

Redutibilidade

Teoria da Computação – Ciência da Computação



Prof. Daniel Saad Nogueira
Nunes

IFB – Instituto Federal de Brasília,
Campus Taguatinga



Sumário

- 1 Introdução
- 2 Turing-redutibilidade
- 3 Histórico
- 4 Redutibilidade por mapeamento



Sumário

1 Introdução



Introdução

- Anteriormente estabelecemos as Máquinas de Turing como modelo padrão de computação de propósito-geral.
- Apresentamos vários problemas que são decidíveis utilizando MT s.
- Mas também apresentamos problemas indecidíveis, como o problema A_{MT} , o problema da parada.
- Veremos agora como utilizar problemas que sabemos que são indecidíveis para mostrar que outros problemas também são.
- Utilizaremos o método de **redução** entre problemas.



Reduções

- Uma redução é uma maneira de converter um problema em outro de forma que a solução para o segundo problema pode ser utilizada para resolver o primeiro problema.
- Podemos utilizar esse conceito informal para fazer uma analogia com o dia-a-dia.



Reduções

Exemplo

- Suponha que queiramos nos localizar em uma cidade nova.
- Localizar seria fácil se tivéssemos um mapa dela.
- Assim, podemos reduzir o problema de nos localizar na cidade ao problema de obter um mapa.
- Se resolvemos um segundo, podemos usar a solução para resolver o primeiro.



Reduções

- As reduções sempre envolvem dois problemas, chamados A e B .
- Se A se reduz a B , podemos utilizar a solução de B para resolver A .
- No nosso exemplo:
 - ▶ A = problema de se localizar na cidade.
 - ▶ B = problema de encontrar um mapa.
- Note que a redutibilidade não diz nada sobre resolver A ou B independentemente, mas sim sobre resolver A na presença de uma solução de B .



Reduções

Exemplo

- O problema de viajar de Taguatinga para Paris se reduz ao problema de comprar uma passagem de avião entre as duas cidades.
- O problema de comprar a passagem se reduz ao problema de arrumar o dinheiro.
- O problema de arrumar o dinheiro se reduz ao problema de encontrar um emprego.
- Note que não especificamos como resolver cada problema, mas estamos falando que podemos resolver um problema dada a solução do outro.



Reduções

- Reduções também ocorrem em problemas matemáticos.
- O problema de calcular a área de um retângulo se reduz ao problema de mensurar sua altura e largura.
- O problema de resolver um sistema linear de equações se reduz ao problema de inverter uma matriz.



Reduções

- Reduções apresentam um importante papel em classificar os problemas em decidíveis ou indecidíveis.
- São importantíssimas em classificar problemas decidíveis em níveis de dificuldade, o que é de interesse para a área de Complexidade Computacional.



Reduções

- Se um problema A se reduz a um problema B , o que podemos dizer sobre a **difículdade** de B em relação A ?



Reduções

- Resolver A não pode ser mais difícil do que resolver B .
- A partir de uma solução de B , conseguimos resolver A .



Reduções

- Se A se reduz a B , e A é indecidível, o que podemos dizer sobre B ?
- Se A se reduz a B , e B é decidível, o que podemos dizer sobre A ?



Reduções

- Se A se reduz a B , e A é indecidível, o que podemos dizer sobre B ?
 - ▶ B tem que ser indecidível.
- Se A se reduz a B , e B é decidível, o que podemos dizer sobre A ?



Reduções

- Se A se reduz a B , e A é indecidível, o que podemos dizer sobre B ?
 - ▶ B tem que ser indecidível.
- Se A se reduz a B , e B é decidível, o que podemos dizer sobre A ?
 - ▶ A tem que ser decidível.



Reduções

- Para provar que um problema é indecidível, basta mostrar que outro problema indecidível se reduz a ele.
- Nosso ponto de partida: A_{MT} .



Sumário

2 Turing-redutibilidade



Turing-redutibilidade

- Para podermos utilizar a técnica de redução entre problemas, precisamos formalizá-la.
- **Turing-redutibilidade.**



Turing-redutibilidade

Definição (Máquinas de Turing com oráculo)

Um **oráculo** para uma linguagem B é um dispositivo externo que é capaz de dizer, para qualquer *string* w , se ela pertence ou não pertence a B .

Uma **Máquina de Turing com oráculo** tem a capacidade adicional de fazer consultas ao oráculo.



Turing Redutibilidade

- Ou seja, uma máquina de Turing com oráculo possui uma caixa preta que pode ser consultada para a Linguagem B .
- Esta caixa-preta diz se uma determinada palavra está ou não está em B , independentemente da indecidibilidade de B .



Turing-redutibilidade

Definição (Decidibilidade relativa)

Uma linguagem B é decidível em relação a uma linguagem A , se existe uma Máquina de Turing com oráculo para A que é capaz de decidir B .



Turing-redutibilidade

Definição (Turing-redutibilidade)

Uma linguagem A é Turing-redutível a uma linguagem B , denotado por $A \leq_T B$, se A é decidível em relação a B .

Ou seja, se existe uma máquina com oráculo para B de modo que seja possível decidir A com ela, temos que $A \leq_T B$.



Turing-redutibilidade

- Com relação a estes conceitos, podemos concluir duas coisas.



Turing-redutibilidade

Teorema

Se $A \leq_T B$ e B é decidível, então A é decidível.



Turing-redutibilidade

Demonstração.

- Suponha que $A \leq_T B$, ou seja, A é decidível por através de uma máquina com oráculo para B .
- Se B é decidível então podemos trocar o oráculo de B por um procedimento que decida B , sem utilizar o oráculo para B .
- Assim, temos uma máquina de Turing que decide A ao eliminar este oráculo.





Turing-redutibilidade

Corolário

Se $A \leq_T B$ e A é indecidível, então B é indecidível.



Turing-redutibilidade

Demonstração.

- Tome $A \leq_T B$ e A indecidível e suponha B decidível.
- Se B é decidível, podemos trocar o oráculo que A utiliza para se reduzir a B pela própria máquina que decide B .
- Dessa forma, podemos decidir A através de B sem utilizar o oráculo.
- Impossível, pois A é indecidível.
- $\therefore B$ tem que ser indecidível.





Turing-redutibilidade

- Agora que temos este conceito de Turing-redutibilidade, podemos utilizá-lo para mostrar que outros problemas são indecidíveis.
- Vamos utilizar da estrutura da prova do nosso último corolário e de A_{MT} para isto.



Problemas indecidíveis

- Sabemos que A_{MT} é indecidível.
- Vamos considerar um problema parecido: $HALT_{MT}$.
- $HALT_{MT}$ concentra-se em determinar se uma Máquina de Turing para (aceitando ou rejeitando) ou não em uma determinada entrada:

$$HALT_{MT} = \{ \langle M, w \rangle \mid M \text{ é uma MT e } M \text{ para sobre } w \}$$



Problemas indecidíveis

- Provaremos que $HALT_{MT}$ é indecidível ao mostrarmos uma redução de A_{MT} para $HALT_{MT}$.



Problemas indecidíveis

Teorema

$HALT_{MT}$ é indecidível.



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- A prova será por contradição.
- Assumiremos que $HALT_{MT}$ é decidível e utilizaremos este fato para chegar a conclusão que A_{MT} é decidível, gerando um absurdo.



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- Suponha que temos uma MT R que decida $HALT_{MT}$.
- Podemos utilizar R para construir S , uma MT que decide A_{MT} .
- Uma abordagem inicial para construção de S é simular M sobre w .
- Se M aceita w , S aceita.
- Se M rejeita w ou entra em loop, S deve dizer rejeita.
- O problema é: pela simulação não conseguimos dizer se uma máquina está em loop.



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- Esta abordagem inicial não funciona.
- Vamos utilizar R ao nosso favor.
- Com R , testamos se M para sobre w :
 - ▶ Se R diz aceita, significa que M para sobre M (aceita ou rejeita). Fazemos a simulação de M sobre W e pegamos a resposta da simulação como a resposta de S .
 - ▶ Se não para, quer dizer que M entra em loop sobre W , e portanto M não aceita w . Logo, S deve dizer rejeita.



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- Assim, se a MT R existe, podemos decidir A_{MT} através de S .
- Mas sabemos que A_{MT} é indecidível.
- Contradição.
- R não pode existir.
- $\therefore HALT_{MT}$ é indecidível.



Problemas indecidíveis

- Agora podemos ir para a prova.



Problemas indecidíveis

Demonstração

Algorithm 1: Construção da máquina S que decide A_{MT}

Input: $\langle M, w \rangle$, uma descrição de M e uma entrada w

Output: *aceita*, caso M aceita w e *rejeita* caso contrário .

```
1 Rode  $R$  sobre a entrada  $\langle M, w \rangle$ 
2 if(  $R$  rejeita )
3   | return rejeita
4 else
5   | Simule  $M$  sobre  $w$  até  $M$  parar.
6   | if(  $M$  aceita  $w$  )
7   |   | return aceita
8   | else
9   |   | return rejeita
```



Problemas indecidíveis

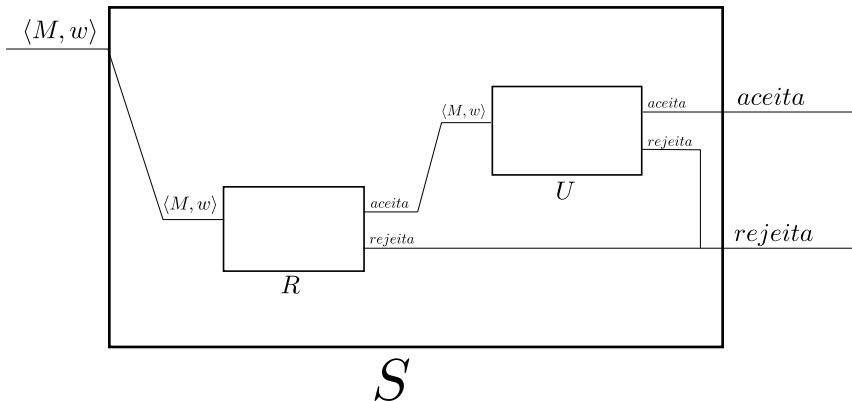
Demonstração.

- Como R decide $HALT_{MT}$, mostramos como construir S que decide A_{MT} .
- Mas A_{MT} é indecidível.
- R não pode existir.
- $\therefore HALT_{MT}$ é **indecidível**.





Problemas indecidíveis





Problemas indecidíveis

- A mesma prova pode ser feita utilizando a nossa definição de Turing-redutibilidade.
- Basta mostrar que, se tivermos uma máquina com oráculo R para $HALT_{MT}$, conseguimos decidir A_{MT} .
- Feito isso teremos que $A_{MT} \leq_T HALT_{MT}$, e como A_{MT} é indecidível, pelo teorema visto anteriormente, $HALT_{MT}$ tem que ser indecidível também.



Problemas indecidíveis

Algorithm 2: Mostrando que $A_{MT} \leq_T HALT_{MT}$

Input: $\langle M, w \rangle$

Output: *aceita*, caso M aceita w e *rejeita* caso contrário

```
1  Consulte o oráculo  $R$  para verificar se  $M$  para sobre  $w$ 
2  if( Se  $M$  para sobre  $w$  )
3  |   Simule  $M$  sobre  $w$ 
4  |   if(  $M$  aceita  $w$  )
5  |   |   return aceita
6  |   else
7  |   |   return rejeita
8  else
9  |   return rejeita
```



Problemas indecidíveis

- Essas estratégias de prova são muito comuns para mostrar que certos problemas são indecidíveis.
- Com exceção do A_{MT} , que foi provado diretamente via método da diagonalização, podemos mostrar que outros problemas são indecidíveis via redução.
- Vamos mostrar que outro problema é indecidível utilizando a mesma estratégia.



Problemas indecidíveis

- Tome o seguinte problema:

$$E_{MT} = \{\langle M \rangle \mid M \text{ é uma MT e } L(M) = \emptyset\}$$

- E_{MT} é a linguagem das máquinas que não aceitam nada.



Problemas indecidíveis

Teorema

E_{MT} é indecidível.



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- Utilizaremos o mesmo *framework* da demonstração de indecidibilidade de $HALT_{MT}$.
- É uma prova por contradição.
- Vamos supor que E_{MT} é decidível e acabar concluindo que A_{MT} é decidível, o que é um absurdo.
- Dessa forma conclui-se que E_{MT} é indecidível.



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- Suponha a existência de uma máquina R que decide E_{MT} .
- Vamos utilizar R para construir uma máquina S que decide A_{MT} .
- Como construir S ?



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- Uma primeira abordagem para construção de S é rodar R sobre a entrada $\langle M \rangle$ e verificar se R a aceita.
- Se R aceita $\langle M \rangle$, sabemos que $L(M) = \emptyset$, e portanto, S deve dizer rejeita.
- Se R rejeita $\langle M \rangle$, então $L(M) \neq \emptyset$, mas não sabemos se uma string w em particular é aceita por M , que é o que A_{MT} justamente quer.
- **Precisamos de outra abordagem, esta não funciona.**



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- Em vez de rodar R sobre $\langle M \rangle$ rodaremos R sobre uma versão modificada de $\langle M \rangle$.
- Modificamos $\langle M \rangle$ de modo que M rejeite todas as strings diferentes de w .
- Se a string for w , a versão modificada funciona como M .
- Você consegue construir tal máquina?



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- A ideia é fazer com que w faça parte da descrição da máquina modificada.
- Assim, para qualquer entrada x , basta compará-la com a palavra w embutida na descrição.
- Se as palavras não batem, a máquina modificada rejeita.
- Se as palavras batem, então $x = w$ e a máquina modificada funciona como a máquina original.
- Só precisamos inserir alguns estados a mais na máquina original para efetuar esta comparação.



Problemas indecidíveis

Ideia da prova

- A versão modificada de $\langle M \rangle$ rejeita todas as strings diferentes de w .
- Se R rejeita sobre a versão modificada de $\langle M \rangle$, sabemos que S deve aceitar a entrada $\langle M, w \rangle$.
- Se R aceita sobre a versão modificada de $\langle M \rangle$, sabemos que M não aceita w , e portanto, S deve rejeitar sobre a entrada $\langle M, w \rangle$.



Problemas indecidíveis

- Agora podemos partir para a demonstração.



Problemas indecidíveis

Demonstração.

- Chame a versão modificada de $\langle M \rangle$ de M_1 .

Algorithm 3: Máquina M_1

Input: $x \in \Sigma^*$

Output: *aceita* se $x = w$ e *rejeita* caso contrário

- ```
1 if($x \neq w$)
2 | return rejeita
3 else
4 | Roda M sobre w e aceita, se M aceita w .
```
-



# Problemas indecidíveis

---

## Demonstração.

- Dado  $M_1$  agora podemos construir  $S$ .

---

**Algorithm 4:** Construção de  $S$ 

---

**Input:**  $\langle M, w \rangle$

**Output:** *aceita* se  $M$  aceita  $w$  e *rejeita*, caso contrário.

- 1 Utilize  $\langle M, w \rangle$  para construir  $M_1$
  - 2 Rode  $R$  sobre  $\langle M_1 \rangle$
  - 3 **if**(  $R$  aceita )
  - 4     **return** *rejeita*
  - 5 **else**
  - 6     **return** *aceita*
-



# Problemas indecidíveis

---

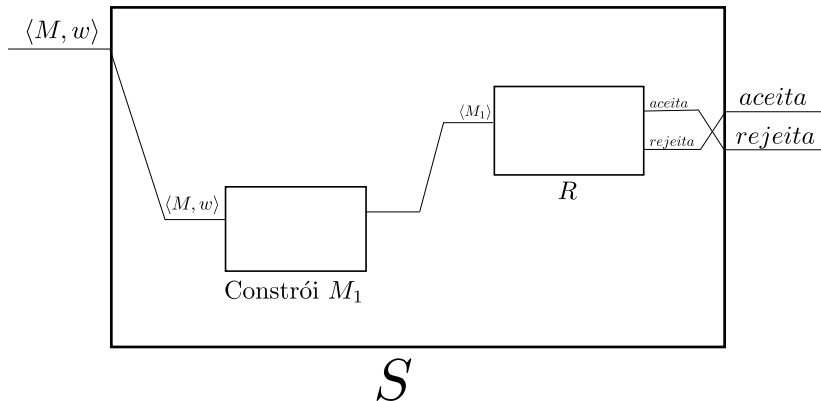
## Demonstração.

- Dado que  $R$  decide  $E_{MT}$ , mostramos que  $S$  decide  $A_{MT}$ .
- Mas  $A_{MT}$  é indecidível.
- A máquina  $R$  não pode existir.
- $\therefore E_{MT}$  é indecidível.





# Problemas indecidíveis





## Problemas indecidíveis

---

- Outra forma, é utilizar a mesma estratégia da redução de  $A_{MT}$  para  $HALT_{MT}$ .
- Assumimos que existe uma máquina com oráculo para  $E_{MT}$  e decidimos  $A_{MT}$ .
- Isso prova que  $A_{MT} \leq_T E_{MT}$  e portanto que  $E_{MT}$  é indecidível.





## Problemas indecidíveis

---

---

**Algorithm 5:** Mostrando que  $A_{MT} \leq_T E_{MT}$

---

**Input:**  $\langle M, w \rangle$  e  $R$ , uma máquina com oráculo para  $E_{MT}$

**Output:** *aceita*, caso  $M$  aceita  $w$  e *rejeita* caso contrário

- 1 Crie a máquina  $M_1$  como descrito na prova anterior
  - 2 Consulte o oráculo  $R$  para verificar se  $M_1$  não aceita nada
  - 3 **if**( *Se  $M_1$  não aceita nada* )
  - 4     **return** *rejeita*
  - 5 **else**
  - 6     **return** *aceita*
-



# Problemas indecidíveis

---

- Até agora utilizamos a redução a partir de  $A_{MT}$  para mostrar que outro problema é indecidível.
- Às vezes, é mais fácil provar um teorema sobre indecidibilidade se partirmos de outro problema.
- Mostraremos agora que um problema é indecidível ao reduzirmos  $E_{MT}$  para ele.



# Problemas indecidíveis

---

- Tome o problema  $EQ_{MT}$ :

$$EQ_{MT} = \{\langle M_1, M_2 \rangle \mid M_1 \text{ e } M_2 \text{ são MTs e } L(M_1) = L(M_2)\}$$

- Ou seja, queremos saber se dois programas possuem o mesmo comportamento.



# Problemas indecidíveis

---

## Teorema

$EQ_{MT}$  é indecidível



# Problemas indecidíveis

---

## Ideia da prova

- A prova é por contradição.
- Vamos mostrar que, se  $EQ_{MT}$  é decidível, conseguimos decidir  $E_{MT}$ .
- O que é um absurdo, pois sabemos que  $E_{MT}$  é indecidível.
- Assim concluímos que  $EQ_{MT}$  é indecidível.



# Problemas indecidíveis

---

## Ideia da prova

- $E_{MT}$  é o problema de determinar se  $L(M)$  é vazia para alguma máquina  $M$ .
- $EQ_{MT}$  é o problema de determinar se  $L(M_1) = L(M_2)$  para máquinas  $M_1$  e  $M_2$ .
- Assim, se  $L(M_1) = \emptyset$ , e a resposta de  $EQ_{MT}$  sobre a entrada  $\langle M_1, M_2 \rangle$  é **aceita**, conseguimos concluir que  $L(M_2) = \emptyset$ .
- O  $E_{MT}$  é um caso especial de  $EQ_{MT}$ .



# Problemas indecidíveis

---

## Demonstração.

- Tome como  $R$  a máquina que decide  $EQ_{MT}$ .
- Podemos construir  $S$  a partir de  $R$  da seguinte maneira.



# Problemas indecidíveis

---

## Demonstração.

---

**Algorithm 6:** Construção de  $S$  que decide  $E_{MT}$ .

---

**Input:**  $\langle M \rangle$

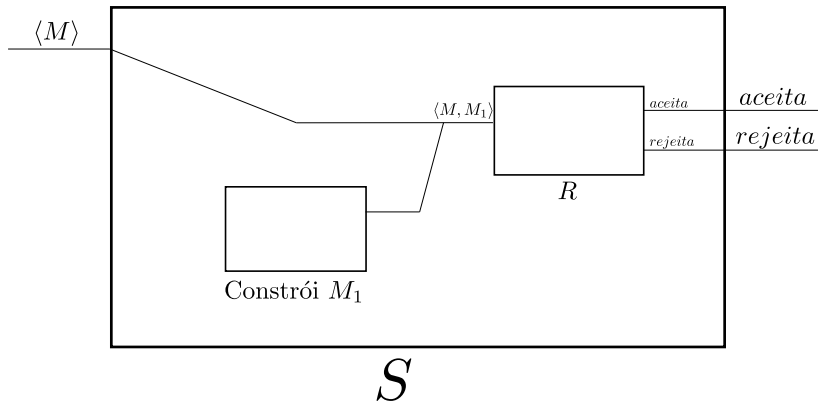
**Output:** *aceita*, se  $L(M) = \emptyset$  e *rejeita* caso contrário.

- 1 Rode  $R$  sobre a entrada  $\langle M, M_1 \rangle$ , onde  $M_1$  é uma MT que rejeita qualquer entrada
  - 2 **if**(  $R$  *aceita* )
  - 3     **return** *aceita*
  - 4 **else**
  - 5     **return** *rejeita*
-





# Problemas indecidíveis





# Sumário

---

## 3 Histórico



## Reduções via histórico de computação

---

- O método de histórico de computação é importante para mostrar que  $A_{MT}$  é redutível a outras linguagens.
- Este método é frequentemente utilizado quando o problema a ser provado indecidível envolve a busca da existência de algo.
- Por exemplo, este método pode ser utilizado para provar a indecidibilidade do décimo problema de Hilbert: buscar a existência de raízes inteiras de um polinômio.



## Reduções via histórico de computação

---

- O histórico de computação de uma máquina sobre uma entrada é simplesmente a sequência de configurações que a máquina tem ao processar uma entrada.
- Imagine que a cada função de transição, uma foto seja tirada da situação da máquina.
- É um registro completo da computação da máquina.



## Reduções via histórico de computação

---

- Históricos de computação são sequências **finitas**.
- Se uma máquina  $M$  não para sobre uma entrada  $w$ , dizemos que o histórico de computação não existe para  $M$  sobre  $w$ .
- Máquinas determinísticas possuem no máximo um histórico de computação para uma determinada entrada.
- Máquinas não-determinísticas podem possuir múltiplos históricos para uma mesma entrada.



# Reduções via histórico de computação

---

- Vamos definir a noção de histórico mais precisamente.



# Reduções via histórico de computação

---

## Definição (Histórico de computação)

- Seja  $M$  uma MT e  $w$  uma entrada.
- Um histórico de computação de aceitação de  $M$  em  $w$  é uma sequência de configurações  $C_1, C_2, \dots, C_l$ , onde  $C_1$  é a configuração inicial de  $M$  em  $w$  e  $C_l$  é uma configuração de aceitação de  $M$ .
- Cada  $C_i$  é derivado de  $C_{i-1}$  respeitando as regras de  $M$ .
- Similarmente, um histórico de computação de rejeição de  $M$  em  $w$  tem como  $C_l$  uma configuração de rejeição.



## Reduções via histórico de computação

---

- Agora que sabemos o que é um histórico de computação podemos atacar problemas e mostrá-los indecidíveis.
- Vamos mostrar que um problema relacionado a um **autômato linearmente limitado** é indecidível via este método.





# Reduções via histórico de computação

---

## Definição (Autômato linearmente limitado)

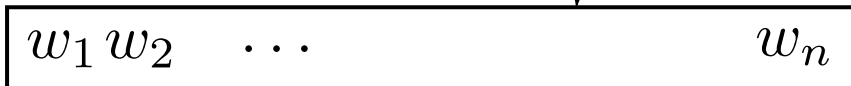
- Um autômato linearmente limitado (LBA — linear bounded automata) é um tipo restrito de MT.
- A cabeça de leitura/escrita não pode se mover além do espaço delimitado pela entrada.
- Se a máquina tenta se mover para além de qualquer uma das extremidades da entrada, a cabeça continua na mesma posição.



## Autômato linearmente limitado

---

Controle





# Autômato linearmente limitado

---

- Apesar de ter memória limitada, um autômato linearmente limitado é bem poderoso.
- Vamos mostrar um primeiro resultado sobre ele.
- Tome a linguagem:

$$A_{LBA} = \{\langle M, w \rangle \mid M \text{ é um LBA que aceita } w\}$$



# Autômato linearmente limitado

---

## Teorema

$A_{LBA}$  é decidível.



# Autômato linearmente limitado

---

- Para mostrar que  $A_{LBA}$  é decidível, vamos precisar provar um lema antes.



# Autômato linearmente limitado

---

## Lema

Seja  $M$  um LBA com  $q$  estados e  $g$  símbolos em  $\Gamma$ , o alfabeto da fita. Existem no máximo  $qng^n$  configurações distintas de  $M$  para uma fita de comprimento  $n$ .



# Autômato linearmente limitado

---

## Demonstração

- Lembre-se de que uma configuração é como se fosse uma foto do estado da máquina.
- Ela consiste de:
  - ▶ Estado.
  - ▶ Posição da cabeça.
  - ▶ Conteúdo da fita.



# Autômato linearmente limitado

---

## Demonstração

- $M$  tem  $q$  estados.
- O comprimento da fita é  $n$ , então a cabeça só pode ocupar  $n$  posições distintas.
- O conteúdo da fita possui  $g^n$  possibilidades.





# Autômato linearmente limitado

---

## Demonstração.

- O número total de combinações equivale ao produto das três quantidades.
- $qng^n$ .





# Autômato linearmente limitado

---

- Vamos provar agora o teorema sobre a decidibilidade de  $A_{LBA}$ .



# Autômato linearmente limitado

---

## Ideia da prova

- Para decidir de um LBA  $M$  aceita  $w$ , simulamos  $M$  sobre  $w$ .
- Durante a simulação, se  $M$  para e aceita/rejeita, aceitamos ou rejeitamos de acordo.
- O problema está quando  $M$  entra em loop sobre  $w$ .
- Temos que conseguir detectar loops, uma coisa que é impossível em MTs.



# Autômato linearmente limitado

---

## Ideia da prova

- No entanto, em LBAs, conseguimos detectar um loop.
- Se  $M$  repete alguma configuração, podemos concluir que ela repetirá essa configuração após algumas outras configurações.
- Pelo nosso lema, temos um número **finito** de configurações.
- Se após  $qng^n$  configurações a máquina não tiver parado, ela tem que estar em loop.



# Autômato linearmente limitado

## Demonstração.

---

**Algorithm 7:** Algoritmo que decide  $A_{LBA}$

---

**Input:**  $\langle M, w \rangle$  tal que  $M$  é um LBA.

**Output:** *aceita* se  $M$  aceita  $w$ .

```
1 Simule M sobre w por qng^n passos ou até que ela pare
2 if(M parou)
3 | if(M aceitou w)
4 | | return aceita
5 | else
6 | | return rejeita
7 else
8 | return rejeita
```

---



# Autômato linearmente limitado

---

- Este teorema mostra uma diferença fundamental entre os LBAs e as MTs.
- Enquanto  $A_{LBA}$  é decidível,  $A_{MT}$  não é.
- Modelos diferentes com resultados diferentes no que tange o problema da aceitação.



## Autômato linearmente limitado

---

- Agora que ganhamos uma intuição sobre os LBAs, estamos prontos para mostrar resultados de indecidibilidade sobre eles.
- Tome a linguagem:

$$E_{LBA} = \{\langle M \rangle \mid M \text{ é um LBA tal que } L(M) = \emptyset\}$$

- Ou seja, queremos saber se a linguagem reconhecida por um LBA é vazia.
- Este problema é indecidível.



# Autômato linearmente limitado

---

## Teorema

$E_{LBA}$  é indecidível.





# Autômato linearmente limitado

---

## Ideia da prova

- Esta prova é obtida através da redução de  $A_{MT}$ .
- Se supomos que  $E_{LBA}$  é decidível através de um algoritmo  $R$ , como podemos mostrar que  $A_{MT}$  é decidível e gerar uma contradição?
- Dado uma entrada  $\langle M, w \rangle$  a ideia é construir um LBA  $B$  que é aceito por  $R$ , se e somente se,  $M$  não aceita  $w$ .
- Se  $R$  rejeita  $\langle B \rangle$ , então  $L(B) \neq \emptyset$ , e concluímos que  $A_{MT}$  diz aceita.
- Se  $R$  aceita  $\langle B \rangle$ , então  $L(B) = \emptyset$ , e concluímos que  $A_{MT}$  diz rejeita.



# Autômato linearmente limitado

---

## Ideia da prova

- Como construir  $B$  de  $M$  e  $w$ ?
- Vamos construir  $B$  para aceitar uma entrada  $x$  se  $x$  é um histórico de computação de aceitação para  $M$  sobre  $w$ .
- Lembre-se que um histórico de computação de aceitação é uma sequência de configurações  $C_1, C_2, \dots, C_l$  que  $M$  passa e aceita  $w$ .



# Autômato linearmente limitado

---

$\# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_1} \# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_2} \# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_3} \# \dots \# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_l} \#$

Figura: Uma possível entrada para  $B$



# Autômato linearmente limitado

---

## Ideia da prova

- $B$  funciona da seguinte maneira. Quando recebe  $x$ ,  $B$  aceita  $x$  se  $x$  é um histórico de computação de aceitação de  $M$  sobre  $w$ .
- $B$  então quebra cada configuração através de delimitadores  $\#$  e determina se as configurações satisfazem as condições de um histórico de computação de aceitação:
  - ▶  $C_1$  é a configuração inicial de  $M$  sobre  $w$ .
  - ▶ Cada  $C_{i+1}$  pode ser derivado de  $C_i$ .
  - ▶  $C_l$  é uma configuração de aceitação de  $M$ .



# Autômato linearmente limitado

---

$\# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_1} \# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_2} \# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_3} \# \dots \# \underbrace{\hspace{1.5cm}}_{C_l} \#$

Figura: Uma possível entrada para  $B$



# Autômato linearmente limitado

---

## Ideia da prova

- A configuração inicial de  $C_1$  para  $M$  sobre  $w$  é a palavra  $q_0 w_1 w_2 \dots w_n$ , onde  $q_0$  é o estado inicial de  $M$  sobre  $w$ .
- Para verificar se  $C_l$  é uma configuração de aceitação, basta varrer e verificar se ela contém o estado  $q_{aceita}$ .
- A segunda condição é a mais difícil. Para cada par adjacente de configurações,  $B$  tem que checar se  $C_{i+1}$  pode decorrer de  $C_i$ .
- Isso envolve verificar se  $C_i$  e  $C_{i+1}$  são idênticas exceto pela célula apontada sobre a cabeça e adjacente a cabeça de  $C_i$ .
- Estas células tem que obrigatoriamente ser atualizadas de acordo com  $\delta$  de  $M$ .



# Autômato linearmente limitado

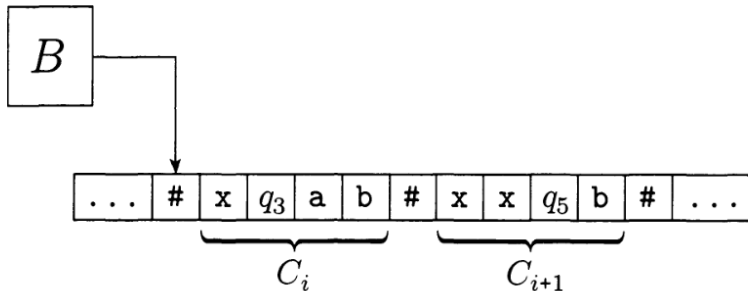
---

## Ideia da prova

- $B$  verifica isso ao zigzaguar sobre  $C_i$  e  $C_{i+1}$ .
- De modo a marcar as posições das fitas,  $B$  utiliza símbolos com um ponto em cima.
- Finalmente, se as três condições são aceitas,  $B$  aceita a sua entrada.



## Autômato linearmente limitado







# Autômato linearmente limitado

---

## Ideia da prova

- O propósito da criação de  $B$  não é rodar sobre uma entrada.
- É simplesmente servir de entrada para  $R$ .
- Uma vez que  $R$  retorna uma resposta, é possível dar uma resposta para  $A_{MT}$ .



# Autômato linearmente limitado

---

## Demonstração

---

**Algorithm 8:** Demonstração de indecidibilidade de  $E_{LBA}$

---

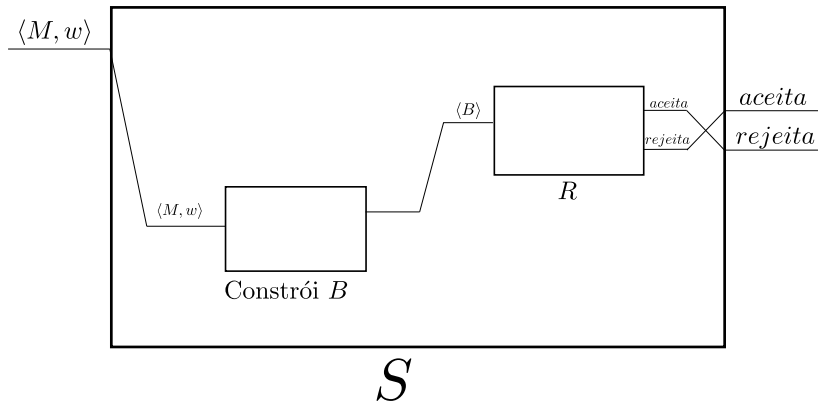
**Input:**  $\langle M, w \rangle$ , tal que  $M$  é uma MT e  $w$  é uma entrada

**Output:** *aceita*, se e somente se  $M$  aceita  $w$

- 1 Construa o LBA  $B$  de  $M$  e  $w$  de acordo com a ideia da prova
  - 2 Rode  $R$  sobre  $\langle B \rangle$
  - 3 **if**(  $R$  *rejeita* )
  - 4     **return** *aceita*
  - 5 **else**
  - 6     **return** *rejeita*
-



## Autômato linearmente limitado





# Sumário

---

## 4 Redutibilidade por mapeamento



# Redutibilidade por mapeamento

---

- Mostramos como utilizar reduções para provar que vários problemas são indecidíveis.
- Até o momento, utilizamos um tipo de redução chamada de Turing-redução.
- Mostraremos agora uma noção mais forte de redução, denominada *redução por mapeamento*.



## Redutibilidade por mapeamento

---

- A noção de reduzir um problema a outro pode ser definido formalmente de diversas formas.
- Estudaremos a **redutibilidade por mapeamento**.
- A grosso modo, ao utilizar a redutibilidade por mapeamento para reduzir um problema  $A$  para um problema  $B$  significa que existe uma **função computável** que converte instâncias do problema  $A$  em instâncias do problema  $B$ .



## Redutibilidade por mapeamento

---

- Se existe esta função computável, chamada de **redução**, podemos resolver  $A$  a partir da solução de  $B$ .
- Se sabemos resolver  $B$ , basta aplicar a redução nas instâncias de  $A$  para transformá-las em instâncias para  $B$  e resolver  $B$ , e logo,  $A$ .



# Sumário

---

- 4 Redutibilidade por mapeamento
  - Funções computáveis
  - Definição formal de redutibilidade por mapeamento





# Funções computáveis

---

- Uma máquina de Turing computa uma função  $f$  ao começar com  $x$  na fita e ao parar, deixa na fita  $f(x)$ .



# Funções computáveis

---

## Definição (Funções computáveis)

Uma função  $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$  é dita uma **função computável** se existe uma Máquina de Turing  $M$  que, para qualquer  $w \in \Sigma^*$ ,  $M$  para e deixa  $f(w)$  na fita.



# Funções computáveis

---

## Exemplo

- Todas as operações aritméticas em inteiros são funções computáveis.
- Podemos construir uma máquina que recebe como entrada  $\langle m, n \rangle$  e retorna  $m + n$ .



# Funções computáveis

---

## Exemplo

- Funções computáveis também podem ser transformações em descrições de máquinas.
- Uma função computável  $f$  pode, por exemplo, receber uma entrada  $w \in \Sigma^*$  e retornar a descrição de uma MT  $\langle M' \rangle$  se  $w = \langle M \rangle$  é uma codificação de uma MT.
- A MT  $M'$  é uma máquina que reconhece a mesma linguagem de  $M$ , mas nunca tenta mover a cabeça de leitura/escrita à esquerda da posição inicial.
- A função  $f$  consegue isso ao adicionar vários estados na descrição de  $M$  e deve retornar  $\epsilon$ , caso  $w$  não seja uma codificação de MT válida.



# Sumário

---

- 4 Redutibilidade por mapeamento
  - Funções computáveis
  - Definição formal de redutibilidade por mapeamento



# Redutibilidade por mapeamento

---

- Agora que temos a noção formal de funções computáveis, podemos definir o que é de fato uma redutibilidade por mapeamento.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Definição (Redutibilidade por mapeamento)

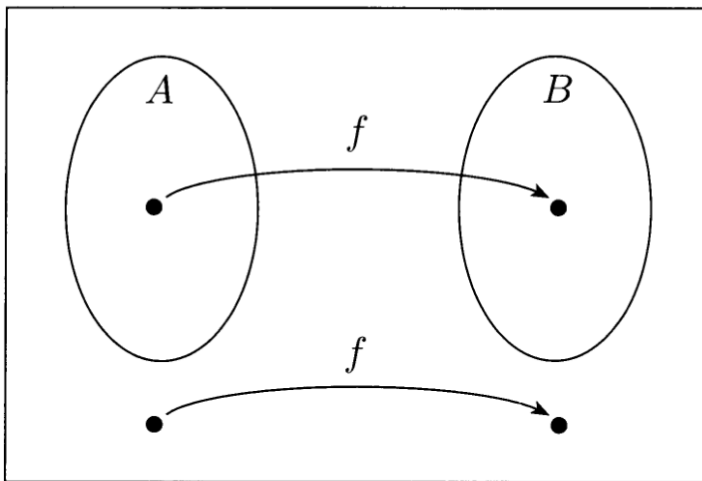
Uma linguagem  $A$  é redutível via mapeamento a uma linguagem  $B$ , denotado por  $A \leq_m B$ , se existe uma função computável  $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ , tal que, para todo  $w \in \Sigma^*$

$$w \in A \Leftrightarrow f(w) \in B$$

A função  $f$  é denominada de redução de  $A$  para  $B$ .



# Redutibilidade por mapeamento







## Redutibilidade por mapeamento

---

- Uma redução via mapeamento de  $A$  para  $B$  permite uma maneira de converter perguntas sobre a pertinência de uma entrada em  $A$  para uma pertinência de uma entrada em  $B$ .
- Para responder se  $w \in A$ , utilizamos  $f$  para mapear  $w$  em  $f(w)$  e testar se  $f(w) \in B$ .
- Em caso afirmativo, temos que  $w \in A$ .
- Em caso negativo, temos que  $w \notin A$ .
- Quem garante essa propriedade?



## Redutibilidade por mapeamento

---

- Uma redução via mapeamento de  $A$  para  $B$  permite uma maneira de converter perguntas sobre a pertinência de uma entrada em  $A$  para uma pertinência de uma entrada em  $B$ .
- Para responder se  $w \in A$ , utilizamos  $f$  para mapear  $w$  em  $f(w)$  e testar se  $f(w) \in B$ .
- Em caso afirmativo, temos que  $w \in A$ .
- Em caso negativo, temos que  $w \notin A$ .
- Quem garante essa propriedade?
- A função de redução.



# Redutibilidade por mapeamento

---

- Se um problema é redutível por mapeamento a um segundo problema, cuja solução já é conhecida, podemos obter uma solução para o primeiro problema.
- Capturamos esta noção com o seguinte teorema.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Teorema

Se  $A \leq_m B$ , e  $B$  é decidível, então  $A$  é decidível.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Demonstração

- Seja  $M$  uma MT que decide  $B$  e  $f$  uma função de redução de  $A$  para  $B$ . Podemos descrever uma MT  $N$  que decide  $A$  da seguinte maneira:



# Redutibilidade por mapeamento

---

---

## Algorithm 9: Construção de $N$

---

**Input:**  $w$

**Output:** *aceita*, se  $w \in A$  e *rejeita* caso contrário

- 1 Compute  $f(w)$
  - 2 Rode  $M$  sobre  $f(w)$
  - 3 **if**(  $f(w) \in B$  )
  - 4   | **return** *aceita*
  - 5 **else**
  - 6   | **return** *rejeita*
-



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Demonstração.

- Claramente, se  $w \in A$ , então  $f(w) \in B$ , visto que  $f$  é uma redução de  $A$  para  $B$ .
- Assim,  $M$  aceita  $f(w)$  sempre que  $w \in A$  e  $M$  rejeita  $f(w)$  sempre que  $w \notin A$ .
- $N$  funciona como o esperado.





# Redutibilidade por mapeamento

---

- A partir do resultado anterior, podemos chegar no seguinte corolário.





# Redutibilidade por mapeamento

---

## Corolário

Se  $A \leq_m B$  e  $A$  é indecidível, então  $B$  é indecidível.



# Redutibilidade por mapeamento

---

- Vamos agora revisar as nossas provas anteriores que utilizaram o conceito informal de redução e mostrar como o nosso conceito formal de redução se aplica.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Exemplo

- Mostramos anteriormente que  $HALT_{MT}$  é indecidível via uma redução de  $A_{MT}$ .
- Essa redução mostrou como uma MT que decide  $HALT_{MT}$  pode ser utilizada para decidir  $A_{MT}$ , gerando a esperada contradição.
- Vamos demonstrar uma redução via mapeamento de  $A_{MT}$  para  $HALT_{MT}$ .



## Redutibilidade por mapeamento

---

- Precisamos apresentar uma função computável  $f$  que recebe como entrada  $\langle M, w \rangle$  e dá como saída  $\langle M', w' \rangle$ , tal que:

$$\langle M, w \rangle \in A_{MT} \text{ se, e somente se, } \langle M', w' \rangle \in \text{HALT}_{MT}$$

- Utilizaremos uma máquina  $F$  para computar tal função.



## Redutibilidade por mapeamento

---

---

**Algorithm 10:** Computando a função  $f$  através de uma máquina  $F$

---

**Input:**  $\langle M, w \rangle$

**Output:**  $\langle M', w \rangle$

- 1 Construa  $M'$  tal que, sobre uma entrada  $x$ ,  $M'$  roda  $x$  sobre  $M$  e:  
se  $M$  aceita  $x$ ,  $M'$  aceita. Se  $M$  rejeita  $x$ ,  $M'$  entra em loop.  
Deixe  $\langle M', w \rangle$  na fita
-



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Exemplo

- A redução via mapeamento de  $E_{MT}$  para  $EQ_{MT}$  baseia-se no teorema provado sobre a indecidibilidade de  $EQ_{MT}$  visto anteriormente.
- Neste caso, a redução  $f$  está mapeando a entrada  $\langle M \rangle$  em  $\langle M, M_1 \rangle$ , em que  $M_1$  é uma MT que rejeita tudo.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Exemplo

- Na demonstração da indecidibilidade de  $E_{MT}$  nós utilizamos uma redução a partir de  $A_{MT}$ .
- Vamos verificar como podemos converter esta redução em uma redução via mapeamento.
- Da redução original, podemos construir uma função  $f$  que recebe como entrada  $\langle M, w \rangle$  e produz  $\langle M_1 \rangle$ , sendo  $M_1$  uma máquina que aceita apenas  $w$  se e somente se  $M$  aceita  $w$ .



## Redutibilidade por mapeamento

---

- $M_1$  é a MT descrita na demonstração.
- Mas  $M$  aceita  $w$  se, e somente se,  $L(M_1)$  não é vazia, então  $f$  é um redução via mapeamento de  $A_{MT}$  para  $\overline{E_{MT}}$ .
- Mas ainda preservarmos o resultado de que  $E_{MT}$  é indecidível, uma vez que decidibilidade não é afetado por complementação.
- Mas não é uma redução via mapeamento de  $A_{MT}$  para  $E_{MT}$ .





# Redutibilidade por mapeamento

---

- A sensibilidade da redutibilidade via mapeamento sobre a complementação é importante para provar a não-reconhecibilidade de certas linguagens.
- Também podemos utilizar a redução via mapeamento para mostrar que problemas sequer são Turing-reconhecíveis.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Teorema

Se  $A \leq_m B$  e  $B$  é Turing-reconhecível,  $A$  também é.



## Redutibilidade por mapeamento

---

- A prova  
deste teorema é muito parecida com a demonstração anterior de que:  
*Se  $A \leq_m B$  e  $B$  é Turing-decidível, então  $A$  também é.*
- Exercício.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Corolário

Se  $A \leq_m B$  e  $A$  não é Turing-reconhecível,  $B$  também não é.



## Redutibilidade por mapeamento

---

- Uma aplicação típica deste corolário é tomar  $A$  como  $\overline{A_{MT}}$ .
- Sabemos que  $\overline{A_{MT}}$  não é Turing-reconhecível.
- Pela definição de redução via mapeamento, temos que se  $A \leq_m B$  então  $\bar{A} \leq_m \bar{B}$ .
- Para provar então que  $B$  não é Turing-reconhecível, basta mostrar que  $A_{MT} \leq_m \bar{B}$ .



# Redutibilidade por mapeamento

---

- É possível também utilizar reduções via mapeamento para demonstrar que linguagens não são Turing-reconhecíveis e nem co-Turing-reconhecíveis.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Teorema

$EQ_{MT}$  não é Turing-reconhecível e nem co-Turing-reconhecível.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Demonstração

- Primeiramente vamos mostrar que  $EQ_{MT}$  não é Turing-reconhecível.
- Basta mostrar que  $A_{MT}$  é redutível a  $\overline{EQ_{MT}}$ .





## Redutibilidade por mapeamento

---

---

**Algorithm 11:** Construindo a função de redução  $A_{MT}$  para  $\overline{EQ}_{MT}$

---

**Input:**  $\langle M, w \rangle$

**Output:**  $\langle M_1, M_2 \rangle$

- 1 Construa duas máquinas  $M_1$  e  $M_2$  da seguinte maneira:
  - 2  $M_1$  sobre qualquer entrada diz rejeita
  - 3  $M_2$  sobre qualquer entrada roda  $M$  sobre  $w$  e se  $M$  aceita,  $M_2$  aceita
  - 4 Deixe  $\langle M_1, M_2 \rangle$  na fita.
-



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Demonstração

- $M_1$  não aceita nada.
- Se  $M$  aceita  $w$ ,  $M_2$  aceita qualquer coisa, e portanto as duas máquinas não são equivalentes.
- Se  $M$  não aceita  $w$ ,  $M_2$  não aceita nada, e portanto são equivalentes.
- Assim  $f$  é uma redução de  $A_{MT}$  para  $\overline{EQ}_{MT}$ .
- Portanto  $\overline{EQ}_{MT}$  não é Turing-reconhecível.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Demonstração

- Vamos mostrar agora que  $\overline{EQ_{MT}}$  não é Turing-reconhecível, isto é, que  $EQ_{MT}$  não é co-Turing-reconhecível.
- Precisamos fornecer uma redução de  $A_{MT}$  para  $EQ_{MT}$ .



## Redutibilidade por mapeamento

---

---

**Algorithm 12:** Construindo a função de redução  $A_{MT}$  para  $EQ_{MT}$

---

**Input:**  $\langle M, w \rangle$

**Output:**  $\langle M_1, M_2 \rangle$

- 1 Construa duas máquinas  $M_1$  e  $M_2$  da seguinte maneira:
  - 2  $M_1$  sobre qualquer entrada diz aceita
  - 3  $M_2$  sobre qualquer entrada roda  $M$  sobre  $w$  e se  $M$  aceita,  $M_2$  aceita
  - 4 Deixe  $\langle M_1, M_2 \rangle$  na fita.
-



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Demonstração

- É a mesma construção da função anterior, mas agora  $M_1$  aceita tudo em vez de rejeitar.
- Assim,  $M$  aceita  $w$ , se e somente se,  $M_1$  e  $M_2$  são equivalentes.
- Logo  $A_{MT} \leq_m EQ_{MT}$  e portanto,  $EQ_{MT}$  não é co-Turing-reconhecível.



# Redutibilidade por mapeamento

---

## Demonstração.

- Como  $EQ_{MT}$  não é Turing-reconhecível e nem co-Turing-reconhecível, finalizamos a prova.

