Θεωρία Υπολογισμού και Πολυπλοκότητα
Ασυμφραστικές Γλώσσες (2)

Στην ενότητα αυτή θα μελετηθούν τα εξής επιμέρους θέματα:

Αυτόματα Στοίβας (2.2)

- *Τυπικός Ορισμός*
- *Παραδείγματα*
- *Ισοδυναμία με Ασυμφραστικές Γραμματικές*

Αυτόματα Στοίβας

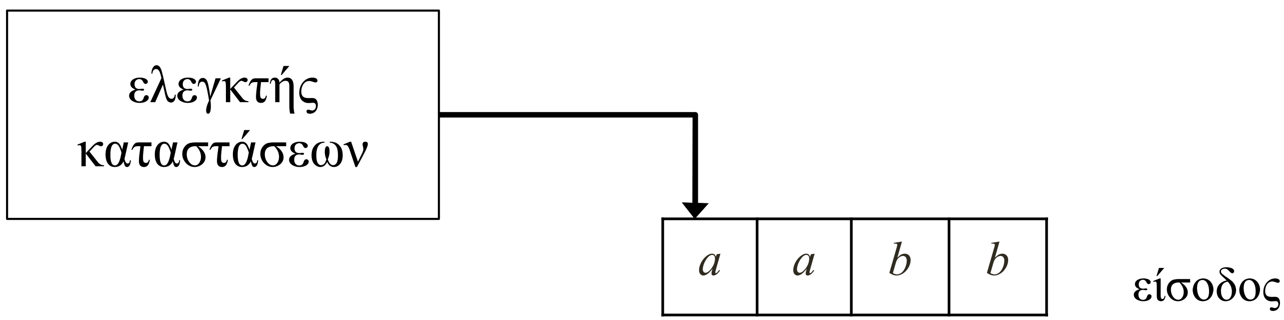
- Αυτόματο Στοίβας (Pushdown automaton, PDA)
  - Μη Ντετερμινιστικό Πεπερασμένο Αυτόματο με επιπλέον «εξάρτημα» - ΣΤΟΙΒΑ

- Η στοίβα παρέχει επιπρόσθετη μνήμη - πέραν της πεπερασμένης μνήμης που προσφέρουν οι καταστάσεις του αυτόματου
  - Επιτρέπει στα αυτόματα να αναγνωρίζουν μη κανονικές γλώσσες

- Τα PDA είναι ισοδύναμα με τις ασυμφραστικές γραμματικές
  - Επιτρέπουν την αναγνώριση ασυμφραστικών γλωσσών.

Λειτουργία Πεπερασμένων Αυτομάτων

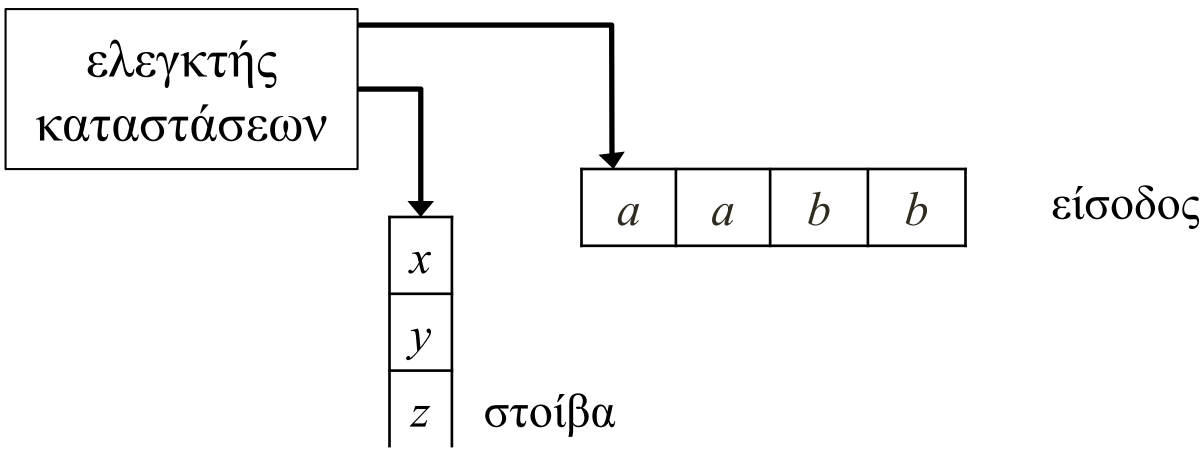
- Σχηματική αναπαράσταση πεπερασμένου αυτόματου
  - Ελεγκτής: Καταστάσεις και Μεταβάσεις Καταστάσεων
  - Ταινία: Λέξη Εισόδου
  - Βέλος : Κεφαλή Εισόδου



- Ο ελεγκτής διαβάζει το επόμενο σύμβολο και βάσει αυτού καθορίζει την επόμενη κατάσταση του αυτομάτου.

Λειτουργία Αυτομάτων Στοίβας

- Σχηματική Αναπαράσταση πεπερασμένου αυτόματου στοίβας
  - Ελεγκτής: Καταστάσεις και Μεταβάσεις Καταστάσεων
  - Ταινία: Λέξη Εισόδου
  - Βέλος : Κεφαλή Εισόδου
  - Στοίβα: Εγγραφή και διάβασμα συμβόλων



- Ο ελεγκτής διαβάζει (1) το επόμενο σύμβολο και (2) το στοιχείο στην κορυφή της στοίβας και, *βάσει αυτής της δυάδας*, αποφασίζει ποια θα είναι η επόμενη κατάσταση.

Χρήση Στοίβας

- Ένα αυτόματο στοίβας μπορεί
  - Να γράφει σύμβολα στη στοίβα
  - Να διαβάζει σύμβολα από την στοίβα αν δεν είναι κενή.
- Είδος αποθήκευσης LIFO: “last in first out”
- Εγγραφή: Το νέο σύμβολο τοποθετείται στην κορυφή και σπρώχνει τα υπόλοιπα σύμβολα προς τα κάτω.
  - απόθεση – push
- Ανάγνωση: Επιστρέφει το σύμβολο που βρίσκεται στην κορυφή και το αφαιρεί από τη στοίβα.
  - ανάληψη – pop
- Απεριόριστος αποθηκευτικός χώρος

Παράδειγμα

- Γλώσσα L=$\{0^n 1^n \mid n \geq 0\}$

- Δεν μπορεί να αναγνωριστεί από κανένα πεπερασμένο αυτόματο
  - Λόγω πεπερασμένου αριθμού καταστάσεων

- Αναγνωρίζεται από αυτόματα στοίβας
  - Διαβάζουμε σύμβολα από την είσοδο
  - Αν το σύμβολο είναι 0 το αποθέτουμε στη στοίβα
  - Μόλις δούμε το πρώτο 1 βγάζουμε ένα 0 από τη στοίβα
  - Συνεχίζουμε με τον ίδιο τρόπο για κάθε 1 που διαβάζουμε
  - Αν όταν φτάσουμε στο τέλος της εισόδου η στοίβα είναι κενή τότε το αυτόματο αποδέχεται την λέξη.

Σημείωση

- Τα ντετερμινιστικά αυτόματα στοίβας *δεν είναι ισοδύναμα* με τα μη ντετερμινιστικά αυτόματα στοίβας
  - Τα μη ντετερμινιστικά αυτόματα στοίβας αναγνωρίζουν περισσότερες γλώσσες από τα ντετερμινιστικά

- Θα μελετήσουμε μόνο τα ΜΗ ΝΤΕΤΕΡΜΙΝΙΣΤΙΚΑ αυτόματα στοίβας

Αλφάβητα και Μεταβάσεις

- Δύο αλφάβητα
  - $\Sigma_\varepsilon = \Sigma \cup \{\varepsilon\}$: αλφάβητο εισόδου
  - $\Gamma_\varepsilon = \Gamma \cup \{\varepsilon\}$: αλφάβητο στοίβας

  Η στοίβα μπορεί να χρησιμοποιεί διαφορετικά σύμβολα από αυτά της εισόδου.

- Συνάρτηση μεταβάσεων
  - Για κάθε *τριάδα*

    (κατάσταση, σύμβολο εισόδου, σύμβολο κορυφής στοίβας)

    παράγεται ένα σύνολο

    {(κατάσταση 1, σύμβολο στοίβας 1), …,(κατάσταση k, σύμβολο στοίβας k)}
  - Αν $\delta(q, a, b) = \{(q_1, b_1), \ldots,(q_k, b_k)\}$, τότε το αυτόματο διαβάζοντας το σύμβολο a όντας στην κατάσταση q τη στιγμή που η στοίβα έχει στην κορυφή της το σύμβολο b, τότε το αυτόματο μπορεί να μεταβεί στην κατάσταση q_i γράφοντας στη στοίβα το σύμβολο b_i για κάθε $1 \le i \le k$.
  - Τα σύμβολα στοίβας μπορούν να είναι και η κενή λέξη ε. Αυτό σημαίνει ότι η μηχανή δεν θα διαβάσει από τη στοίβα ή δεν θα γράψει σε αυτή.

PDA – Ορισμός

<u>ΟΡΙΣΜΟΣ</u>

Αυτόματο στοίβας είναι μια εξάδα $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, F)$, όπου

1. Q είναι ένα πεπερασμένο σύνολο, τα στοιχεία του οποίου ονομάζονται *καταστάσεις*,
2. Σ είναι ένα πεπερασμένο σύνολο, που ονομάζεται *αλφάβητο*,
3. Γ είναι ένα πεπερασμένο σύνολο, που ονομάζεται *αλφάβητο στοίβας*,
4. $\delta: Q \times \Sigma_\varepsilon \times \Gamma_\varepsilon \rightarrow P(Q \times \Gamma_\varepsilon)$, είναι η *συνάρτηση μεταβάσεων*,
5. $q_0 \in Q$ είναι η *εναρκτήρια κατάσταση*,
6. $F \subseteq Q$ είναι το *σύνολο των καταστάσεων αποδοχής* .

Παρατήρηση: Κάθε NFA είναι και PDA.

Ορισμός του υπολογισμού

- Το αυτόματο στοίβας $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, F)$ *αποδέχεται* μια λέξη w αν αυτή μπορεί να γραφτεί στη μορφή $w = w_1 w_2 \ldots w_m$ όπου κάθε $w_i \in \Sigma_\varepsilon$, και υπάρχει ακολουθία καταστάσεων $r_0, r_1, \ldots, r_m \in Q$. και ακολουθία λέξεων $s_0, s_1, \ldots, s_m \in \Gamma^*$ που να ικανοποιούν τις συνθήκες:
  - $r_0 = q_0$ και $s_0 = \varepsilon$
  - Για κάθε $i = 0, \ldots, m-1$, $(r_{i+1}, b) \in \delta(r_i, w_{i+1}, a)$ όπου $s_i = at$ και $s_{i+1} = bt$ για κάποια $a, b \in \Gamma_\varepsilon$ και $t \in \Gamma^*$, και
  - $r_m \in F$

- Το αυτόματο Μ *αναγνωρίζει* τη γλώσσα Α αν:

$$A = \{w \mid \text{το M αποδέχεται την } w\}$$

Περιγραφή Αυτομάτου Στοίβας (1)

- Πως παρουσιάζουμε ένα αυτόματο στοίβας;
- Πίνακας Μεταβάσεων
  - Για κάθε κατάσταση και κάθε σύμβολο της γλώσσας σημειώνουμε την εξέλιξη του αυτομάτου για κάθε δυνατό σύμβολο στην κορυφή της στοίβας.
  - Χωρίζουμε κάθε στήλη σε υποστήλες που αναφέρονται στα σύμβολα που δυνατόν να διαβάσουμε στην κορυφή της στοίβας.
  - Γράφοντας ε υπονοούμε ότι η μετάβαση γίνεται χωρίς ανάγνωση συμβόλου από τη στοίβα.
- Παράδειγμα: Αν $Q = \{q_1, q_2\}$, $\Sigma = \{0,1\}$, $\Gamma = \{0,\$\}$, ο πίνακας μεταβάσεων θα έχει την πιο κάτω μορφή:

Είσοδος	**0**			**1**			**ε**		
Στοίβα	0	$	ε	0	$	ε	0	$	ε
q_1									
q_2									

Περιγραφή Αυτομάτου Στοίβας (2)

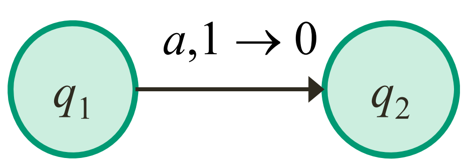
- Σχεδιάγραμμα Καταστάσεων
  - Στις ακμές του αυτομάτου τοποθετούμε πλειάδες της μορφής $a, b \rightarrow c$ όπου

    a: το σύμβολο στην είσοδο
    - Αν $a = \varepsilon$ το αυτόματο εκτελεί τη μετάβαση χωρίς να διαβάσει σύμβολο από την είσοδο

    b: το σύμβολο στην κορυφή της στοίβας
    - Αν $b = \varepsilon$ το αυτόματο εκτελεί τη μετάβαση χωρίς να διαβάσει σύμβολο από τη στοίβα

    c: σύμβολο με το οποίο αντικαθιστούμε το b στη στοίβα
    - Αν $c = \varepsilon$ το αυτόματο εκτελεί την μετάβαση χωρίς να αποθέσει σύμβολο στη στοίβα

- Παράδειγμα:

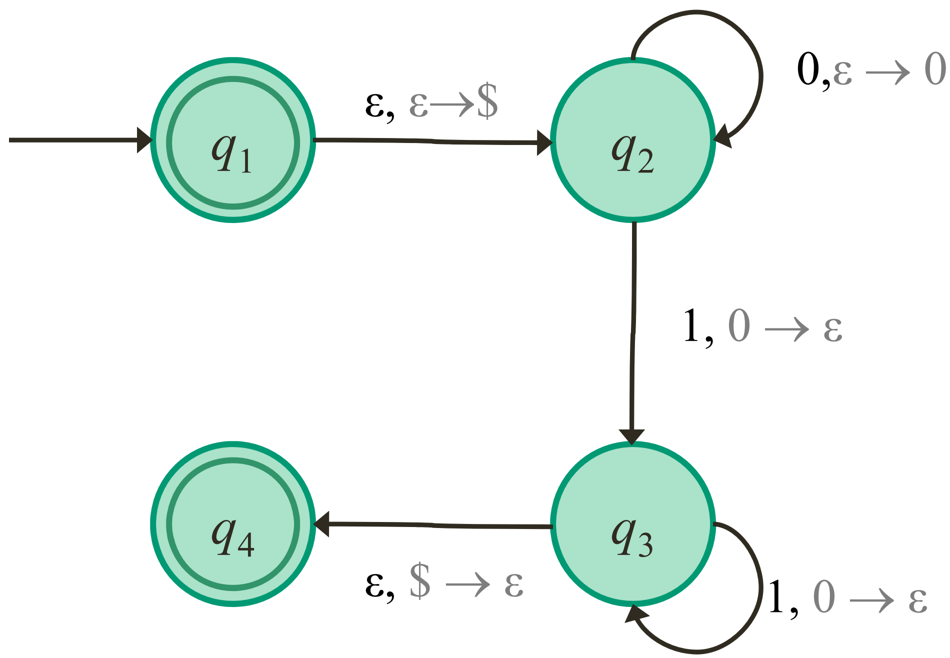


Αν στην κατάσταση q_1 διαβάσουμε το σύμβολο a και στην κορυφή της στοίβας βρίσκεται το 1 τότε το αυτόματο θα μεταβεί στην κατάσταση q_2 και το 1 θα αντικατασταθεί από 0.

Παράδειγμα 1

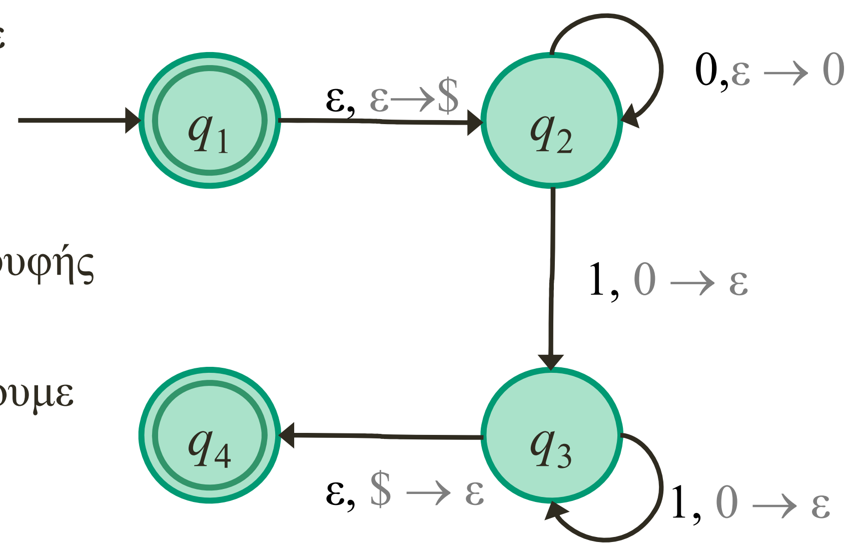
- Γλώσσα L=$\{0^n 1^n \mid n \geq 0\}$

- Αυτόματο Στοίβας
  - $Q = \{q_1, q_2, q_3, q_4\}$, $\Sigma = \{0,1\}$, $\Gamma = \{0,\$\}$, $F = \{q_1, q_4\}$



Παράδειγμα 1 (συν.)

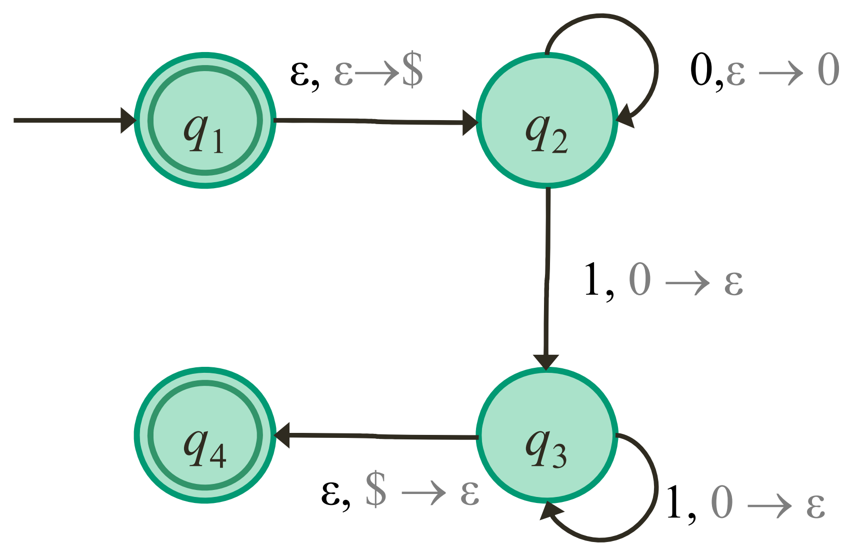
- Εξήγηση:
  - Από την αρχική κατάσταση χωρίς να διαβάσουμε σύμβολο τοποθετούμε το \$ στη στοίβα – με αυτό τον τρόπο μπορούμε να αναγνωρίσουμε τον πάτο της.
  - Από την q_2 για κάθε 0 που διαβάζουμε τοποθετούμε ένα 0 στη στοίβα χωρίς να ανασύρουμε οποιοδήποτε σύμβολο
  - Από την q_2 αν διαβάσουμε 1 και εφόσον υπάρχει 0 στην κορυφή της στοίβας διαγράφουμε το 0 από τη στοίβα και προχωρούμε στην κατάσταση q_3
  - Από την q_3 κάθε φορά που διαβάζουμε το 1 εφόσον υπάρχει 0 στη στοίβα ανασύρουμε τον κόμβο κορυφής.
  - Όταν αδειάσει η στοίβα (ο κόμβος κορυφής είναι το σύμβολο \$) προχωρούμε στην τελική κατάσταση q_4 χωρίς να διαβάσουμε οποιοδήποτε σύμβολο.



Παράδειγμα 1 (συν.)

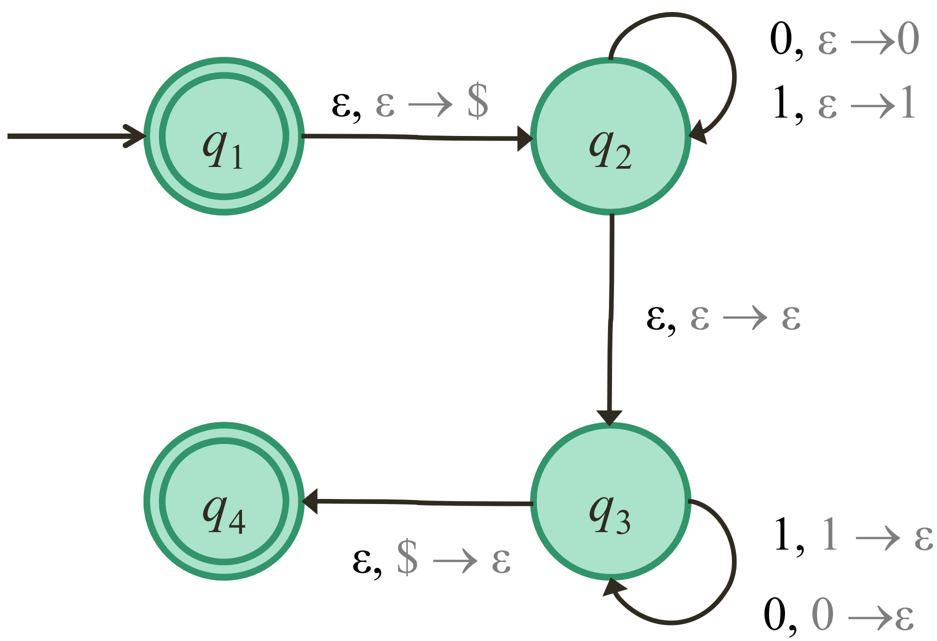
- Πίνακας μεταβάσεων

Είσοδος	0			1			ε		
Στοίβα	0	\$	ε	0	\$	ε	0	\$	ε
q_1									$\{(q_2,\$)\}$
q_2			$\{(q_2,0)\}$	$\{(q_3,\varepsilon)\}$					
q_3				$\{(q_3,\varepsilon)\}$				$\{(q_4,\varepsilon)\}$	
q_4									



Παράδειγμα 2

- Γλώσσα L=$\{ww^R \mid w \in \{0,1\}^*\}$
  - w^R: ανάστροφη π.χ. Αν w = 0111 τότε w^R = 1110



Ισοδυναμία PDA με CFG

<u>ΘΕΩΡΗΜΑ</u>

Μια γλώσσα είναι ασυμφραστική αν και μόνο αν υπάρχει αυτόματο στοίβας που την αναγνωρίζει.

<u>ΛΗΜΜΑ 1</u>

Αν μια γλώσσα είναι ασυμφραστική, τότε υπάρχει αυτόματο στοίβας που την αναγνωρίζει.

<u>ΛΗΜΜΑ 2</u>

Κάθε γλώσσα που αναγνωρίζεται από ένα αυτόματο στοίβας είναι ασυμφραστική.

Απόδειξη Λήμματος 1

<u>ΛΗΜΜΑ 1</u>

Αν μια γλώσσα είναι ασυμφραστική, τότε υπάρχει αυτόματο στοίβας που την αναγνωρίζει.

- Έστω Α, μια ασυμφραστική γλώσσα
- Εξ' ορισμού παράγεται από κάποια ασυμφραστική γραμματική G.
- Στόχος: Να μετατρέψουμε τη γραμματική G σε ένα ισοδύναμο αυτόματο στοίβας P.
  - Το P πρέπει να αποδέχεται μια λέξη *w* αν και μόνο αν η *w* παράγεται από τη G.
- Δυσκολία: Ανά πάσα στιγμή δυνατόν να υπάρχουν >1 κανόνες αντικατάστασης για μια μεταβλητή.
  - Αυτό όμως μπορεί να αντιμετωπιστεί μέσω μη-ντετερμινισμού στο αυτόματο.

Βασική Ιδέα (1)

- Έστω η γραμματική

  $$P \rightarrow aPb \mid abbQc$$
  $$Q \rightarrow \ldots$$

  και η λέξη *aab*.

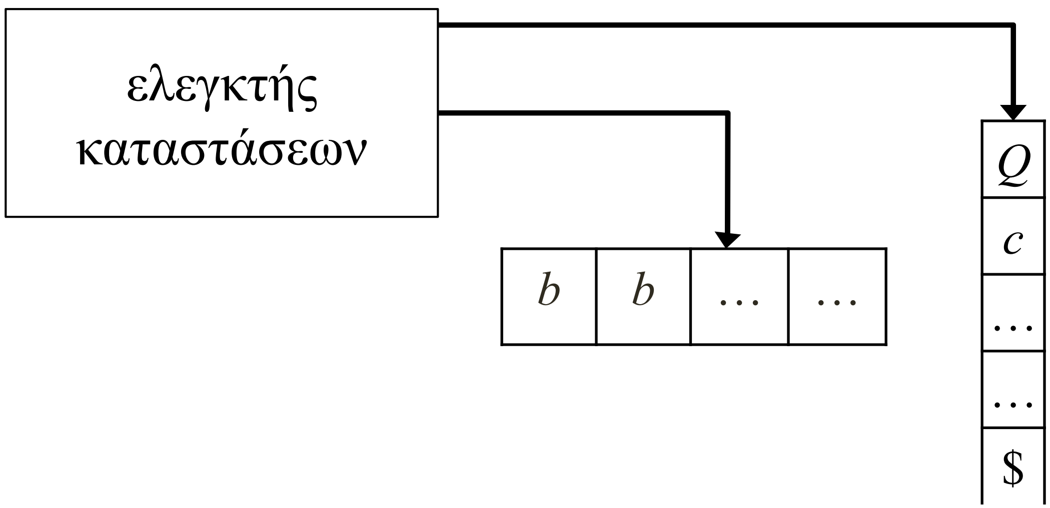
- Το αυτόματο θα πρέπει να ξεκινήσει με την αρχική μεταβλητή *P* και να κωδικοποιήσει μη-ντετερμινιστικά τους δύο κανόνες που αναφέρονται σε αυτή.

- Έτσι, με είσοδο *a* το αυτόματο θα πρέπει να έχει δύο εναλλακτικές μεταβάσεις:
  – Η πρώτη θα πρέπει να προχωρήσει σύμφωνα με το *Pb*, και
  – Η δεύτερη σύμφωνα με το *bbQc*.

- Και στις δύο περιπτώσεις θα αξιοποιήσουμε τη στοίβα:
  – Ενδιάμεσες λέξεις τοποθετούνται στη στοίβα
  – Με την εξαίρεση όποιων αρχικών τερματικών συμβόλων τα οποία συγκρίνονται απευθείας με τα σύμβολα που διαβάζονται από την είσοδο.

Βασική Ιδέα (2)

- Αν η ενδιάμεση λέξη είναι η *bbQc* τότε
  - Θα τοποθετήσουμε στη στοίβα τα σύμβολα *Qc*
  - Ενώ θα περιμένουμε στην είσοδο την εμφάνιση των χαρακτήρων *bb*.



Η κατασκευή περιγραφικά

- Το αυτόματο μιμείται μια εξ'αριστερών παραγωγή της συμβολοσειράς εισόδου
- Βήμα 1: Αποθέτουμε στην στοίβα το ειδικό σύμβολο \$ και την εναρκτήρια μεταβλητή
- Βήμα 2: Επαναλαμβάνουμε τα ακόλουθα
  – Αν στην κορυφή της στοίβας έχουμε τη μεταβλητή Α, επιλέγουμε μη-ντετερμινιστικά έναν από τους κανόνες του Α και αντικαθιστούμε τη μεταβλητή με τη λέξη στο δεξί μέρος του κανόνα
  – Αν στην κορυφή της στοίβας είναι ένα τερματικό σύμβολο a, διαβάζουμε το επόμενο σύμβολο από την είσοδο και συγκρίνουμε με το a.
    - Αν τα σύμβολα συμπίπτουν τότε συνεχίζουμε
    - Διαφορετικά απορρίπτουμε (σε αυτό το μονοπάτι)
  – Αν στην κορυφή της στοίβας είναι το \$, πάμε στην κατάσταση αποδοχής.
    - Αν η λέξη εισόδου έχει εξαντληθεί τότε γίνεται αποδεκτή.

Εγγραφή λέξης στη στοίβα (1)

- Για υλοποίηση της πιο πάνω ιδέας, σε κάποια σημεία της κατασκευής του αυτομάτου στοίβας θα χρειάζεται να γράψουμε μια μη κενή λέξη.
- Αυτό δεν είναι συμβατό με τη συνάρτηση μεταβάσεων των αυτομάτων στοίβας δ: $Q \times \Sigma_\varepsilon \times \Gamma_\varepsilon \rightarrow P(Q \times \Gamma_\varepsilon)$.
- Για απλούστερη παρουσίαση της κατασκευής, εισάγουμε την εξής συντομογραφία.
- Γράφουμε $(r,u) \in \delta(q, a, s)$, όπου $u = u_1 \ldots u_n$, για να δηλώσουμε ότι κάθε φορά που
  - βρισκόμαστε στην κατάσταση q,
  - διαβάζουμε a στην είσοδο και
  - το s βρίσκεται στην κορυφή της στοίβας,

  θα μεταβαίνουμε στην r αφού αποθέσουμε στη στοίβα τη λέξη u.

Εγγραφή λέξης στη στοίβα (2)

- Αυτό τυπικά μπορεί να υλοποιηθεί εισάγοντας καινούριες καταστάσεις και γράφοντας ένα-ένα τα γράμματα της λέξης $u = u_1 \ldots u_n$ στη στοίβα ξεκινώντας από το τελευταίο γράμμα και προχωρώντας προς το πρώτο:

- Βήμα 1: Εισάγουμε νέες καταστάσεις $q_1, \ldots, q_{n\text{-}1}$
- Βήμα 2: Τροποποιούμε τη συνάρτηση μεταβάσεων
  - Προσθέτουμε στο $\delta(q, a, s)$ το μέλος (q_1, u_n)
  - Εισάγουμε τις μεταβάσεις

    $\delta(q_1, \varepsilon, \varepsilon) = \{(q_2, u_{n\text{-}1})\}$,

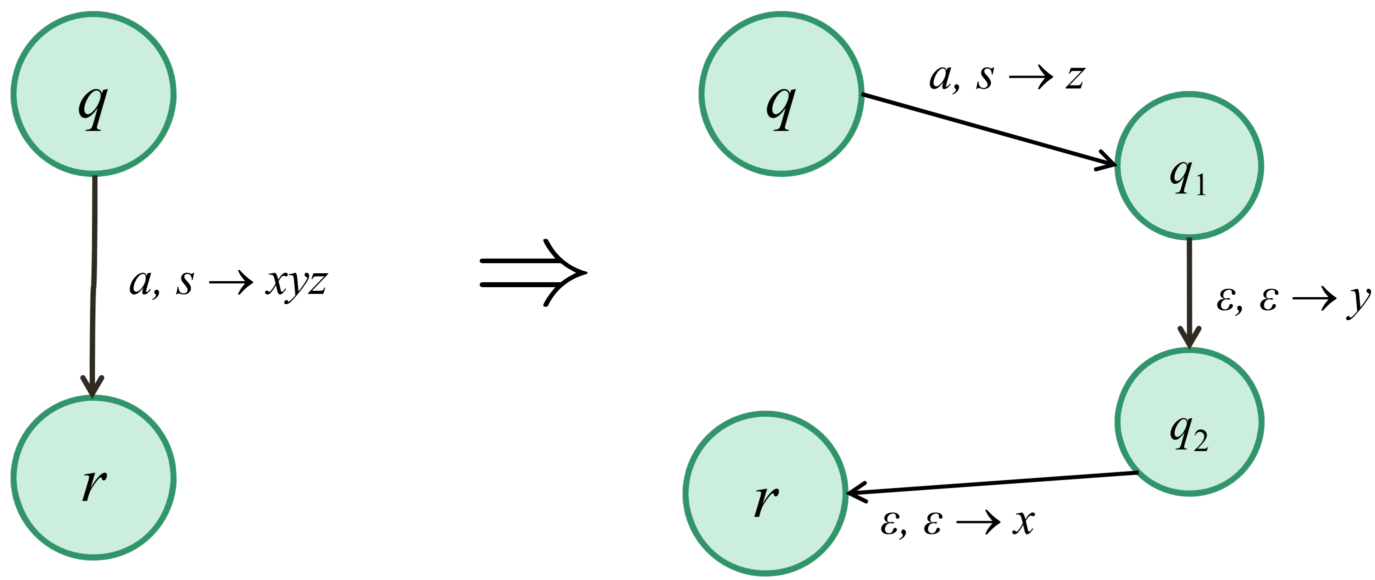
    …

    $\delta(q_{n\text{-}1}, \varepsilon, \varepsilon) = \{(r, u_1)\}$

Υλοποίηση συντομογραφίας

- Συντομογραφία: $(r, xyz) \in \delta(q, a, s)$

- Υλοποίηση:



Τυπική Περιγραφή Κατασκευής

- Το ζητούμενο αυτόματο στοίβας $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_{\text{start}}, \{q_{\text{end}}\})$ ορίζεται ως εξής:
- $Q = \{ q_{start} , q_{loop} , q_{end} \} \quad \cup \; E$
  - Όπου E είναι το σύνολο των καταστάσεων που απαιτούνται για τις αντικαταστάσεις των μεταβλητών με λέξεις
- Η συνάρτηση μεταβάσεων είναι η εξής:
  - $\delta(q_{start} , \varepsilon, \varepsilon) = \{(q_{loop,}\ S\$)\}$

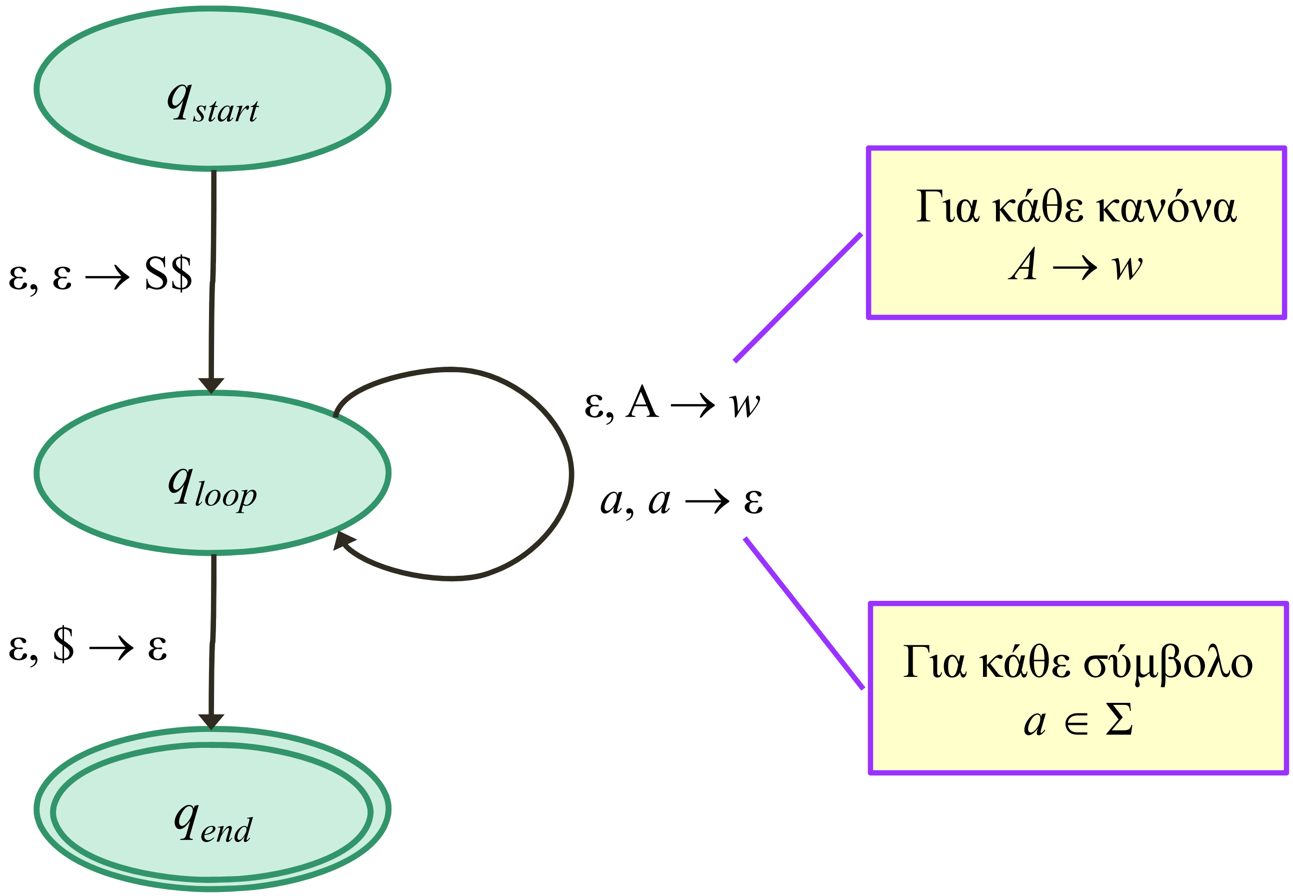
    Εξήγηση: Αρχικά προσθέτουμε το σύμβολο \$ που δηλώνει ότι η στοίβα είναι κενή και την αρχική μεταβλητή S
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, \mathrm{A}) = \{(q_{loop,}\ w) \mid$ υπάρχει κανόνας $\mathrm{A} \rightarrow w$ στη γραμματική$\}$

    Εξήγηση: Αν η μεταβλητή Α βρίσκεται στην κορυφή της στοίβας, δημιουργούμε μια μετάβαση για κάθε κανόνα παραγωγής της Α. Για κάθε μετάβαση αντικαθιστούμε το Α με τη σχετική λέξη.
  - $\delta(q_{loop}, a, a) = \{(q_{loop,}\ \varepsilon)\}$

    Εξήγηση: Αν το σύμβολο a βρίσκεται στην κορυφή της στοίβας τότε δημιουργούμε μετάβαση που αναμένει να λάβει το εν λόγω σύμβολο
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, \$) = \{(q_{end,}\ \varepsilon)\}$

    Εξήγηση: Αν το σύμβολο *\$* βρίσκεται στην κορυφή της στοίβας τότε τερματίζουμε.

Κατασκευή – το διάγραμμα καταστάσεων



Παράδειγμα 1

- Να κατασκευάσετε αυτόματο στοίβας το οποίο να είναι ισοδύναμο με την πιο κάτω γραμματική.

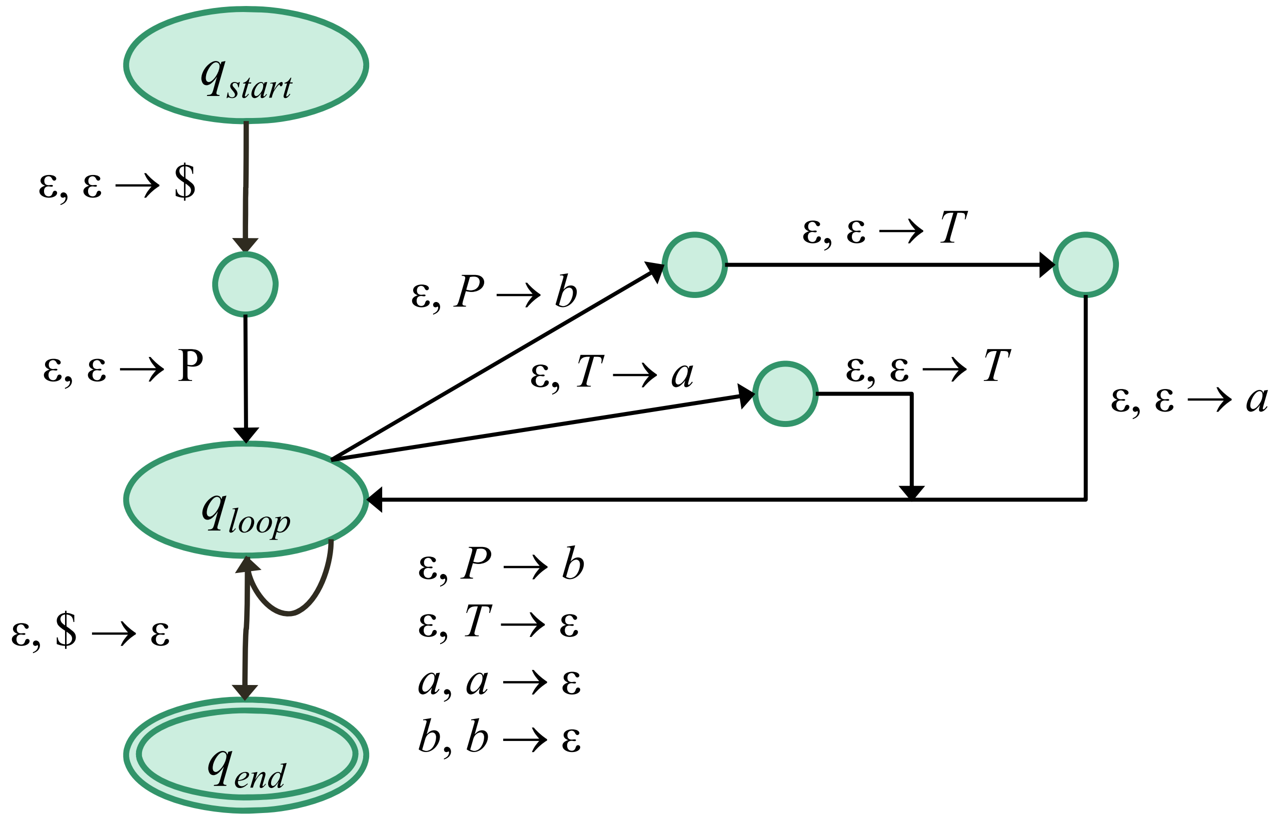
$$P \rightarrow aTb \mid b$$

$$T \rightarrow Ta \mid \varepsilon$$

- Σύμφωνα με την κατασκευή που δημιουργήσαμε, το ισοδύναμο αυτόματο έχει τις εξής μεταβάσεις:
  - $\delta(q_{start}, \varepsilon, \varepsilon) = (q_{loop}, P\$)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, P) = (q_{loop}, aTb)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, P) = (q_{loop}, b)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, T) = (q_{loop}, Ta)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, T) = (q_{loop}, \varepsilon)$
  - $\delta(q_{loop}, a, a) = (q_{loop}, \varepsilon)$
  - $\delta(q_{loop}, b, b) = (q_{loop}, \varepsilon)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, \$) = (q_{end}, \varepsilon)$

Παράδειγμα 1 (συν.)

- Αν αναλύσουμε τις μεταβάσεις που αναφέρονται σε λέξεις, το αυτόματο έχει ως εξής:



Παράδειγμα 2

- Να κατασκευάσετε αυτόματο στοίβας το οποίο να είναι ισοδύναμο με την πιο κάτω γλώσσα.

$$L=\{w\#w^R \mid w\in \{a,b\}^*\}$$

- Η γραμματική που παράγει τη γλώσσα είναι η

$$S \rightarrow aSa \mid bSb \mid \#$$

- Σύμφωνα με την κατασκευή που ορίσαμε, το ισοδύναμο αυτόματο έχει τις εξής μεταβάσεις:
  - $\delta(q_{start}, \varepsilon, \varepsilon) = (q_{loop}, S\$)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, S) = (q_{loop}, aSa)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, S) = (q_{loop}, bSb)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, S) = (q_{loop}, \#)$
  - $\delta(q_{loop}, a, a) = (q_{loop}, \varepsilon)$
  - $\delta(q_{loop}, b, b) = (q_{loop}, \varepsilon)$
  - $\delta(q_{loop}, \#, \varepsilon) = (q_{loop}, \varepsilon)$
  - $\delta(q_{loop}, \varepsilon, \$) = (q_{end}, \varepsilon)$

- Άσκηση: Δώστε αναλυτικά το ισοδύναμο αυτόματο που περιλαμβάνει όλες τις ενδιάμεσες καταστάσεις.

Λήμμα 2

ΛΗΜΜΑ 2

Κάθε γλώσσα που αναγνωρίζεται από ένα αυτόματο στοίβας είναι ασυμφραστική.

- Αποδεικτική Ιδέα: Να βρούμε μια κατασκευή μέσω της οποίας κάθε PDA να μεταφράζεται σε ασυμφραστική γραμματική.

- Κατασκευαστική Ιδέα:
  - Για κάθε ζεύγος καταστάσεων p, q του αυτόματου θα υπάρχει μια μεταβλητή A_{pq} που να παράγει όλες τις λέξεις που μπορούν να οδηγήσουν το αυτόματο από την p με κενή στοίβα στην q με κενή στοίβα.

- Απόδειξη Παραλείπεται.

Πόρισμα

- Κάθε κανονική γλώσσα είναι και ασυμφραστική
  – Αυτόματα στοίβας αναγνωρίζουν την κλάση των ασυμφραστικών γλωσσών
  – Πεπερασμένα αυτόματα αναγνωρίζουν τις κανονικές γλώσσες
  – Κάθε πεπερασμένο αυτόματο είναι αυτόματο στοίβας που αγνοεί την στοίβα.