο της στοίβας από πάνω προς τα κάτω.

Η γλώσσα $\{wcw^r | w \in \{a, b\}^*,\ c \notin \{a, b\}\}$ αναγνωρίζεται από αιτιοκρατικό αυτόματο. Η αναγνώριση είναι δυνατή αφού το σύμβολο c σηματοδοτεί το μέσον της συμβολοσειράς για να ελέγχουμε την στοίβα και την δεδομένη συμβολοσειρά. Μπορούμε να αποδείξουμε ότι η γλώσσα $\{ww^r | w \in \{a, b\},\ c \notin \{a, b\}\}$ δεν αναγνωρίζεται από αιτιοκρατικό αυτόματο. Οι γλώσσες που αναγνωρίζονται από μη αιτιοκρατικά ΑΣ είναι γνήσιο υπερσύνολο του συνόλου των γλωσσών που αναγνωρίζονται από αιτιοκρατικά ΑΣ.

Σκιαγραφία απόδειξης ισοδυναμίας αποδοχής – αναγνώρισης γλωσσών από ΑΣ με τελική κατάσταση και αποδοχής – αναγνώρισης γλωσσών από ΑΣ με άδεια στοίβα. Αν ένα ΑΣ αναγνωρίζει κάποια γλώσσα με τελική κατάσταση, χρησιμοποιούμε ένα επιπλέον σύμβολο για να σηματοδοτήσουμε το τέλος της στοίβας. Το νέο σύμβολο δεν το μετακινούμε

από την στοίβα στις ενδιάμεσες μεταβάσεις παρά μόνο στο τέλος ώστε να αδειάσει η στοίβα. Τροποποιούμε το ΑΣ ώστε να αδειάζει την στοίβα πριν έχουμε μετάβαση σε τελική κατάσταση προσθέτοντας νέα κατάσταση και αλλάζοντας τις τελικές σε μη τελικές (δεν είναι αναγκαίο να έχουμε τελικές καταστάσεις αφού έχουμε άδεια στοίβα).

Αν ένα ΑΣ αναγνωρίζει μία γλώσσα με άδεια στοίβα και έχοντας στο αλφάβητο ένα σύμβολο για να σηματοδοτεί το τέλος της στοίβας, προσθέτουμε τελική κατάσταση και μετάβαση στην τελική κατάσταση με την ανάγνωση του σύμβολου αυτού.

Κάθε γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα αναγνωρίζεται από ένα ΑΣ και αντίστροφα.

Αν G είναι μία γραμματική, με $L(G)$ συμβολίζουμε την γλώσσα που παράγεται από την $\mathit{\Gamma}$. Αν M είναι ένα ΑΣ με $L(M)$ συμβολίζουμε την γλώσσα που αναγνωρίζει το M. Αν L είναι μία γλώσσα που παράγεται από μια γραμματική

$G = (V, \Sigma, P, S)$, τότε $L = L(M)$, όπου το αυτόματο είναι

$$M = (\{p, q\}, \Sigma, \Gamma, \delta, p, \{q\}) \text{ με}$$
$$\delta = \{((p, e, e), (q, S)) \cup \{((q, e, A), (q, x))|$$
$$A \rightarrow x \text{ είναι κανόνας (παραγωγή) της γραμματικής}\} \cup$$
$$\cup \{((q, a, a), (q, e))|a \in \Sigma\}.$$

Το x παριστάνει μία συμβολοσειρά και όχι ατομικό σύμβολο του αλφαβήτου. Αν $s = x_1 x_2 \ldots x_n$, $x_i \in \Sigma \setminus \{e\}$ και t είναι το περιεχόμενο της στοίβας τότε μετά την εφαρμογή της παραγωγής $((q, e, A), (q, s))$ τα περιεχόμενα της στοίβας είναι η συμβολοσειρά st. Έχουμε δηλ. μια τροποποίηση του αρχικού ορισμού του ΑΣ.

Η απόδειξη χρησιμοποιεί τις παρακάτω προτάσεις που αποδεικνύο με επαγωγή.

Αν $a_1 \in \Sigma^*$, και $a_2 \in (V - S)V^* \cup e$, και $S \Rightarrow_G^* a_1 a_2$, τότε $(q, a_1, S) \Rightarrow_M^* a_1 a_2$.

Αν $a_1 \in \Sigma^*$ και $a_2 \in V^*$, $(q, a_1, S) \Rightarrow_M^* (q, e, a_2)$, τότε $S \Rightarrow_G^* a_1 a_2$.

Παρ. Για την γραμματική

$$V = \{S\}, \quad T = \{a, b, c\},$$
$$P = \{S \to aSa, S \to bSb, S \to c\},$$

που παράγει την γλώσσα $\{wcw^r | w \in \Sigma^*\}$, έχουμε το ισοδύναμο αυτόματο στοίβας $M = (\{p, q\}, \Sigma, \Gamma, \delta, p, \{q\})$ με μεταβάσεις που δίνονται απ τον πίνακα

$$\begin{gathered}((p, e, e), , (q, S)), \\ ((q, e, S), (q, aSa), \\ ((q, e, S), (q, bSb)), \\ ((q, e, S), (q, c)), \\ ((q, a, a), (q, e)), \\ ((q, b, b), (q, e)), \\ ((q, c, c), (qe))\}.\end{gathered}$$

Αν μία γλώσσα αναγνωρίζεται από ένα αυτόματο στοίβας τότε υπάρχει ΓΑΣ η οποία γραμματική παράγει την γλώσσα.

Οι αποδείξεις ισοδυναμίας ΓΑΣ και ΑΣ είναι αλγοριθμικές δηλ. με δεδομένα το ΑΣ (σε κατάλληλη δομή δεδομένων) κατασκευάζουμε την γραμματική ΑΣ ώστε να αναγνωρίζει την ίδια γλώσσα, και με δεδομένα την γραμματική ΑΣ κατασκευάζουμε αυτόματος στοίβας ώστε να αναγνωρίζει

την ίδια γλώσσα. Δηλ. οι έννοιες αυτόματο στοίβας και γραμματική ανεξάρτητη συμφραζομένων είναι ισοδύναμες έννοιες

Ιδιότητες ΓΑΣ

Το σύνολο των ΓΑΣ είναι κλειστό ως προς τις εξής πράξεις: ένωση, παράθεση, κλειστότητα Kleene.

Οι αποδείξεις χρησιμοποιούν την ισοδυναμία των ΓΑΣ και των ΑΣ ώστε να έχουμε την απλούστερη εννοιολογικά απόδειξη. Αν L_1, L_2 είναι ΓΑΣ με αντίστοιχες γραμματικές $G_1 = (V_1, \Sigma_1, P_1, S_1)$, $G_1 = (V_2, \Sigma_2, P_2, S_2)$, αλλάζουμε τα σύμβολα των V_2, Σ_2 ώστε τα σύνολα V_1, V_2 και Σ_1, Σ_2 να είναι ξένα μεταξύ τους.

Η $L_2 \cup L_2$ παράγεται από την γραμματική $G = (V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, P_1 \cup P_2 \cup \{S \to S_1, S \to S_2\}, S)$.

Η $L_1 L_2$ παράγεται από την γραμματική $G = (V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, \Sigma_1 \cup \Sigma_2, P_1 \cup P_2 \cup \{S \to S_1 S_2\}, S)$.

Η L_1^* παράγεται από την γραμματική $G = (V_1, \Sigma_1, P_1 \cup \{S_1 \rightarrow e, S_1 \rightarrow S_1 S_1\}, S_1)$.

Η τομή δύο γλωσσών χωρίς συμφραζόμενα δεν είναι πάντα γλώσσα χωρίς συμφραζόμενα, αντιπαράδειγμα οι γλώσσες $L_1 = \{a^m b^m c^n | m, n \geq 0\}$, $L_2 = \{a^n b^m c^m | m, n \geq 0\}$. Με το Λήμμα Αντλησης μπορούμε να αποδείξουμε ότι η γλώσσα $L_1 \cap L_2 = \{a^m b^m c^m | m \geq 0\}$ δεν είναι ΓΑΣ.

Με βάση το παραπάνω έχουμε ότι το συμπλήρωμα μίας ΓΑΣ δεν είναι πάντα ΓΑΣ. Αν το συμπλήρωμα μίας ΓΑΣ δεν είναι πάντα ΓΑΣ τότε με τις ιδιότητες της τομής και της ένωσης είχαμε ότι οι ΓΑΣ είναι κλειστές ως προς την τομή.

Η απόδειξη για την τομή κανονικών γλωσσών δεν ισχύει αφού στην περίπτωση της στοίβας έχουμε δύο στοίβες τις οποίες δεν μπορούμε να τις προσομοιώσουμε σε μία. Αν έχουμε μία μόνο στοίβα, δηλ. η δεύτερη γλώσσα είναι κανονική τότε η απόδειξη για τα ΠΑ ισχύει με κάποιες τροποποιήσεις.

Η τομή μιας ΓΑΣ και μίας κανονικής γλώσσας είναι ΓΑΣ.

Απόδ. Κατασκευάζουμε αυτόματο στοίβας ώστε να αναγνωρίζει την τομή των δύο γλωσσών. Αν $M_1 = (Q_1, \Sigma_1, \Gamma, \delta_1, q_{1,0}, F_1)$ είναι το ΑΣ το οποίο αναγνωρίζει την γλώσσα L_1 και $M_2 = (Q_2, \Sigma_2, \delta_2, q_{2,0}, F_2)$ είναι το ΠΑ το οποίο αναγνωρίζει την κανονική γλώσσα L_2, κατασκευάζουμε αυτόματο στοίβας το οποίο εκτελεί ταυτόχρονα τις λειτουργίες και των δύο και δέχεται μία συμβολοσειρά όταν την δέχονται και τα δύο. Ορίζουμε $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, F)$ όπου $Q = Q_1 \times Q_2$, $\Sigma = \Sigma_1 \cup \Sigma_2$, $\Gamma = \Gamma_1$, $q_0 = (q_{1,0}, q_{2,0})$, $F = F_1 \times F_2$. Για την σχέση μετάβασης ορίζουμε

$$\delta = \{(((q_1, q_2)u, a), ((p_1, p_2), b)) \mid$$
$$\mid ((q_1, u, a), (p_1, b)) \in \delta_1, \text{ και } (q_2, u) \Rightarrow^*_{M_2} (p_2, e) \in \widehat{\delta_2}\}.$$

Δηλ. για να βρούμε την συνιστώσα της επόμενης κατάστασης στο M_2 προσομοιώνουμε το M_2 στην συμβολοσειρά u. Η διαδικασία αυτή είναι απλή αφού ένα ΠΑ μπορεί να εκφραστεί από αιτιοκρατικό ΠΑ το οποίο σε κάθε κίνηση διαβάζει ακριβώς ένα σύμβολο από την ταινία εισόδου.

Παρ. Αν L στο αλφάβητο $\{0,1\}$ αποτελείται από τις συμβολοσειρές με ίσο αριθμό 0, 1, που δεν περιέχουν τις υποσυμβολοσειρές 0100, είτε 1011, η L είναι ΓΑΣ αφού είναι η τομή της γλώσσας $\{w \in \{0,1\} | w$ έχει ίσο αριθμό 0, 1 $\}$ και της κανονικής γλώσσας

$$\overline{\{0,1\}^*\{01000, 1011\}\{0,1\}^*}.$$

Εξετάζουμε το πρόβλημα δοθείσας μίας συμβολοσειράς w και μίας ΓΑΣ L, αν $w \in L$, δηλ. το πρόβλημα ενός συντακτικού αναλυτή. Εξετάζουμε το πρόβλημα για ειδικές γραμματικές όπου οι κανόνες της γραμματικής έχουν δεξιό μέλος με μήκος το πολύ 2. Κατόπιν αποδεικνύουμε ότι για καθε ΓΑΣ G_1 υπάρχει ΓΑΣ G_2 ώστε $L(G_2) = L(G_1) \setminus (\Sigma \cup e)$, δηλ. οι δύο γραμματικές παράγουν την ίδια γλώσσα εκτός από τις συμβολοσειρές με μήκος μικρότερο από 2. Γραμματικές ΑΣ οι οποίες ικανοποιούν τον περιορισμό οι κανόνες της γραμματικής να έχουν δεξιό μέλος με μήκος το πολύ 2 ονομάζονται γραμματικές σε κανονική μορφή Chomsky.

Η μετατροπή είναι αλγοριθμική και ο αλγόριθμος μετατρέπει μία γλώσσα L στην κανονική μορφή Chomsky σε πολυωνυμικό

χρόνο ως προς το μέγεθος της γραμματικής (το πλήθος των παραγωγών της γραμματικής).

Η μέθοδος αυτή όπου δείχνουμε ότι κάθε ΓΑΣ μπορεί να μετατραπεί σε μία άλλη ΓΑΣ όπου οι κανόνες είναι ειδικής μορφής είναι παράδειγμα αναγωγής, δηλ. αντί να λύσουμε ένα αρχικό πρόβλημα P_1 το μετασχηματίζουμε (ανάγουμε) σε κάποιο άλλο πρόβλημα P_2, είτε διαφορετικό, είτε ειδική περίπτωση του αρχικού προβλήματος. Από την λύση του P_2 κατά κανόνα μπορούμε να έχουμε μία λύση του P_1.

Παραδείγματα αναγωγής έχουμε στην μετατροπή ενός πίνακα - συστήματος σε τριγωνικό είτε διαγώνιο, στον υπολογισμό ολοκληρωμάτων με ολοκλήρωση κατά παράγοντες, όπου στον τύπο $\int f'g = fg - \int fg'$ αν το ολοκλήρωμα $\int fg'$ είναι ευκολότερο από το $\int f_g$ έχουμε απλούστερο πρόβλημα. Ενδιαφερόμαστε για αναγωγές αλγοριθμικές και στην ανάλυση της πολυπλοκότητας των αλγορίθμων αναγωγής.

Υποθέτουμε ότι έχουμε μία γραμματική $G = (V, \Sigma, P, S)$ σε κανονική μορφή Chomsky και $x \in \Sigma^*$. Ο επόμενος αλγόριθμος αποφασίζει αν $x \in L(G)$. Ο αλγόριθμος

αποφασίζει αν $x = x_1 x_2 \dots x_n \in L(G)$ εξετάζοντας όλες τις υποσυμβολοσειρές της x. Για κάθε i, s ώστε $1 \leq i \leq i + s \leq n$, ορίζουμε $N[i, i + s]$ το σύνολο των συμβόλων από το V τα οποία σύμβολα παράγουν στην G την συμβολοσειρά $x_i \dots x_{i+s}$. Ο αλγόριθμος υπολογίζει τα σύνολα $N[i, i + s]$ από τα μικρότερα προς τα μεγαλύτερα (μικρές τιμές του s προς τις μεγαλύτερες). 'Εχουμε δηλ. αλγόριθμο δυναμικού προγραμματισμού όπου από μικρά στιγμιότυπα λύσεων υπολογίζουμε μεγαλύτερα στιγμιότυπα λύσεων.

```
for i=1 to n do
    for j=1 to n do
        N[ i, j ] = ∅
for i=1 to n do
    N[ i, i ] = {x_i}
for s =1 to n-1 do
    for i=1 to n do
        for k=i to i+s-1 do
            if υπάρχει παραγωγή A → BC
                με b ∈ N[i,k], C ∈ N[k+1,s]
            then πρόσθεσε το A στο N[i,i+s]
```

$x \in L(G)$ αν $S \in N[1, n]$.

Για το παραπάνω αλγόριθμο μπορούμε να αποδείξουμε ότι για $s \in \mathbb{N}$, $0 \leq s \leq n$ μετά από s επαναλήψεις του βρόγχου, $\forall i = 1, 2, \ldots s$ ισχύει $N[i, i+s] = \{A \in V | A \Rightarrow_G^* x_i x_{i+1} \ldots x_{i+s}\}$.

Για τον χρόνο εκτέλεσης του αλγόριθμου έχουμε τρεις βρόγχους for. Κάθε ένας εκτελείται το πολύ $|x| = n$ φορές στην χειρότερη περίπτωση. Στον εσωτερικό βρόγχο εξετάζουμε για καθε κανόνα της μορφής $A \rightarrow BC$ αν $B \in N[i, j]$ και $C \in N[j+1, i+s]$. Οι έλεγχοι αυτοί γίνονται σε χρόνο ανάλογο του μεγέθους της γραμματικής (αριθμός παραγωγών της G).

Εξετάζουμε το πρόβλημα της μετατροπής μίας ΓΑΣ σε κανονική μορφή Chomsky. Ισχύει το εξής θεώρημα: Για κάθε ΓΑΣ G υπάρχει αλγόριθμος ο οποίος μετατρέπει την G σε άλλη γραμματική G ώστε $L(G) = L(G) \setminus (\Sigma \cup \{e\})$ και οι παραγωγές της G έχουν μήκος δεξιού μέλους ίσο με 2.

Οι παραγωγές της γραμματικής που έχουν δεξιό μέλος το οποίο δεν έχει μήκος ίσο με 2 είναι τριών ειδών

1. Κανόνες με μήκος δεξιού μέλους μεγαλύτερο του 2,

2. Κανόνες της μορφής $A \to x$, $x \in \Sigma$,

3. Κανόνες της μορφής $A \to e$.

Απαλοιφή κανόνων με μήκος δεξιού μέλους μεγαλύτερο του 2.

Για τον κανόνα $A \to B_1B_2 \ldots B_n$, $n \geq 3$, αντικαθιστούμε τον κανόνα με τους κανόνες $A \to B_1A_1$, $A_1 \to B_2A_2$, $\ldots$, $A_{n-2} \to B_{n-1}B_n$, όπου τα σύμβολα A_1, A_2, $\ldots$, A_{n-1} είναι νέα μη τερματικά σύμβολα.

Παρ. Για την γραμματική

$$S \to SS,\, S \to (S),\, S \to e$$

ο κανόνας που δεν ικανοποιεί την συνθήκη είναι ο $S \to (S)$, και τον αντικαθιστούμε με τους δύο νέους κανόνες

$$S \to (S_1,\, S_1 \to S).$$

Απαλείφουμε τους κανόνες της μορφής $A \rightarrow e$. Πρώτα εντοπίζουμε τα μη τερματικά σύμβολα τα οποία μπορούν να παράγουν την κενή συμβολοσειρά, δηλ. το σύνολο $E = \{F | F \Rightarrow^*_G e \wedge A \in V \setminus \Sigma\}$. Αυτά τα νέα τερματικά μπορούν να διαγραφούν από τους κανόνες. Το σύνολο E μπορεί να υπολογισθεί με τον ακόλουθο αλγόριθμο

$E = 0$,

$while$ υπάρχει κανόνας $A \rightarrow a$ και $a \in E^*$ do

πρόσθεσε το A στο E

Αφού υπολογίσουμε το σύνολο E απαλείφουμε τους κανόνες της μορφής $A \rightarrow e$ και για κάθε κανόνα της μορφής $A \rightarrow BC$ είτε της μορφής $A \rightarrow CB$ με $B \in E$ και $C \in V \setminus E$ προσθέτουμε στην γραμματική τον κανόνα $A \rightarrow C$.

Στο προηγούμενο παράδειγμα μετά το πρώτο στάδιο έχουμε την γραμματική

$$S \rightarrow SS,\, S \rightarrow (S_1,\, S_1 \rightarrow S),\, S \rightarrow e$$

'Εχουμε ότι το σύνολο E στην περίπτωση αυτή είναι το $\{S\}$, και το νέο σύνολο παραγωγών – κανόνων από την δεύτερη φάση της μετατροπής είναι

$$S \rightarrow SS,\, S \rightarrow (S_1,\, S_1 \rightarrow S),\, S \rightarrow),\, S \rightarrow S$$

Στο επόμενο βήμα απαλείφουμε παραγωγές της μορφής $A \rightarrow a$ με $a \in \Sigma$ μη τερματικά .

Για κάθε $a \in V$, υπολογίζουμε το σύνολο $D(A)$ των συμβόλων που παράγονται από το A. Είναι $D(A) = \{B \in V | A \rightarrow_G^* B\}$. Το σύνολο $D(A)$ υπολογίζεται με ανάλογη μέθοδο με το E, δηλ.

$D(A) = \{A\}$,
while υπάρχει κανόνας $B \rightarrow C$ και $B \in D(A), C \notin D(A)$ $\quad do$
πρόσθεσε το C στο $D(A)$.

αφού υπολογίσουμε το σύνολο $D(A)$ απαλείφουμε τις παραγωγές της μορφής $A \rightarrow x$ με $|x| = 1$. Αντικαθιστούμε κάθε κανόνα της μορφής $A \rightarrow BC$ με όλους τους δυνατούς κανόνες $A \rightarrow B_1C_1$ με $B_1 \in D(A)$, $C_1 \in D(A)$.

Προσθέτουμε τους κανόνες $S \to BC$ για κάθε κανόνα $A \to BC$ με $A \in D(S) \setminus \{S\}$ ώστε σε κανένα ενδιάμεσο βήμα να μην έχουμε χρησιμοποιήσει παραγωγές με δεξιό το οποίο έχει μήκος ένα.

Στο παράδειγμα με τους κανόνες

$$S \to SS,\, S \to (S_1,\, S \to),\, S \to S$$

έχουμε ότι $D(S_1) = \{S_1\}$, $D(A) = \{A\}$ για κάθε $A \in V \setminus \{S_1\}$. Παραλέιπουμε τους κανόνες μήκους ένα, δηλ, τον $S_1 \to)$. Το μόνο μη τερματικό με μη προφανές σύνολο D το S_1 εμφανίζεται στο δεύτερο μέλος του $S \to S_1$ και ο κανόνας αντικαθίσταται απ τους $S \to (S_1, S \to ()$, οι οποίοι αντιστοιχούν στα στοιχεία του $D(S_1)$. δηλ. το σύνολο των κανόνων από το τρίτο βήμα είναι

$$S \to SS,\, S \to (S_1,\, S_1 \to S),\, S \to ()$$

Αν G είναι μία γραμματική χωρίς συμφραζόμενα και w είναι μία συμβολοσειρά μπορούμε να αποφασίσουμε αν $w \in L(G)$ με τον αλγόριθμο που αναφέρθηκε και τις ιδέες που αναπτύχθηκαν.

Για την αποδοχή κατασκευή ΑΣ από ΓΑΣ προσομοιώνουμε τις παραγωγές με αυτόματο στοίβας. Προσομοιώνουμε κάθε κανόνα $S \rightarrow s_1 s_2 \ldots s_k V_1 V_2 \ldots V_k t_1 t_2 \ldots t_m$ με κινήσεις του ΑΣ. Επειδή το τμήμα $t_1 t_2 \ldots t_m$ βρίσκεται προς το τέλος της συμβολοσειράς το τοποθετούμε στην στοίβα με τελευταίο σύμβολο το t_m, προτελευταίο το t_{m-1} κλπ. και κατόπιν το V_k, V_{k-1}, κλπ και έπειτα το τμήμα $s_1 s_2 \ldots s_k$ αντίστροφα και αυτό. Αν στην αρχή της στοίβας έχουμε μη τερματικά σύμβολα τα συγκρίνουμε με τα αντίστοιχα σύμβολα της συμβολοσειράς στην είσοδο και αν δεν συμφωνούν απορρίπτουμε την συμβολοσειρά. Καταλήγουμε σε μία στοίβα όπου το πρώτο στοιχείο είναι μη τερματικό. Εφαρμόζουμε μία παραγωγή η οποία παραγωγή έχει σαν αριστερό μέλος το μη τερματικό που βρίσκεται στην κορυφή της στοίβας, διαγράφοντας από την στοίβα το μη τερματικό αυτό. Όταν η στοίβα δεν έχει κανένα μη τερματικό σύμβολο τότε έχουμε τα τερματικά σύμβολα από τα δεξιότερα τμήματα των κανόνων της γραμματικής. Εξάγουμε τα σύμβολα αυτά συγκρίνοντας με την είσοδο και αν δεν έχουμε συμφωνία απορρίπτουμε την συμβολοσειρά αλλιώς την αποδεχόμαστε. Δηλ. το αυτόματα στοίβας όπως και ένα πεπερασμένο αυτόματο λειτουργούν αποφασίζοντας το αποτέλεσμα είναι ΝΑΙ . . . ΟΧΙ. Η παραπάνω ιδέα χρειάζεται μία τροποποίηση

Στην κατασκευή αυτή έχουμε να λάβουμε υπ όψιν το γεγονός ότι το ΑΣ χειρίζεται ένα σύμβολο κάθε φορά ενώ η γραμματική με κάθε παραγωγή παράγει ίσως περισσότερα από ένα σύμβολο. Στο ΑΣ το οποίο κατασκευάζουμε μετατρέπουμε τις μεταβάσεις οι οποίες αντιστοιχούν σε μεταβάσεις με ανάγνωση περισσοτέρων του ενός συμβόλων σε μεταβάσεις με ένα σύμβολο.