

## GENERALIZAÇÕES DE M.T.

- VEREMOS QUE EM VÁRIAS DIREÇÕES, NÃO GANHAMOS PODER COMPUTACIONAL AO CONSIDERARMOS M.T. MAIS POTENTES

EX: - FITA INFINITA DOS DOIS LADOS

- MÚLTIPLAS FITAS

- MÚLTIPLAS CABEÇOTES DE LEITURA OU ESCRITA

- MOVIMENTAÇÃO MENOS RESTRIITA DO CABEÇOTE

⇒ Qualquer linguagem decidível, semi-decidível, ou função computável

Por um modelo de M.T. também o é em outro modelo.

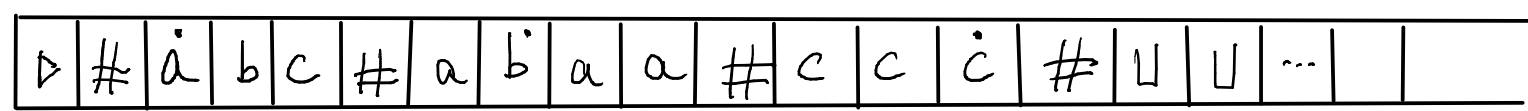
## Aula de Hoje

- Múltiplas fitas
- M.T. NÃO-DETERMINÍSTICA
- FECHAMENTO
- TESE DE CHURCH-TURING

# M.T. COM MÚLTIPLAS FITAS

NÚMERO DE FITAS

- A FUNÇÃO DE TRANSIÇÃO  $\delta: (Q - F) \times \sum^K \longrightarrow Q \times ((\Sigma - \{\triangleright\}) \cup \{\leftarrow, \rightarrow\})^K$
- VAMOS REPRESENTAR O CONTEÚDO DAS K FITAS EM ÚNICA FITA
- USAMOS O SIMBOLO # PARA SEPARAR O CONTEÚDO DAS FITAS
- PARA INDICAR EM QUE POSIÇÃO ESTÁ CADA CABEÇOTE DOBRAMOS OS SIMBOLOS DO ALFABETO, CRIANDO UMA CÓPIA DE CADA SIMBOLO COM UM • ACIMA



$$\Sigma = \{a, b, c\} \rightsquigarrow \dot{\Sigma} = \{\dot{a}, \dot{b}, \dot{c}\}$$

## TRANSIÇÕES:

- SÃO FEITAS DUAS VARREDURAS

→ A MÁQUINA PERCORRE A FITA ATÉ  $(k+1)$ -ÉSIMO #

E GUARDAR OS SÍMBOLOS COM  $\bullet$  EM SEUS ESTADOS

→ PARA CADA ESTADO  $r \in Q_0$  E  $k$ -TUPLA  $(a_1, \dots, a_k) \in \Sigma^k$

CRIAMOS OS ESTADOS  $q_r, q_{ra_1}, q_{ra_1a_2}, \dots, q_{ra_1 \dots a_k}$

→ NA SEGUNDA VARREDURA EXECUTAMOS AS OPERAÇÕES EM CADA PARTE

• MOVER O CABEÇOTE SIGNIFICA MUDAR A POSIÇÃO DE  $\bullet$ .

→ ENTENDEMOS O # COMO  $\triangleright$ , QUE LIMITA O CABEÇOTE DE ANDAR P/ ESQ.

→ SE ACABAMOS DE MOVER P/ ESQ. E ENCONTRAMOS #, O PRÓXIMO MOVIMENTO DEVE SER DE MOVER P/ DIR

→ SE ACABAMOS DE MOVER P/ DIR. E ENCONTRAMOS #, DEVEMOS FAZER UM SHIFT DE TODA A PARTE DA FITA SEGUINTE.

## M.T. NÃO-DETERMINÍSTICA

• A FUNÇÃO DE TRANSIÇÃO:  $\Delta : (Q-F) \times \Sigma \longrightarrow \mathcal{P}(Q \times ((\Sigma \setminus \{\triangleright\}) \cup \{\leftarrow, \rightarrow\}))$

→ SE A MÁQUINA ESTÁ NO ESTADO  $q$  E LÊ  $\sigma$ , ELA ESCOLHE

DE FORMA NÃO-DETERMINÍSTICA  $(q', \sigma') \in \Delta(q, \sigma)$

→ CONJUNTO DE POSSÍVEIS TRANSIÇÕES

DEF: Uma M.T. NÃO-DETERMINÍSTICA  $M$  **ACEITA** (OU SEMI-DECIDE)  $L \subseteq \Sigma_0^*$  SE,  
PARA CADA  $w \in \Sigma_0^*$ , TEMOS QUE  $w \in L$  SE E SOMENTE SE AO MENOS  
UMA COMPUTAÇÃO EM  $M$  TERMINA (PARA) EM UM ESTADO FINAL.

DEF: Uma M.T. NÃO-DETERMINÍSTICA  $M$  **DECIDE**  $L \subseteq \Sigma_0^*$  SE, PARA CADA  $w \in \Sigma_0^*$ ,  
TEMOS QUE  $M$  SEMPRE PARA, E SE  $w \in L$ , ENTÃO EXISTE UMA COMPUTAÇÃO  
EM  $M$  QUE PARA NO ESTADO DE ACEITAÇÃO (S).

ISSO IMPLICA QUE, SE  $w \in L$ , ENTÃO TODAS AS COMPUTAÇÕES EM  $M$  PARAM  
NO ESTADO DE REJEIÇÃO.

DEF: Uma M.T. NÃO-DETERMINÍSTICA  $M$  **COMPUTA** UMA FUNÇÃO  $\phi$  SE PARA TODO  $w \in \Sigma_0^*$   
 $M$  SEMPRE PARA E, PARA TODAS COMPUTAÇÕES, TERMINA COM  $\phi(w)$  NA FITA.

ISTO NÃO TRAZ GANHO COMPUTACIONAL

→ PODEMOS SIMULAR UMA MTND COM UMA MTD

→ TODA LINGUAGEM ACEITA/DECIDIDA/COMPUTÁVEL POR UMA MTND TAMBÉM É POR MTD

# SIMULANDO MTND POR MTD

• 3 FITAS

↳ VAMOS CONSIDERAR QUE AS TRANSIÇÕES SÃO ORDENADAS

↳ É POSSÍVEL POIS O CONJ. DE TRANSIÇÕES É FINITO

↳ ORDENAMOS POR SÍMBOLOS  $\{1, \dots, p\}$  O TAMANHO DO MAIOR CONJ. DE TRANSIÇÕES.

A MTND  
DADA  
↓

↳ VAMOS SIMULAR DE FORMA ORDENADA TODAS AS POSSÍVEIS TRANSIÇÕES DE M

- A PRIMEIRA FITA GUARDA UM BACKUP DA ENTRADA
- A SEGUNDA FITA RECEBE, PARA CADA SIMULAÇÃO, UMA CÓPIA DA ENTRADA
- A TERCEIRA FITA GUARDA A SEQUÊNCIA DE ESCOLHAS FEITAS

EX: 2374 INDICA UMA SEQ. DE PROFUNDIDADE 4 QUE ESCOLHEU  
2ª, 3ª, 7ª, 4ª ...

- NÃO PODEMOS FAZER UMA "BUSCA EM PROFUNDIDADE" POIS PODE HAVER COMPUTAÇÕES INFINITAS.
- ENTÃO EXECUTAREMOS TODAS AS "BUSCAS" DE PROF. 1, DEPOIS DE PROF. 2, ...
- A ORDEM DAS PALAVRAS NA TERCEIRA FICHA É

1	11	21	$\beta 1$	111	1111
2	12	22	$\beta 2$	.	.
3	13	...	.	.	.
...	...	...	...	.	.
$\beta$	$\beta 1$	$\beta 2$	$\beta \beta$	$\beta \beta \beta$	$\beta \beta \beta \beta$

- SE HÁ UMA COMPUTAÇÃO NÃO-DETERMINÍSTICA COM  $n$  PASSOS, TEREMOS UMA COMPUTAÇÃO DETERMINÍSTICA  $\beta^n$  PASSOS



## FECHAMENTO

- COMPLEMENTO, UNIÃO, INTERSEÇÃO, DIFERENÇA

## DECIDÍVEIS (REC)

1) COMPLEMENTO: BASTA TROCAR S POR  $\bar{u}$

$$L \quad \bar{L}$$

2) UNIÃO: RODAR EM PARALELO  $M_1$  E  $M_2$        $Q_U = Q_1 \times Q_2$

NO CRIAR UMA MÁQUINA COM DUAS FITAS E

ACEITAR UMA PALAVRA SE ATINGE S EM PLO MENOS UMA

MÁQUINA ((S,S), (S,M), (M,S))

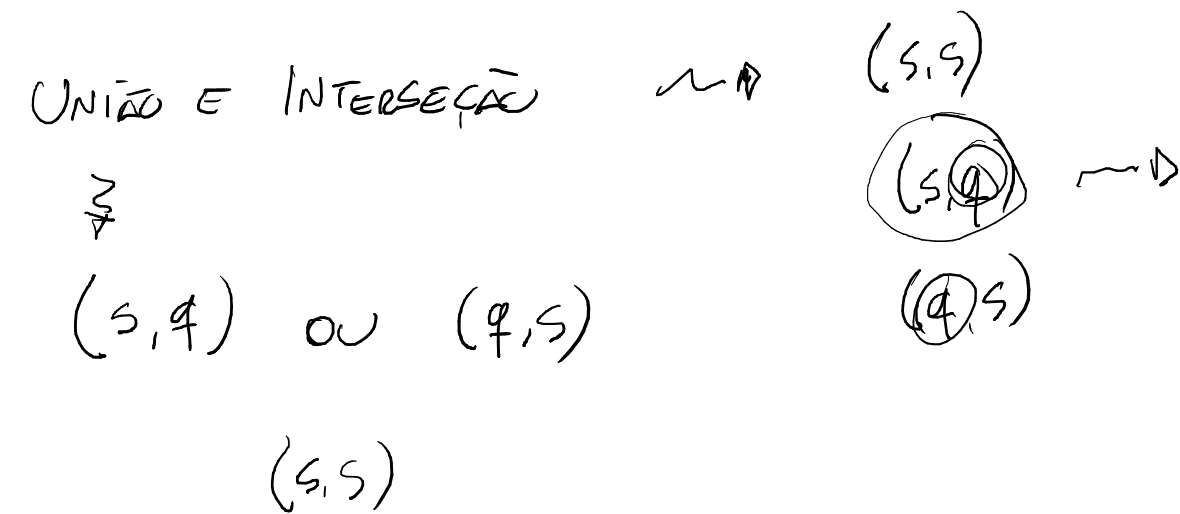
3) INTERSEÇÃO: RODAR EM PARALELO

NO CRIAR UMA MÁQUINA COM DUAS FITAS E

ACEITAR UMA PALAVRA SE ATINGE S NAS DUAS MÁQUINAS (S,S)

$$4) L_1 \setminus L_2 = L_1 \cap \bar{L}_2$$

# SEMI-DECIDÍVEIS



COMPLEMENTO E DIFERENÇA) RE NÃO É FECHADA POR COMPLEMENTO  
OU DIFERENÇA

TEOREMA: SE  $L$  E  $\bar{L}$  SÃO RE, ENTÃO  $L$  E  $\bar{L}$  REC

PROVA: PODEMOS DECIDIR  $L$  COM UMA MÁQUINA QUE RODA  $M_L$  E  $M_{\bar{L}}$  EM PARALELO  
E ACEITA  $w$  SE PARA EM  $S$  DE  $M_L$ , E REJEITA  $w$  SE PARA EM  
 $S$  DE  $M_{\bar{L}}$ .

# TESE DE CHURCH-TURING

- M.T. É UM MODELO SIMPLES

NÃO PODE ESTIPAR O QUE PODE

E O QUE NÃO PODE SER COMPUTADO

- MÚLTIPLOS FITS, CABEÇOTES, NÃO-DETERMINISMO

NÃO AUMENTA SEU PODER COMPUTACIONAL

- HÁ OUTROS MODELOS EQUIVALENTES

- $\lambda$ -CÁLCULO

- FUNÇÕES  $\mu$ -COMPUTÁVEIS

- NÃO PODE SER PROVADA

- MAS PODE SER DESPROVADA!

BASTA APRESENTAR MODELO MAIS

PODEROSO

- ADOTA M.T. COMO MODELO TEÓRICO DE ALGORITMO

TESE DE CHURCH-TURING: UM PROBLEMA DE DECISÃO É

ALGORITMICAMENTE COMPUTÁVEL SE E SOMENTE SE

EXISTE UMA M.T. QUE O DECIDE OU COMPUTA