

# Κανονικές Γλώσσες

---

Διδάσκοντες: **Φ. Αφράτη, Δ. Φωτάκης, Δ. Σούλιου**  
Επιμέλεια διαφανειών: **Δ. Φωτάκης**

Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών  
και Μηχανικών Υπολογιστών

Εθνικό Μετσόβιο Πολυτεχνείο



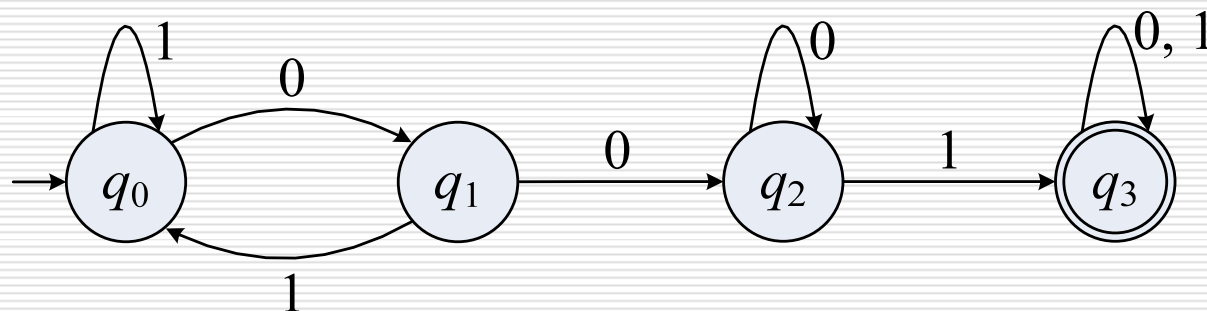
# Κανονικές Γλώσσες

- Κανονική γλώσσα αν παράγεται από κανονική γραμματική.
- Παραγωγές  $P \subseteq (V - \Sigma) \times \Sigma^*((V - \Sigma) \cup \epsilon)$ 
  - Παραγωγές μορφής:  $A \rightarrow w \mid wB$ ,  $w \in \Sigma^*$ ,  $A, B \in V - \Sigma$
  - Ένα μη-τερματικό αριστερά.
  - Στα δεξιά, το πολύ ένα μη-τερματικό στο τέλος.

$V = \{0, 1, A, B, S\},$ $\Sigma = \{0, 1\},$ $S$	<table style="margin: auto; border-collapse: collapse;"> <tr><td style="border-top: 1px solid black; border-bottom: 1px solid black; padding: 5px;">Παραγωγές <math>P_1</math></td></tr> <tr><td style="padding: 5px;"><math>S \rightarrow 1S \mid 0A</math></td></tr> <tr><td style="padding: 5px;"><math>A \rightarrow 1S \mid 0B</math></td></tr> <tr><td style="padding: 5px;"><math>B \rightarrow 1S \mid 0B \mid 0</math></td></tr> </table>	Παραγωγές $P_1$	$S \rightarrow 1S \mid 0A$	$A \rightarrow 1S \mid 0B$	$B \rightarrow 1S \mid 0B \mid 0$	<table style="margin: auto; border-collapse: collapse;"> <tr><td style="border-top: 1px solid black; border-bottom: 1px solid black; padding: 5px;">Παραγωγές <math>P_2</math></td></tr> <tr><td style="padding: 5px;"><math>S \rightarrow 1S \mid 1 \mid 0A</math></td></tr> <tr><td style="padding: 5px;"><math>A \rightarrow 1A \mid 0B</math></td></tr> <tr><td style="padding: 5px;"><math>B \rightarrow 1B \mid 0S \mid 0</math></td></tr> </table>	Παραγωγές $P_2$	$S \rightarrow 1S \mid 1 \mid 0A$	$A \rightarrow 1A \mid 0B$	$B \rightarrow 1B \mid 0S \mid 0$
Παραγωγές $P_1$										
$S \rightarrow 1S \mid 0A$										
$A \rightarrow 1S \mid 0B$										
$B \rightarrow 1S \mid 0B \mid 0$										
Παραγωγές $P_2$										
$S \rightarrow 1S \mid 1 \mid 0A$										
$A \rightarrow 1A \mid 0B$										
$B \rightarrow 1B \mid 0S \mid 0$										
$V' = \{0, 1, S\},$ $\Sigma = \{0, 1\},$ $S$	<table style="margin: auto; border-collapse: collapse;"> <tr><td style="border-top: 1px solid black; border-bottom: 1px solid black; padding: 5px;">Παραγωγές <math>P_3</math></td></tr> <tr><td style="padding: 5px;"><math>S \rightarrow 01S \mid 010S \mid \epsilon</math></td></tr> </table>	Παραγωγές $P_3$	$S \rightarrow 01S \mid 010S \mid \epsilon$							
Παραγωγές $P_3$										
$S \rightarrow 01S \mid 010S \mid \epsilon$										

# Κανονικές Γλώσσες και Αυτόματα

- Αν γλώσσα αποφασίζεται από (D)FA, τότε παράγεται από κανονική γραμματική.
  - DFA  $M(Q, \Sigma, \delta, s, F)$  και  $L = L(M)$ .
  - **Κανονική** γραμματική  $G$  για την  $L$ :
    - $V = Q \cup \Sigma$  (**μη-τερματικά** αντιστοιχούν σε **καταστάσεις**)
    - $S = s$
    - Παραγωγές  $P = \{p \rightarrow \sigma q : \delta(p, \sigma) = q\} \cup \{f \rightarrow \varepsilon : f \in F\}$
  - Με επαγωγή αποδεικνύεται (εύκολα) ότι  $L = L(G)$



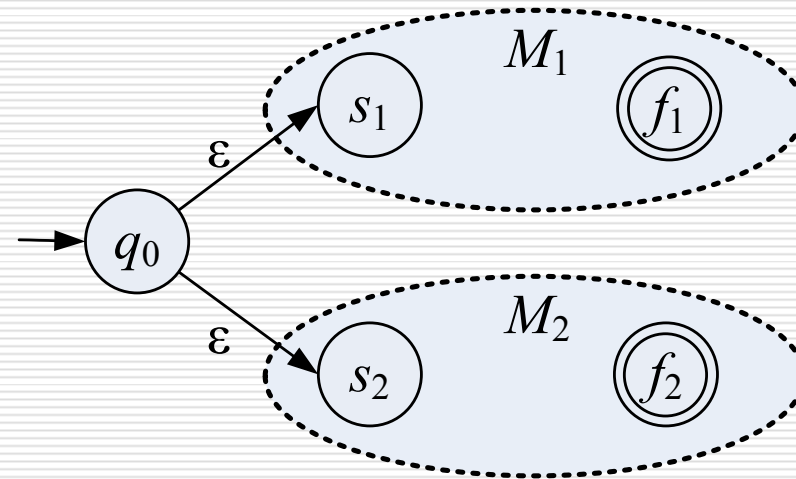
# Κανονικές Γλώσσες και Αυτόματα

---

- Κάθε κανονική γλώσσα αποφασίζεται από (N)FA.
  - Κανονική γραμματική  $G(V, \Sigma, S, P)$  που παράγει  $L = L(G)$ .
    - Χ.β.γ παραγωγές  $A \rightarrow \varepsilon \mid \sigma \mid \sigma B, \sigma \in \Sigma, A, B \in V - \Sigma$
  - Μη-ντετερμινιστικό αυτόματο:
    - $Q = (V - \Sigma) \cup \{f\}, s = S, F = \{f\}$
    - Σχέση μετάβασης  $\Delta: (A, \sigma, B) \in \Delta, \text{ κανόνας } A \rightarrow \sigma B$   
 $(A, \sigma, f) \in \Delta, \text{ κανόνας } A \rightarrow \sigma$   
 $(A, \varepsilon, f) \in \Delta, \text{ κανόνας } A \rightarrow \varepsilon$
  - Με επαγωγή αποδεικνύεται (εύκολα) ότι  $L = L(M)$
- Κλάση κανονικών γλωσσών ταυτίζεται με κλάση γλωσσών που αποφασίζονται από DFA (και NFA).

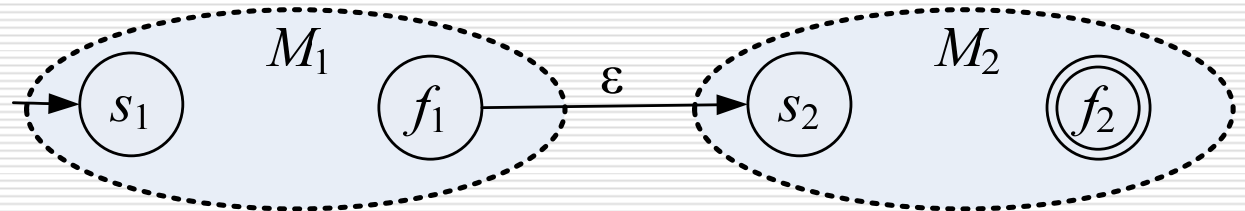
# Κλειστότητα

- Η κλάση των κανονικών γλωσσών είναι **κλειστή** ως προς:
  - Ένωση  $L_1 \cup L_2$

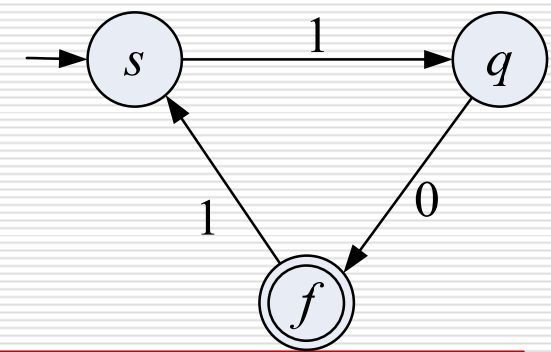


# Κλειστότητα

- Η κλάση των κανονικών γλωσσών είναι **κλειστή** ως προς:
  - Ένωση  $L_1 \cup L_2$
  - Παράθεση  $L_1 L_2$

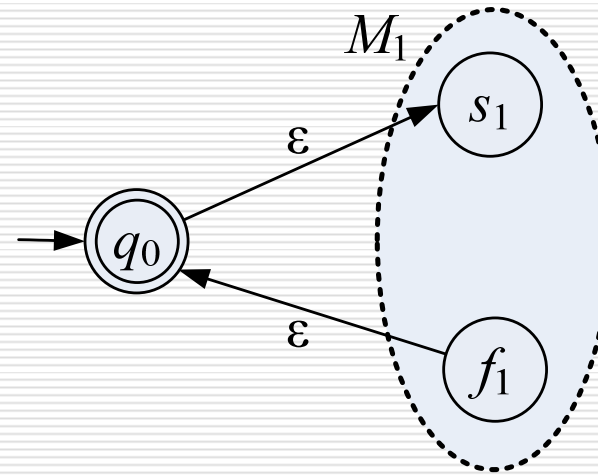


# Κλειστότητα



□ Η κλάση των κανονικών γλωσσών είναι **κλειστή** ως προς:

- Ένωση  $L_1 \cup L_2$
- Παράθεση  $L_1 L_2$
- Kleene star  $L^*$



# Κλειστότητα

---

- Η κλάση των κανονικών γλωσσών είναι **κλειστή** ως προς:
  - Ένωση  $L_1 \cup L_2$
  - Παράθεση  $L_1 L_2$
  - Kleene star  $L^*$
  - Συμπλήρωμα
    - DFA και εναλλαγή τελικών – μη τελικών.
  - Τομή  $L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}$

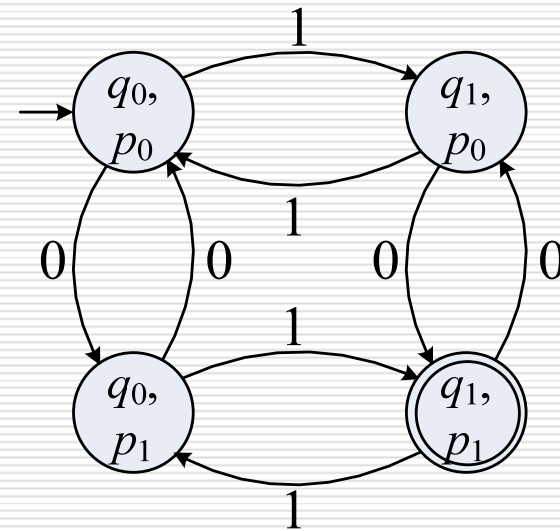
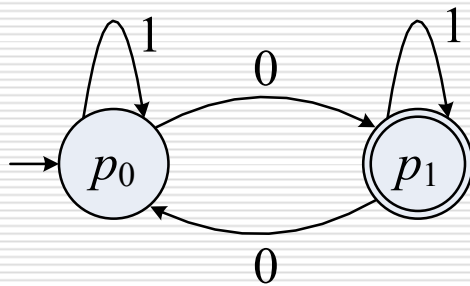
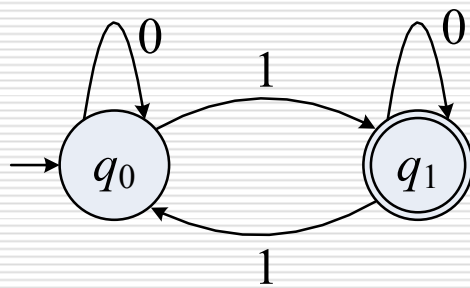


# Κλειστότητα

---

- Η κλάση των κανονικών γλωσσών είναι **κλειστή** ως προς:
  - Τομή  $L_1 \cap L_2$
  - Έστω DFA  $M_1(Q_1, \Sigma, \delta_1, s_1, F_1)$  με  $L_1 = L(M_1)$  και DFA  $M_2(Q_2, \Sigma, \delta_2, s_2, F_2)$  με  $L_2 = L(M_2)$ .
  - Ορίζουμε DFA  $M'(Q', \Sigma, \delta', s', F')$  με  $L(M') = L_1 \cap L_2$ 
    - Καταστάσεις  $Q' = Q_1 \times Q_2$
    - Αρχική κατάσταση  $s' = (s_1, s_2)$
    - Τελικές καταστάσεις  $F' = \{(p, q) : p \in F_1 \text{ και } q \in F_2\}$
    - Συνάρτηση μετάβασης  $\delta((p, q), \sigma) = (\delta_1(p, \sigma), \delta_2(q, \sigma))$
  - Διαφορά  $L(M_1) - L(M_2)$ 
    - Μόνη αλλαγή: Τελικές =  $\{(p, q) : p \in F_1 \text{ και } q \notin F_2\}$

# Παράδειγμα



# Κανονικές Εκφράσεις

---

- Κανονική έκφραση αλφάβητου  $\Sigma$  :
  1. Το  $\emptyset$  και κάθε  $\sigma \in \Sigma$  είναι ΚΕ.
  2. Αν  $\alpha$  και  $\beta$  είναι ΚΕ, τότε  $(\alpha \cup \beta)$  είναι ΚΕ.
  3. Αν  $\alpha$  και  $\beta$  είναι ΚΕ, τότε  $(\alpha \beta)$  είναι ΚΕ.
  4. Αν  $\alpha$  είναι ΚΕ, τότε  $\alpha^*$  είναι ΚΕ.
  5. Τίποτα άλλο δεν είναι ΚΕ.
  
- Παραδείγματα ΚΕ του  $\Sigma = \{0, 1\}$ : (παραλείπουμε παρενθέσεις)
  - $(0 \cup 1), (0 \cup 1)1^*, ((0 \cup 1)1(0 \cup 1)0)^*$
  - $(10 \cup 01)^* \cup (0001 \cup 1000)^*, (1 \cup 1^*)^*$
  - $0^*10^*010^*(10^* \cup \emptyset^*)$

# ... και Αντίστοιχες Γλώσσες

---

- Αν  $\alpha$  μια ΚΕ,  $\mathcal{L}(\alpha)$  είναι η αντίστοιχη γλώσσα.
  1.  $\mathcal{L}(\emptyset) = \emptyset, \mathcal{L}(\sigma) = \{\sigma\}$
  2.  $\mathcal{L}((\alpha \cup \beta)) = \mathcal{L}(\alpha) \cup \mathcal{L}(\beta)$
  3.  $\mathcal{L}((\alpha\beta)) = \mathcal{L}(\alpha)\mathcal{L}(\beta)$
  4.  $\mathcal{L}(\alpha^*) = \mathcal{L}(\alpha)^*$
- Αναπαράσταση μιας γλώσσα με κανονική έκφραση δεν είναι κατ' ανάγκη μοναδική.
  - Μια γλώσσα μπορεί να αναπαρίσταται από άπειρες κανονικές εκφράσεις.

# Παραδείγματα

---

- Ποια γλώσσα αντιστοιχεί στην ΚΕ:  $(a \cup b)^*$

$$\begin{aligned}\mathcal{L}((a \cup b)^*) &= \mathcal{L}((a \cup b))^* && \text{(κανόνας 4)} \\ &= (\mathcal{L}(a) \cup \mathcal{L}(b))^* && \text{(κανόνας 2)} \\ &= (\{a\} \cup \{b\})^* && \text{(κανόνας 1)} \\ &= \{a, b\}^*\end{aligned}$$

- Ποια γλώσσα αντιστοιχεί στην ΚΕ:  $((a \cup b)^*(ba))$

$$\begin{aligned}\mathcal{L}(((a \cup b)^*(ba))) &= \mathcal{L}((a \cup b)^*)\mathcal{L}((ba)) && \text{(κανόνας 3)} \\ &= \mathcal{L}((a \cup b))^*(\mathcal{L}(b)\mathcal{L}(a)) && \text{(κανόνες 4 και 3)} \\ &= (\mathcal{L}(a) \cup \mathcal{L}(b))^*\{b\}\{a\} && \text{(κανόνες 2 και 1)} \\ &= \{a, b\}^*\{ba\} && \text{(κανόνας 1)}\end{aligned}$$

# Παραδείγματα

---

- Ποια γλώσσα αντιστοιχεί στην ΚΕ:  $(a \cup (ba))^*$

$$\begin{aligned}\mathcal{L}((a \cup (ba))^*) &= \mathcal{L}((a \cup (ba)))^* && \text{(κανόνας 4)} \\ &= (\mathcal{L}(a) \cup \mathcal{L}((ba)))^* && \text{(κανόνας 2)} \\ &= (\mathcal{L}(a) \cup (\mathcal{L}(b)\mathcal{L}(a)))^* && \text{(κανόνας 3)} \\ &= (\{a\} \cup (\{b\}\{a\}))^* && \text{(κανόνας 1)} \\ &= \{a, ba\}^*\end{aligned}$$

- Κάθε  $b$  ακολουθείται από  $a$   
(ή δεν περιέχει δύο συνεχόμενα  $b$ ).

- Γλώσσα  $(\varepsilon \cup 1 \cup 11)(0 \cup 01 \cup 011)^*$

- Δεν περιέχει  $111$ .

- Κενή συμβολοσειρά  $\varepsilon$  εκφράζεται σαν  $\emptyset^*$

# Παραδείγματα

---

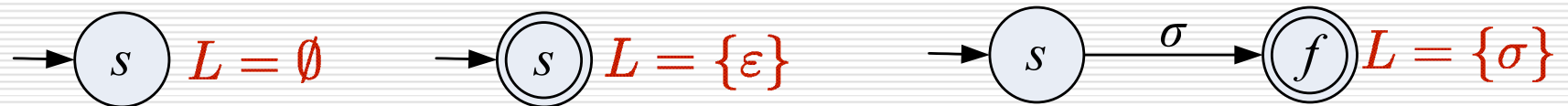
- ΚΕ για  $L = \{w \in \{a, b\}^* : w \text{ περιέχει } ba \text{ και τελειώνει σε } b\}$   
 $(a \cup b)^* ba (a \cup b)^* b$
- ΚΕ για  $L = \{w \in \{0, 1\}^* : w \text{ περιέχει ζυγό αριθμό } 0\}$   
 $(1^* 0 1^* 0)^* 1^* \quad \text{ή} \quad (1 \cup 0 1^* 0)^*$
- $L = \{w \in \{0, 1\}^* : w \text{ τελειώνει με } 1 \text{ και δεν περιέχει } 00\}$   
 $(1 \cup 0 1)(1 \cup 0 1)^*$
- ΚΕ για  $L = \{w \in \{0, 1\}^* : w \text{ περιέχει μία εμφάνιση του } 00\}$   
 $(1 \cup 0 1)^* 0 0 (1 \cup 1 0)^*$
- ΚΕ για  $L = \{w \in \{0, 1\}^* : w \text{ δεν περιέχει } 110\}$   
 $(0 \cup 1 0)^* 1^*$

# Κανονικές Εκφράσεις και Αυτόματα

□ Κάθε γλώσσα που αναπαρίσταται από **κανονική έκφραση** αποφασίζεται από **(N)FA** (και είναι **κανονική**).

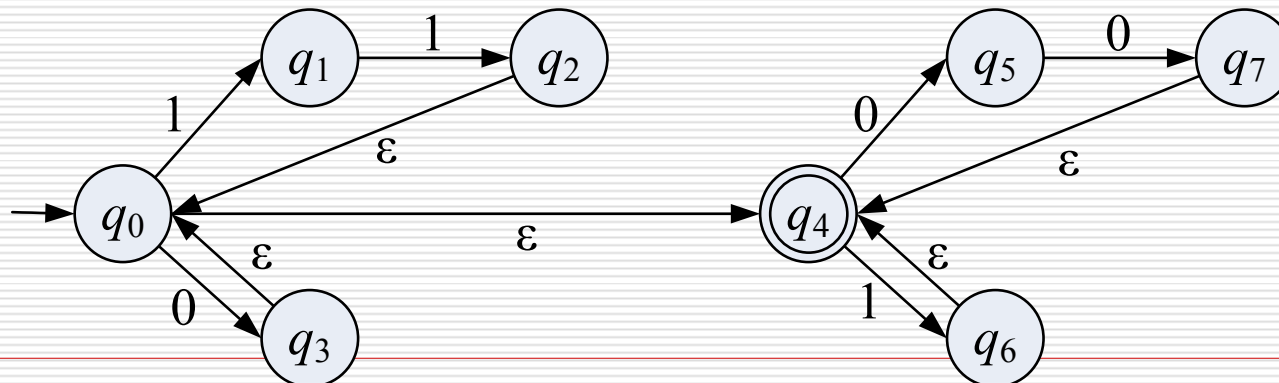
■ Απόδειξη με **επαγωγή** στην πολυπλοκότητα της ΚΕ.

■ Βάση: ορίζουμε (στοιχειώδη) NFA για  $\emptyset$ ,  $\{\sigma\}$ , και  $\{\varepsilon\}$ .



■ Βήμα: για **ένωση**, **παράθεση**, **\*** βλ. προηγούμενες κατασκευές.

■ Παράδειγμα: Γλώσσα  $(11 \cup 0)^*(00 \cup 1)^*$





# Κανονικές Εκφράσεις και Αυτόματα

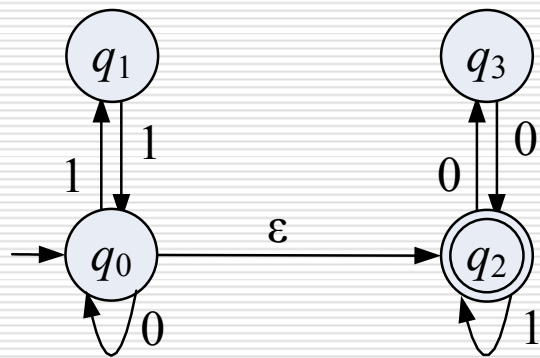
---

- Κάθε κανονική γλώσσα (που αποφασίζεται από (D)FA) αναπαρίσταται από **κανονική έκφραση**.
  - Αλγόριθμος **δυναμικού προγραμματισμού** (παρόμοιος με αλγόριθμο Warshall) **παράγει κανονική έκφραση** από περιγραφή DFA.
- Τα παρακάτω είναι ισοδύναμα:
  - Μια γλώσσα παράγεται από **κανονική γραμματική**.
  - Μια γλώσσα αναπαρίσταται από **κανονική έκφραση**.
  - Μια γλώσσα αποφασίζεται από **DFA**.
  - Μια γλώσσα αποφασίζεται από **NFA**.

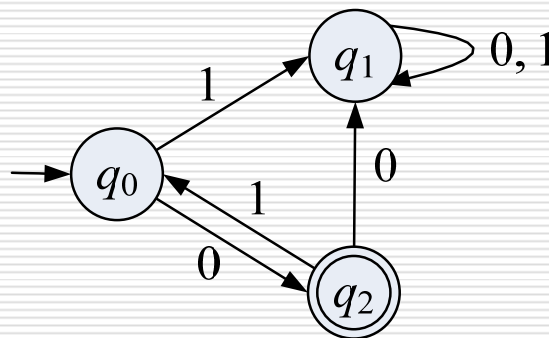
# Κανονικές Εκφράσεις και Αυτόματα

- Κανονικές Εκφράσεις για γλώσσες που αναγνωρίζονται από παρακάτω αυτόματα.

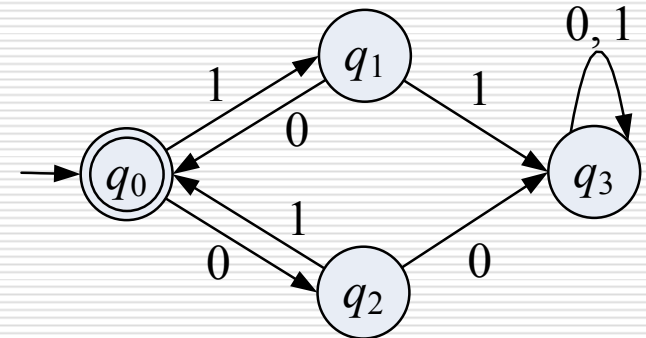
$$(11 \cup 0)^*(00 \cup 1)^*$$



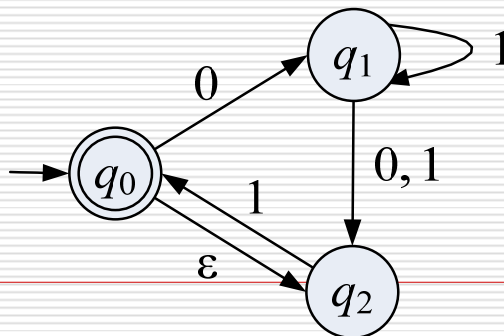
$$0(10)^*$$



$$(10 \cup 01)^*$$



$$(01^*(0 \cup 1)1 \cup 1)^*$$



# ΚΕ και DFA

- Κάθε γλώσσα που γίνεται δεκτή από DFA αναπαρίσταται από κανονική έκφραση.
  - Έστω  $M(Q, \Sigma, \delta, s, F)$  με  $Q = \{q_1, \dots, q_n\}$  και  $s = q_1$
  - Θα ορίσουμε κανονική έκφραση  $R: L(R) = L(M)$ .
  - Για κάθε  $i, j = 1, \dots, n$  και  $k = 0, \dots, n$ , ορίζουμε  $R^{[k]}(i, j) =$  σύνολο συμβ/ρών  $\Sigma^*$  που οδηγούν  $M$  από  $q_i$  σε  $q_j$  χωρίς να περάσει από ενδιάμεση κατάσταση με δείκτη  $> k$ . Αρχική  $q_i$  και τελική  $q_j$  μπορούν να έχουν δείκτη  $> k$ 
$$R^{[n]}(i, j) = \{w \in \Sigma^* : (q_i, w) \vdash_M^* (q_j, \varepsilon)\}$$
$$L(M) = \cup\{R^{[n]}(1, j) : q_j \in F\}$$
- Αν  $R^{[k]}(i, j)$  αναπαρίστανται από κανονικές εκφράσεις,  $L(M)$  αναπαρίσταται από κανονική έκφραση (ένωση).

# ΚΕ και DFA

---

- $R^{[k]}(i, j)$  με κανονικές εκφράσεις: επαγωγή στο  $k$ .

$$R^{[0]}(i, j) = \begin{cases} \{\sigma \in \Sigma : \delta(q_i, \sigma) = q_j\} & \text{αν } i \neq j \\ \{\varepsilon\} \cup \{\sigma \in \Sigma : \delta(q_i, \sigma) = q_i\} & \text{αν } i = j \end{cases}$$

$$R^{[k]}(i, j) = R^{[k-1]}(i, j) \cup \left( R^{[k-1]}(i, k) R^{[k-1]}(k, k)^* R^{[k-1]}(k, j) \right)$$

- Επίσης βλ. αλγόριθμο **Floyd-Warshall** για συντομότερα μονοπάτια και μεταβατική κλειστότητα.
- Δυναμικός προγραμματισμός (bottom-up):
  - Συνδυάζουμε γλώσσες που αποδέχονται **περιορισμένα τμήματα** του αυτομάτου για να βρούμε **γλώσσα που αποδέχεται όλο** το αυτόματο.

# Παρατηρήσεις

---

- Κάθε πεπερασμένη γλώσσα είναι κανονική.
  - Απόδειξη (εύκολη) με επαγωγή στον #συμβ/ρών.
- Κανονική γλώσσα που αναπαρίσταται από ΚΕ χωρίς \* (ισοδύναμα από DFA χωρίς «κύκλο»);
  - Είναι πεπερασμένη.
  - Ο τελεστής \* (ισοδύναμα, ο κύκλος στο DFA) μοναδικός τρόπος δημιουργίας άπειρου πλήθους συμβ/ρών.

# Δύο Χαρακτηριστικά Κανονικών Γλωσσών

---

- Η μνήμη για αναγνώριση συμβ/ράς κανονικής γλώσσας εξαρτάται από γλώσσα **αλλά όχι** συμβολοσειρά.
  - Ένδειξη ότι  $\{1^n 0^n : n \geq 0\}$  **δεν** είναι κανονική.
- Άπειρες κανονικές γλώσσες: DFA με **κύκλους**.
  - Απλή επαναληπτική δομή / περιοδικότητα.
  - Ένδειξη ότι  $\{1^n : n \text{ πρώτος}\}$  **δεν** είναι κανονική.
- Ανάγκη (μαθηματικού) εργαλείου για **απόδειξη** ότι γλώσσα είναι μη κανονική.

# Λήμμα Άντλησης (Pumping Lemma)

- Έστω  $L$  μια άπειρη κανονική γλώσσα. Υπάρχει  $k \geq 1$  τ.ω. κάθε  $w \in L$ ,  $|w| \geq k$ , γράφεται  $w = xyz$ ,  $y \neq \varepsilon$ ,  $|xy| \leq k$ , και  $xy^n z \in L$  για κάθε  $n \geq 0$ .
  - DFA  $M(Q, \Sigma, \delta, s, F)$  με  $k$  καταστάσεις που αποφασίζει  $L$ .
  - Έστω  $w \in L : |w| = \ell \geq k$ . Υπολογισμός  $M(w)$ :  
 $(q_0, w_1 w_2 \dots w_\ell) \vdash_M (q_1, w_2 \dots w_\ell) \vdash_M \dots \vdash_M (q_\ell, \varepsilon)$
  - ... διέρχεται από ίδια κατάσταση τουλάχιστον 2 φορές.  
Υπάρχουν  $0 \leq i < j \leq k$ , ώστε  $q_i = q_j$ .
  - Έστω  $x = w_1 \dots w_i$ ,  $y = w_{i+1} \dots w_j$ ,  $z = w_{j+1} \dots w_\ell$
  - $M$  δέχεται  $xy^n z$  :  $x$  οδηγεί  $M$  στην  $q_i$ ,  $y^n$  κάνει  $n$  κύκλους με αφετηρία και κατάληξη  $q_i$ , και  $z$  οδηγεί  $M$  σε τελική.

# Μη Κανονικότητα Γλωσσών

- Ν.δ.ο.  $L = \{ 0^n 1^n : n \geq 0 \}$  **δεν** είναι **κανονική**.
  - $L$  άπειρη. Άρα αν είναι κανονική, ισχύει το Λ. Άντλησης.
  - Αν  $L$  κανονική, υπάρχει  $k > 0$ , τ.ω. για κάθε  $w \in L$ ,  $|w| \geq k$ , υπάρχουν  $x, y, z$  συμ/ρές,  $w = xyz$ ,  $|xy| \leq k$ ,  $y \neq \varepsilon$ , και  $x y^n z \in L$  για κάθε  $n \geq 0$ .
  - Πρέπει  $x y z \in L$  ( $n = 1$ ).
    - Αν  $y$  αποτελείται μόνο από  $0$ ,  $x y^0 z \notin L$  (πιο πολλά  $1$ ).
    - Αν  $y$  αποτελείται μόνο από  $1$ ,  $x y^0 z \notin L$  (πιο πολλά  $0$ ).
    - Αν  $y$  αποτελείται από  $0$  ακολουθούμενα από  $1$ ,  $x y^2 z \notin L$  (γιατί  $0^+ 1^+ 0^+ 1^+ \dots$ ).
  - Άρα  $L$  **δεν** είναι κανονική.



# Μη Κανονικότητα Γλωσσών

---

- Ν.δ.ο.  $L = \{1^n : n \text{ πρώτος}\}$  **δεν** είναι **κανονική**.
  - $L$  άπειρη. Άρα αν είναι κανονική, ισχύει το Θ. Άντλησης.
  - Αν  $L$  κανονική, υπάρχουν  $x, y, z$  συμ/ρές,  $y \neq \varepsilon$ ,  
ώστε  $x y^n z \in L$  για κάθε  $n \geq 0$ .
    - Δηλαδή  $|x| + n|y| + |z|$  **πρώτος** για κάθε  $n \geq 0$ .
    - **Δεν** ισχύει για  $n = |x| + 2|y| + |z| + 2$ , αφού:  
$$|x| + (|x| + 2|y| + |z| + 2)|y| + |z| = (|x| + 2|y| + |z|)(|y| + 1)$$

που δεν είναι πρώτος!
  - $L$  **δεν** είναι **κανονική**.

# Μη Κανονικότητα Γλωσσών

---

- Ν.δ.ο.  $L = \{w \in \{0, 1\}^* : w \text{ έχει ίδιο αριθμό } 0 \text{ και } 1\}$   
**δεν** είναι κανονική.
  - $L \cap 0^*1^* = \{0^n 1^n : n \geq 0\}$ , που **δεν** είναι κανονική.
  - $0^*1^*$  κανονική.
  - Κανονικές γλώσσες κλειστές ως προς τομή.
  - Άρα  $L$  **δεν** είναι κανονική.

# Μια ΓχΣ που Ικανοποιεί το Pumping Lemma για Κανονικές Γλώσσες!

**Θέμα 7 (Κανονικές και Μη Κανονικές Γλώσσες, 2 μον. bonus).** Θεωρούμε τη γλώσσα  $L(G)$  που παράγεται από την γραμματική  $G = (V, \Sigma, R, S)$ , όπου  $V = \{S, Z, A, B, a, b, c\}$ ,  $\Sigma = \{a, b, c\}$ , και το σύνολο κανόνων είναι  $R = \{S \rightarrow cZ \mid A, Z \rightarrow cZ \mid B, A \rightarrow aA \mid Ab \mid \varepsilon, B \rightarrow aBb \mid \varepsilon\}$ .

(α) Να δείξετε ότι η γλώσσα  $L(G)$  επαληθεύει το συμπέρασμα του Λήμματος Αντλησης για τις κανονικές γλώσσες. Να δείξετε δηλαδή ότι υπάρχει ένα  $k \geq 1$ , τέτοιο ώστε για κάθε  $w \in L(G)$ , με  $|w| \geq k$ , το  $w$  γράφεται ως  $w = xyz$ , με  $y \neq \varepsilon$  και  $|xy| \leq k$ , έτσι ώστε  $xy^n z \in L(G)$  για κάθε  $n \in \mathbb{N}$ .

(β) Είναι η γλώσσα  $L(G)$  κανονική; Να αιτιολογήσετε κατάλληλα τον ισχυρισμό σας.