

**Kleeneho věta 2.63.** Libovolný jazyk je popsateľný regulárním výrazem právě když je rozpoznateľný konečným automatem.

# Regulární přechodový graf

## Definice 2.64.

**Regulární přechodový graf**  $\mathcal{M}$  je pětice  $(Q, \Sigma, \delta, I, F)$ , kde

- $Q$  je neprázdňá konečňá množina stavů.
- $\Sigma$  je vstupňí abeceda.
- $\delta : Q \times Q \rightarrow RE(\Sigma)$  je parciální přechodová funkce.
- $I \subseteq Q$  je množina počátečňích stavů.
- $F \subseteq Q$  je množina koncových stavů.

# Příklad

Slovo  $w \in \Sigma^*$  je grafem  $\mathcal{M}$  **akceptováno**, právě když

- existuje posloupnost stavů  $q_0, \dots, q_n$ , kde  $n \geq 0$ ,  $q_0 \in I$ ,  $q_n \in F$
- a  $\delta(q_{i-1}, q_i)$  je definováno pro každé  $0 < i \leq n$

taková, že

- $w$  lze rozdělit na  $n$  částí  $w = v_1 \dots v_n$  tak, že
- $v_i \in L(\delta(q_{i-1}, q_i))$  pro každé  $0 < i \leq n$ .

Slovo  $\varepsilon$  je akceptováno také tehdy, je-li  $I \cap F \neq \emptyset$ .

# Převod regulárního přechodového grafu na NFA

## Motivace

**Věta 2.65.** Pro libovolný regulární přechodový graf  $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \delta, I, F)$  existuje ekvivalentní NFA  $\mathcal{M}'$  s  $\varepsilon$ -kroky.

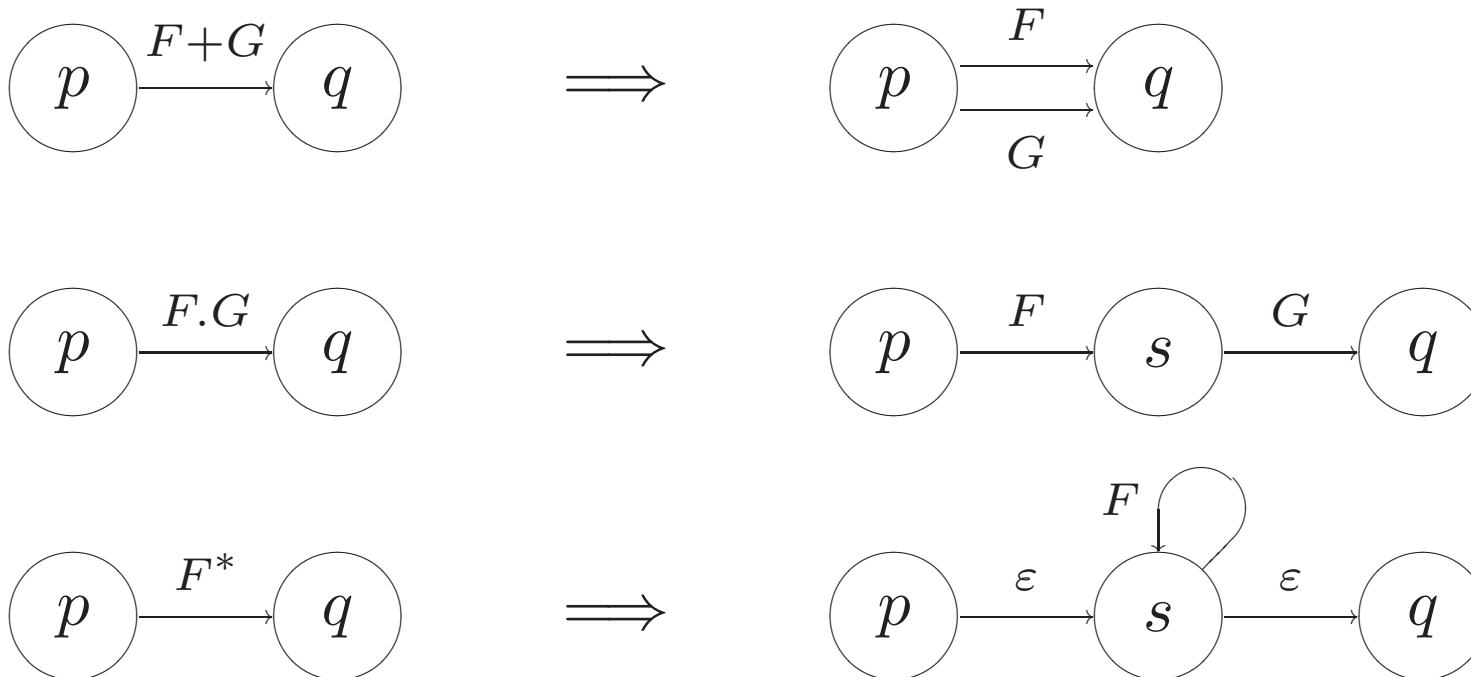
**Důkaz.** Algoritmus konstrukce NFA  $\mathcal{M}'$  s  $\varepsilon$ -kroky.

**Krok 1** Ke grafu  $\mathcal{M}$  přidáme nový stav  $q_0$  a hranu  $q_0 \xrightarrow{\varepsilon} q$  pro každé  $q \in I$ . Stav  $q_0$  bude (jediným) počátečním stavem automatu  $\mathcal{M}'$ , prvky  $F$  jeho koncovými stavy.

**Krok 2** Opakovaně realizuj kroky **(a)** a **(b)** dokud přechodový graf obsahuje alespoň jednu hranu ohodnocenou symbolem, který nepatří do  $\Sigma \cup \{\varepsilon\}$ , tedy je tvaru  $F + G$ ,  $F.G$ ,  $F^*$  nebo  $\emptyset$ .

**(a)** Odstraň všechny hrany, které jsou ohodnoceny symbolem  $\emptyset$ .

**(b)** Vyber libovolnou hranu  $p \xrightarrow{E} q$ , kde  $E \notin \Sigma \cup \{\varepsilon\}$ , odstraň ji a proveď následující:





**Konečnost algoritmu**  $\mathcal{M}$  obsahuje pouze konečně mnoho hran, tj. konečně mnoho regulárních výrazů. Každý regulární výraz obsahuje jen konečně mnoho výskytů  $+$ ,  $.$  a  $*$ . V každém kroku 2(b) jeden výskyt odstraníme.

## Korektnost algoritmu

- Výsledný graf je přechodovým grafem nedeterministického konečného automatu  $\mathcal{M}'$  s  $\varepsilon$ -kroky.
- Přímo z definice regulárního přechodového grafu se snadno ověří, že kroky 1 a 2 popsaného transformačního algoritmu zachovávají ekvivalenci automatů, proto  $L(\mathcal{M}) = L(\mathcal{M}')$ .



# Převod DFA na regulární přechodový graf

## Motivace

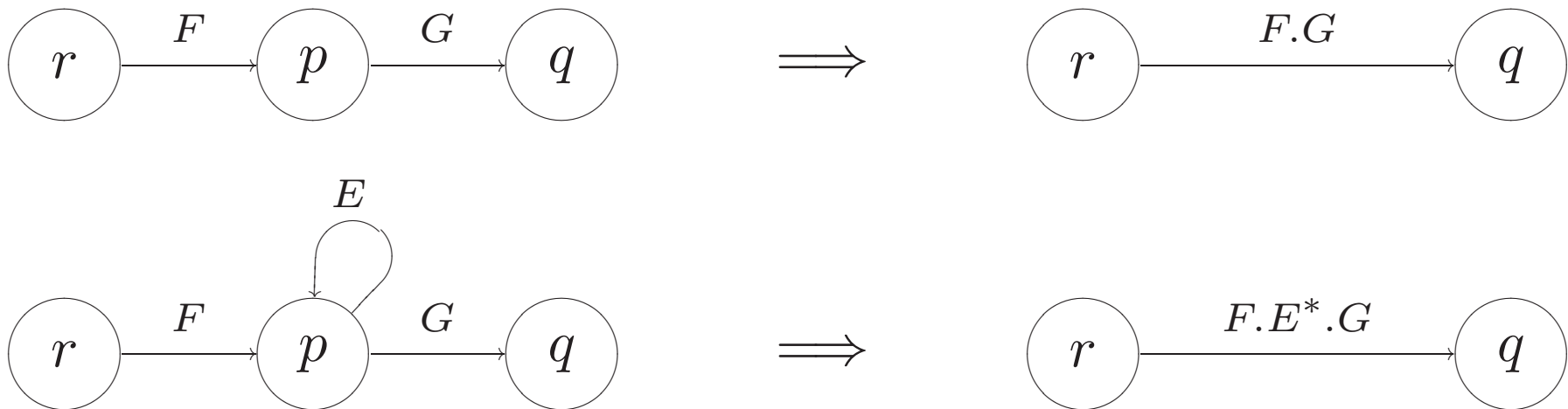
**Věta 2.66.** Pro každý regulární přechodový graf  $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \delta, I, F)$  existuje ekvivalentní regulární přechodový graf  $\mathcal{M}' = (\{x, y\}, \Sigma, \delta', \{x\}, \{y\})$ , kde  $\delta'$  může být definováno pouze pro dvojici  $(x, y)$ .

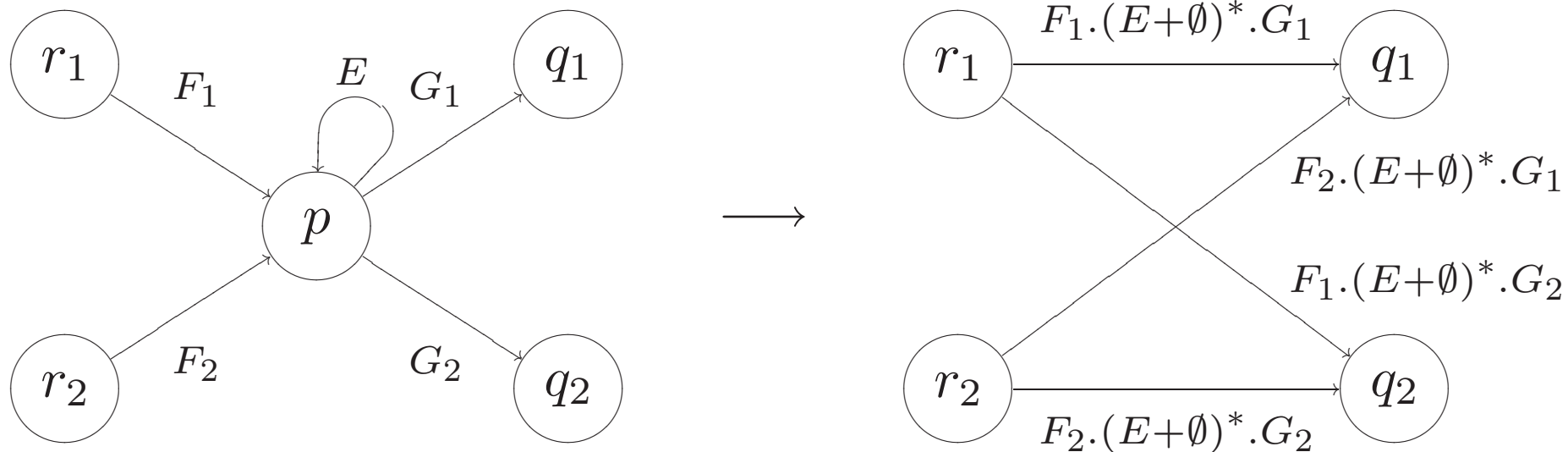
## Důkaz. Algoritmus transformace

**Krok 1** Ke grafu  $\mathcal{M}$  přidáme nový počáteční stav  $x$  a nový koncový stav  $y$ . Přidáme také hrany  $x \xrightarrow{\varepsilon} q$  pro každé  $q \in I$  a  $r \xrightarrow{\varepsilon} y$  pro každé  $r \in F$ .

**Krok 2** Každý stav  $p$  různý od  $x, y$  nyní odstraníme spolu s hranami, které do  $p$  vcházejí nebo z  $p$  vycházejí. Pokud do  $p$  nevede hrana z jiného uzlu, je nedosažitelný z počátečního stavu. Pokud z  $p$  nevede hrana do jiného uzlu, nelze z  $p$  dosáhnout koncový stav. V obou případech  $p$  odstraníme bez náhrady.

Pro každou dvojici vstupní hrany vedoucí do  $p$  z jiného uzlu a výstupní hrany vedoucí z  $p$  do jiného uzlu přidáme přímý přechod. Pak  $p$  odstraníme.





Po odstranění všech stavů různých od  $x$  a  $y$  zůstanou tyto dva stavy spolu s (žádnou nebo jednou) hranou z  $x$  do  $y$ .

**Konečnost algoritmu** Každým krokem 2 snížíme počet stavů.

**Korektnost algoritmu** Z definice regulárního přechodového grafu přímo ověříme, že kroky 1 i 2 zachovávají ekvivalenci.  $\square$

# Ekvivalence konečných automatů a regulárních gramatik

Pojem regulárního jazyka byl definován dvakrát – nejprve pomocí regulární gramatiky a pak ještě jednou pomocí konečného automatu.

# Převod regulární gramatiky na konečný automat

**Lemma 2.69.** Ke každé regulární gramatice  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  existuje nedeterministický konečný automat  $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  takový, že  $L(\mathcal{G}) = L(\mathcal{M})$ .

**Důkaz.**

## Konstrukce konečného automatu

- $Q = \{\bar{A} \mid A \in N\} \cup \{q_f\}$ , kde  $q_f \notin N$ .
- $q_0 = \bar{S}$ .
- $\delta$  je nejmenší funkce  $Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$  splňující:
  - Pokud  $A \rightarrow aB$  je pravidlo v  $P$ , pak  $\bar{B} \in \delta(\bar{A}, a)$ .
  - Pokud  $A \rightarrow a$  je pravidlo v  $P$ , kde  $a \neq \varepsilon$ , pak  $q_f \in \delta(\bar{A}, a)$
- $F = \begin{cases} \{\bar{S}, q_f\} & \text{pokud } S \rightarrow \varepsilon \text{ je pravidlo v } P, \\ \{q_f\} & \text{jinak.} \end{cases}$



**Korektnost** Nejprve indukcí vzhledem ke  $k$  dokážeme, že pro každé  $a_1, \dots, a_k \in \Sigma$  a  $B \in N$  platí

$$S \Rightarrow^* a_1 \dots a_k B \iff \overline{B} \in \hat{\delta}(\overline{S}, a_1 \dots a_k).$$

- **Základní krok  $k = 0$ :** Z definice  $\hat{\delta}$  plyne  $\hat{\delta}(\overline{S}, \varepsilon) = \{\overline{S}\}$ . Proto

$$S \Rightarrow^* B \iff B = S \iff \overline{B} = \overline{S} \iff \overline{B} \in \hat{\delta}(\overline{S}, \varepsilon)$$

- **Indukční krok:**

$$S \Rightarrow^* a_1 \dots a_{k+1} B$$

$$\iff \exists C \in N \text{ takové, že } S \Rightarrow^* a_1 \dots a_k C \Rightarrow a_1 \dots a_{k+1} B$$

$$\iff \exists C \in N \text{ takové, že } \overline{C} \in \hat{\delta}(\overline{S}, a_1 \dots a_k) \wedge C \rightarrow a_{k+1} B$$

$$\iff \exists C \in N \text{ takové, že } \overline{C} \in \hat{\delta}(\overline{S}, a_1 \dots a_k) \wedge \overline{B} \in \delta(\overline{C}, a_{k+1})$$

$$\iff \overline{B} \in \hat{\delta}(\overline{S}, a_1 \dots a_{k+1}).$$

Dokázali jsme:  $S \Rightarrow^* a_1 \dots a_k B \iff \overline{B} \in \hat{\delta}(\overline{S}, a_1 \dots a_k)$

Ukážeme, že  $w \in L(\mathcal{G}) \iff w \in L(\mathcal{M})$ :

- $w = \varepsilon$ :

$$\varepsilon \in L(\mathcal{G}) \iff S \rightarrow \varepsilon \in P \iff \overline{S} \in F \iff \varepsilon \in L(\mathcal{M})$$

- $w = va$ , kde  $v \in \Sigma^*$ ,  $a \in \Sigma$ :

$$\begin{aligned} va \in L(\mathcal{G}) &\iff S \Rightarrow^* vB \Rightarrow va \\ &\iff S \Rightarrow^* vB \wedge B \rightarrow a \in P \\ &\iff \overline{B} \in \hat{\delta}(\overline{S}, v) \wedge q_f \in \delta(\overline{B}, a) \\ &\iff q_f \in \hat{\delta}(\overline{S}, va) \iff va \in L(\mathcal{M}) \end{aligned}$$

□

# Převod konečného automatu na regulární gramatiku

**Lemma 2.71** Pro každý konečný automat  $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  existuje regulární gramatika  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  taková, že  $L(\mathcal{M}) = L(\mathcal{G})$ .

**Důkaz.**

Bez újmy na obecnosti předpokládejme, že  $\mathcal{M}$  je nedeterministický.

- $N = \{\bar{q} \mid q \in Q\} \cup \{S\}$ , kde  $S \notin Q$ .
- $P$  je nejmenší množina pravidel splňující:
  - Pokud  $p \in \delta(q, a)$ , je  $\bar{q} \rightarrow a\bar{p}$  pravidlo v  $P$ .
  - Pokud  $p \in \delta(q, a)$  a  $p \in F$ , je  $\bar{q} \rightarrow a$  pravidlo v  $P$ .
  - Pokud  $p \in \delta(q_0, a)$ , je  $S \rightarrow a\bar{p}$  pravidlo v  $P$ .
  - Pokud  $p \in \delta(q_0, a)$  a  $p \in F$ , je  $S \rightarrow a$  pravidlo v  $P$ .
  - Pokud  $q_0 \in F$ , je  $S \rightarrow \varepsilon$  pravidlo v  $P$ .

Gramatika  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  je zřejmě regulární.

Platí:  $\hat{\delta}(q_0, a_1 \dots a_k) \cap F \neq \emptyset$ , kde  $k \geq 0, a_1, \dots, a_k \in \Sigma$   
 $\iff S \Rightarrow^* a_1 \dots a_k$

□

# Rozhodnutelné problémy pro třídu reg. jazyků

Regulární jazyk – popsán některým z uvažovaných formalismů.

**Otázky:** Máme-li dány konečné automaty  $\mathcal{M}$  a  $\mathcal{M}'$  nad  $\Sigma$

**ekvivalence:** jsou  $\mathcal{M}$  a  $\mathcal{M}'$  ekvivalentní? (platí  $L(\mathcal{M})=L(\mathcal{M}')$ ?)

**inkluze (jazyků):** platí  $L(\mathcal{M}) \subseteq L(\mathcal{M}')$  ?

**příslušnost (slova k jazyku):** je-li dáno  $w \in \Sigma^*$ , platí  $w \in L(\mathcal{M})$  ?

**prázdnota (jazyka):** je  $L(\mathcal{M}) = \emptyset$  ?

**univerzalita (jazyka):** je  $L(\mathcal{M}) = \Sigma^*$  ?

**konečnost (jazyka):** je  $L(\mathcal{G})$  konečný jazyk?

**Věta 2.74** Problém **prázdnoti** ( $L(\mathcal{M}) \stackrel{?}{=} \emptyset$ ) a problém **univerzality** ( $L(\mathcal{M}) \stackrel{?}{=} \Sigma^*$ ) jsou rozhodnutelné pro regulární jazyky.

**Důkaz.**  $L(\mathcal{M})$  je prázdný, právě když mezi dosažitelnými stavy automatu  $\mathcal{M}$  není žádný koncový stav.

Univerzalita:  $L(\mathcal{M}) = \Sigma^* \iff \text{co-}L(\mathcal{M}) = \emptyset. \quad \square$

---

**Věta 2.77** Problém **ekvivalence** je rozhodnutelný pro regulární jazyky.

**Důkaz.** Pro libovolné  $L_1, L_2$  platí:

$$(L_1 = L_2) \iff (L_1 \cap \text{co-}L_2) \cup (\text{co-}L_1 \cap L_2) = \emptyset.$$

Pro  $L_1, L_2$  zadané automaty lze uvedené operace algoritmicky realizovat.

*Alternativně:* minimalizace a kanonizace.  $\square$

**Věta 2.76** Problém, zda jazyk  $L$  zadaný automatem  $\mathcal{M}$  je **konečný**, resp. **nekonečný**, je rozhodnutelný.

**Důkaz.** Nechť  $\mathcal{M}$  je DFA.  $L$  je nekonečný právě když  $\mathcal{M}$  akceptuje alespoň jedno slovo  $w \in \Sigma^*$  s vlastností  $n \leq |w| < 2n$ , kde  $n = \text{card}(Q)$ .

( $\implies$ )  $L$  nekonečný, pak existuje  $u \in L$  takové, že  $|u| \geq n$ .

Je-li  $|u| < 2n$ , jsme hotovi.

Nechť  $|u| \geq 2n$ . Z lemma o vkládání plyne, že  $u = xyz$ , kde  $1 \leq |y| \leq n$  a  $xz \in L$ . Platí  $|xz| \geq n$ . Pokud  $|xz| \geq 2n$ , celý postup opakujeme.

( $\impliedby$ )  $|w| \geq n$ , pak  $\mathcal{M}$  na  $w$  musí projít dvakrát stejným stavem.

Proto  $w = xyz$  tak, že  $|y| \geq 1$  a platí  $xy^i z \in L$  pro každé  $i \in \mathbb{N}_0$  (viz důkaz lemmatu o vkládání), tedy  $L$  je nekonečný.

Existenci  $w \in L$  takového, že  $n \leq |w| < 2n$ , lze algoritmicky ověřit (slov je konečně mnoho, “vyzkoušíme” každé z nich).  $\square$

# Aplikace reg. jazyků a konečných automatů

**vyhledávání vzorů (pattern matching)** v textu (editory, textové systémy),

DNA sekvencích, . . .

Například v Unixu:

grep - vyhledávání podle zadaného regulárního výrazu

egrep - vyhledávání podle zadaného rozšířeného regulárního výrazu

fgrep - vyhledávání podle zadaného řetězce

**Zpracování lexikálních jednotek** například při automatizované konstrukci překladačů (lex, flex)

**Zpracování obrazů (image processing)**

**Konečné automaty nad nekonečnými slovy**

**Specifikace a verifikace** konečně stavových systémů

**Konečné automaty s výstupem**