

Introdução à Teoria da Computação

Processando strings com AFDs

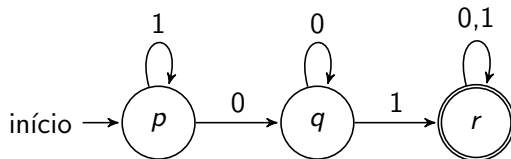
Professor Murilo V. G. da Silva

Departamento de Informática
Universidade Federal do Paraná

Segundo semestre de 2026

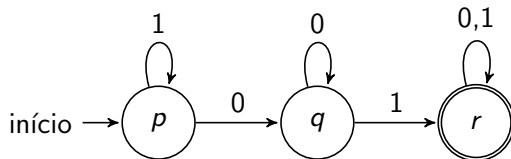
Aceitação e rejeição de strings

Vamos processar as strings 1001 e 1100:



Aceitação e rejeição de strings

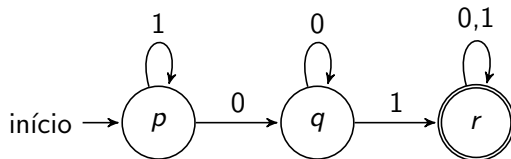
Vamos processar as strings 1001 e 1100:



- 1001 é “aceita” pelo AFD

Aceitação e rejeição de strings

Vamos processar as strings 1001 e 1100:

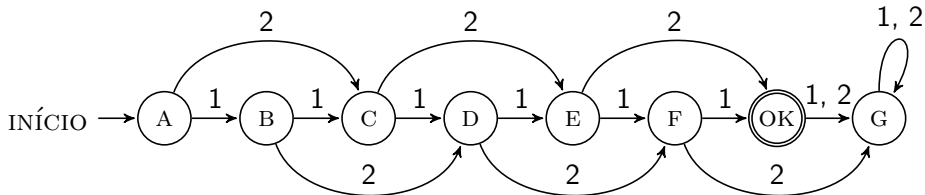


- 1001 é “aceita” pelo AFD
- 1100 é “rejeitada” pelo AFD

Lembrando da máquina de vender chocolate

Estamos no estado B e inserimos 3 moedas de 1 real

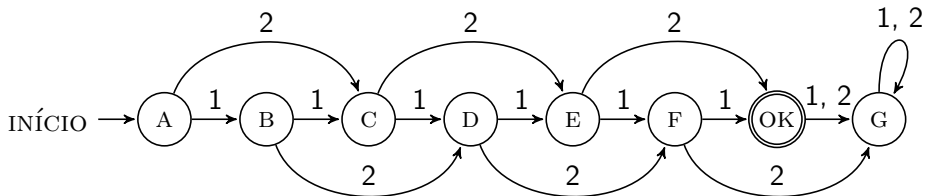
Em que estado vamos parar?



Lembrando da máquina de vender chocolate

Estamos no estado B e inserimos 3 moedas de 1 real

Em que estado vamos parar?

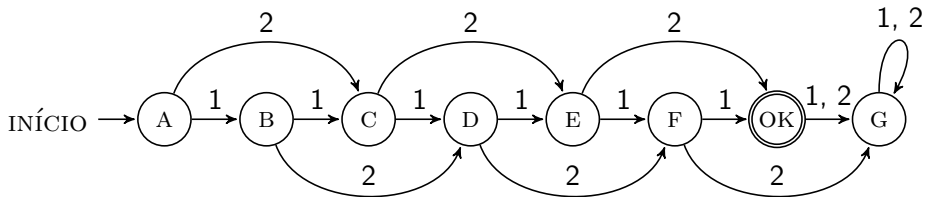


- Função δ : Dado (q, σ) , retorna q' .

Lembrando da máquina de vender chocolate

Estamos no estado B e inserimos 3 moedas de 1 real

Em que estado vamos parar?

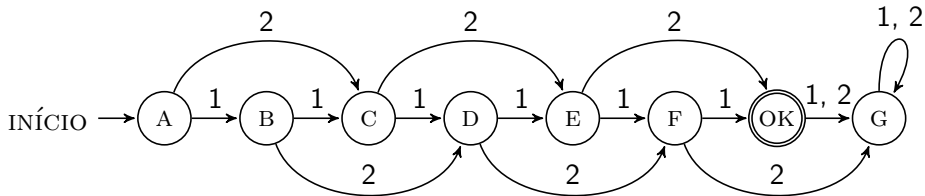


- Função δ : Dado (q, σ) , retorna q' . $q \in Q, \sigma \in \Sigma$

Lembrando da máquina de vender chocolate

Estamos no estado B e inserimos 3 moedas de 1 real

Em que estado vamos parar?



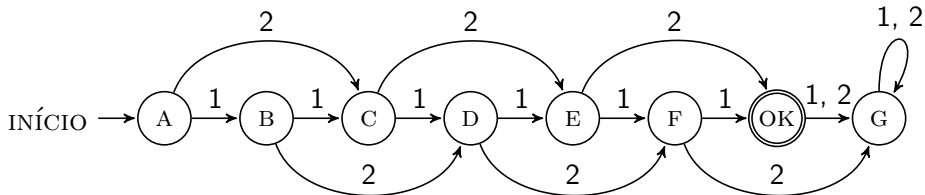
- **Função δ :** Dado (q, σ) , retorna q' . $q \in Q, \sigma \in \Sigma$

Exemplo: $\delta(B, 1) = C$

Lembrando da máquina de vender chocolate

Estamos no estado B e inserimos 3 moedas de 1 real

Em que estado vamos parar?

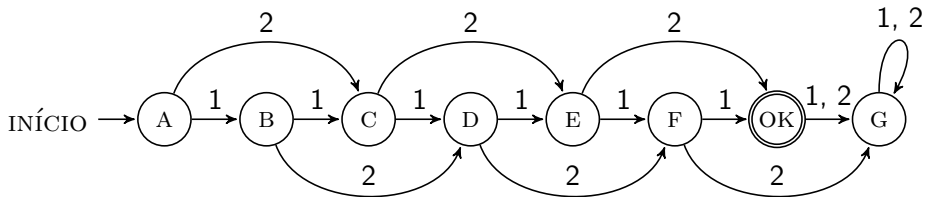


- Função δ : Dado (q, σ) , retorna q' . $q \in Q, \sigma \in \Sigma$
Exemplo: $\delta(B, 1) = C$
- Vamos definir uma função tal que:

Lembrando da máquina de vender chocolate

Estamos no estado B e inserimos 3 moedas de 1 real

Em que estado vamos parar?



- Função δ : Dado (q, σ) , retorna q' . $q \in Q, \sigma \in \Sigma$

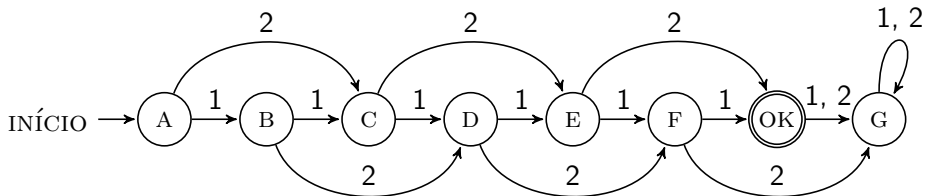
Exemplo: $\delta(B, 1) = C$

- Vamos definir uma função tal que: Dado $q \in Q$ e $w \in \Sigma^*$, devolve um estado q'

Lembrando da máquina de vender chocolate

Estamos no estado B e inserimos 3 moedas de 1 real

Em que estado vamos parar?



- Função δ : Dado (q, σ) , retorna q' . $q \in Q, \sigma \in \Sigma$

Exemplo: $\delta(B, 1) = C$

- Vamos definir uma função tal que: Dado $q \in Q$ e $w \in \Sigma^*$, devolve um estado q'
- Queremos uma função $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ de forma que $\hat{\delta}(q, w) = q'$.

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$,

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Caso base: Se $w = \epsilon$, então $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Caso base: Se $w = \epsilon$, então $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$

Indução: Se $|w| > 0$

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Caso base: Se $w = \epsilon$, então $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$

Indução: Se $|w| > 0$

Seja w da forma $w = xa$, tal que $x \in \Sigma^*$ e $a \in \Sigma$.

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Caso base: Se $w = \epsilon$, então $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$

Indução: Se $|w| > 0$

Seja w da forma $w = xa$, tal que $x \in \Sigma^*$ e $a \in \Sigma$.

Então $\hat{\delta}(q, w) = \delta(\hat{\delta}(q, x), a)$.

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Caso base: Se $w = \epsilon$, então $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$

Indução: Se $|w| > 0$

Seja w da forma $w = xa$, tal que $x \in \Sigma^*$ e $a \in \Sigma$.

Então $\hat{\delta}(q, w) = \delta(\hat{\delta}(q, x), a)$.

Aceitação e rejeição de strings

Seja $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ um AFD e $w \in \Sigma^*$.

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Caso base: Se $w = \epsilon$, então $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$

Indução: Se $|w| > 0$

Seja w da forma $w = xa$, tal que $x \in \Sigma^*$ e $a \in \Sigma$.

Então $\hat{\delta}(q, w) = \delta(\hat{\delta}(q, x), a)$.

Aceitação e rejeição de strings

Seja $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ um AFD e $w \in \Sigma^*$.

- Se $\hat{\delta}(q_0, w) \in F$, dizemos que **D aceita w** .

Aceitação e rejeição de strings (formal)

Função de transição estendida

Dado $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, a **função de transição estendida** $\hat{\delta}$ de D é $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definida abaixo:

Caso base: Se $w = \epsilon$, então $\hat{\delta}(q, \epsilon) = q$

Indução: Se $|w| > 0$

Seja w da forma $w = xa$, tal que $x \in \Sigma^*$ e $a \in \Sigma$.

Então $\hat{\delta}(q, w) = \delta(\hat{\delta}(q, x), a)$.

Aceitação e rejeição de strings

Seja $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ um AFD e $w \in \Sigma^*$.

- Se $\hat{\delta}(q_0, w) \in F$, dizemos que **D aceita w** .
- Se $\hat{\delta}(q_0, w) \notin F$, dizemos que **D rejeita w** .

Linguagem de um AFD

A linguagem de um AFD D , denotada por $L(D)$, é definida como

$$L(D) = \{w : \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}.$$

Linguagem de um AFD

A linguagem de um AFD D , denotada por $L(D)$, é definida como

$$L(D) = \{w : \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}.$$

Dada L ,

Linguagem de um AFD

A linguagem de um AFD D , denotada por $L(D)$, é definida como

$$L(D) = \{w : \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}.$$

Dada L , se $\exists D$ tal que $L = L(D)$, dizemos que D aceita a linguagem L .

Linguagem de um AFD

A linguagem de um AFD D , denotada por $L(D)$, é definida como

$$L(D) = \{w : \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}.$$

Dada L , se $\exists D$ tal que $L = L(D)$, dizemos que D aceita a linguagem L .

Terminologias equivalentes:

Linguagem de um AFD

A linguagem de um AFD D , denotada por $L(D)$, é definida como

$$L(D) = \{w : \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}.$$

Dada L , se $\exists D$ tal que $L = L(D)$, dizemos que D aceita a linguagem L .

Terminologias equivalentes:

- “ D decide a linguagem L ”

Linguagem de um AFD

A linguagem de um AFD D , denotada por $L(D)$, é definida como

$$L(D) = \{w : \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}.$$

Dada L , se $\exists D$ tal que $L = L(D)$, dizemos que D aceita a linguagem L .

Terminologias equivalentes:

- “ D decide a linguagem L ”
- “ D reconhece a linguagem L ”

Linguagem de um AFD

A linguagem de um AFD D , denotada por $L(D)$, é definida como

$$L(D) = \{w : \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}.$$

Dada L , se $\exists D$ tal que $L = L(D)$, dizemos que D aceita a linguagem L .

Terminologias equivalentes:

- “ D decide a linguagem L ”
- “ D reconhece a linguagem L ”

Linguagens Regulares

Dada uma linguagem L , se existe um AFD D tal que $L = L(D)$, então

L é dita uma **Linguagem Regular**.