

# O Problema da Parada

Teoria da Computação – Ciência da Computação



Prof. Daniel Saad Nogueira  
Nunes

IFB – Instituto Federal de Brasília,  
Campus Taguatinga



# Sumário

---

- 1 Introdução
- 2 Diagonalização
- 3 O problema da parada



# Sumário

---

## 1 Introdução



# Decidibilidade

---

- Agora temos uma noção precisa de algoritmos e sabemos que uma série de modelos relevantes de computação são equivalentes.
- Podemos falar em termos de algoritmos.
- Várias linguagens (problemas) mostraram ser decidíveis  $\Leftrightarrow$  existência de um algoritmo.
- Investigaremos agora, linguagens **indecidíveis**.



# Indecidibilidade

---

- Nós provaremos agora um dos teoremas mais importantes em Teoria da Computação.
- Existem problemas que são insolúveis do ponto de vista algorítmico.
- Computadores aparentam ser cada vez mais poderosos, o que dá a impressão de que podemos resolver qualquer coisa com eles.
- Este teorema irá apresentar que computadores estão limitados de uma certa forma.



# Indecibilidade

---

- Que tipo de problemas não podem ser resolvidos?
- São problemas obscuros?
- Problemas que existem só na cabeça dos teóricos?



# Indecibilidade

---

- Que tipo de problemas não podem ser resolvidos?
- São problemas obscuros?
- Problemas que existem só na cabeça dos teóricos?
- **Não!**



# Indecidibilidade

---

- Existem muitos problemas que são interessantíssimos para a prática mas que não possuem uma solução algorítmica.





# Indecibilidade

---

## Exemplo

- Dado uma especificação formal do que o programa está suposto a fazer e um programa de computador, verificar se o programa cumpre o prometido.
- Como o programa e a especificação são objetos matemáticos precisos, é natural pensar que podemos automatizar o processo de verificar se um programa está correto, isto é, de acordo com a especificação.
- Mas **não existe** um algoritmo para este problema.



# Indecibilidade

---

- Vamos mostrar um problema fundamental indecidível, que servirá para ganharmos a intuição de que tipo de problemas são indecidíveis.
- Mas para isso, precisamos examinar o método de diagonalização de Cantor.



# Sumário

---

## 2 Diagonalização



# O método da diagonalização

---

- Método de diagonalização: descoberto por Georg Cantor em 1873.
- Cantor estava preocupado com o problema de mensurar conjuntos de cardinalidade infinita.
- Sim, ele queria saber se um infinito era maior do que o outro.



# O método da diagonalização

---

- Por exemplo, tome o conjunto  $\mathbb{Z}$  e o conjunto de todas as *strings* binárias.
- Os dois conjuntos são infinitos, mas qual é o maior?
- Como podemos comparar o tamanho de duas coisas infinitas?



# O método da diagonalização

---

- Cantor propôs uma solução bem simples para este problema.
- Ele observou que dois conjuntos possuem o mesmo elemento, se existe um **pareamento** de elementos do primeiro no segundo.
- Podemos comparar os tamanhos sem precisar contar os conjuntos.
- Vamos definir esta noção mais precisamente?



# O método da diagonalização

---

## Definição (função bijetora)

Uma função  $f : A \rightarrow B$  é bijetora, quando é injetora e sobrejetora. Ela nunca mapeia dois elementos distintos no mesmo elemento, isto é,  $f$  é injetora:

$$x \neq y \Rightarrow f(x) \neq f(y)$$

Além disso, todo elemento de  $B$  é mapeado por algum elemento de  $A$  através de  $f$ , ou seja,  $f$  é sobrejetora:

$$\forall y \in B, \exists! x \in A \text{ tal que } f(x) = y$$



# O método da diagonalização

---

- Se encontramos uma bijeção  $f : A \rightarrow B$  é uma maneira de argumentar que  $A$  tem o mesmo tamanho de  $B$ .
- Temos um pareamento entre elementos de  $A$  e  $B$ .
- Noção informal de pareamento = bijeção.





## Pareando elementos

---

### Exemplo

- Tome  $\mathbb{N}$  e  $P = \{x \in \mathbb{N} \mid x \text{ é par}\}$ .
- Ambos são infinitos.
- Será que eles possuem o mesmo tamanho?
- Intuitivamente parece que  $P$  tem a metade de elementos de  $\mathbb{N}$ .
- Mas na verdade eles possuem a mesma quantidade.



# Pareando elementos

---

## Exemplo

- Só precisamos achar uma bijeção.
- Tome

$$f : \mathbb{N} \rightarrow P$$

Tal que

$$f(x) \mapsto 2x$$



## Pareando elementos

---

### Exemplo

$x$	$f(x)$
1	2
2	4
$\vdots$	$\vdots$
$n$	$2n$
$\vdots$	$\vdots$

- Todos os elementos de  $\mathbb{N}$  foram pareados com elementos de  $P$ .
- Eles possuem o mesmo tamanho!



## Pareando elementos

---

- Vamos formalizar a noção de conjuntos contáveis agora.
- Estes conjuntos possuem uma relação próxima com os objetos de computação.



# Conjuntos contáveis

---

## Definição (Conjuntos contáveis)

Um conjunto  $A$  é dito contável se é finito ou possui a mesma cardinalidade de  $\mathbb{N}$ .



## Conjuntos contáveis

---

- Vamos pegar um exemplo interessante.
- Será que  $\mathbb{Q}^+$  é contável?

$$\mathbb{Q}^+ = \left\{ \frac{m}{n} \mid m, n \in \mathbb{N} \right\}$$

- Sabemos que  $\mathbb{Q}$  é infinito, pois  $\mathbb{N} \subseteq \mathbb{Q}^+$ .
- Se quisermos mostrar que ambos possuem o mesmo tamanho, temos que achar uma bijeção

$$f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{Q}^+$$



# Conjuntos contáveis

---

- Uma maneira de fazer isso é listar todos os elementos de  $\mathbb{Q}^+$  e parear o primeiro elemento de  $\mathbb{N}$  com o primeiro da lista, o segundo elemento de  $\mathbb{N}$  com o segundo da lista e assim sucessivamente.
- Temos que nos certificar que todo elemento de  $\mathbb{Q}^+$  aparece uma única vez nesta lista.



# Conjuntos contáveis

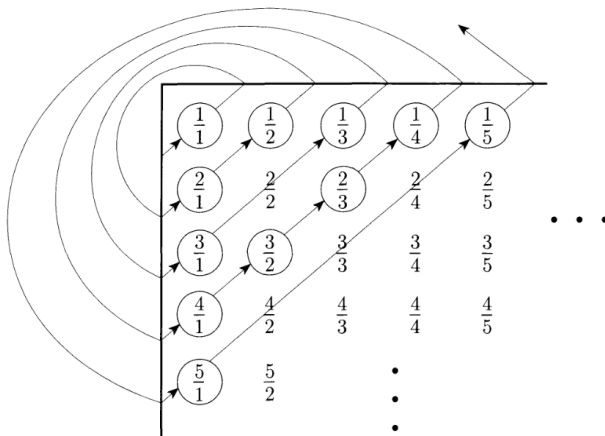
---

- Construiremos esta lista através de uma matriz infinita.
- A  $i$ -ésima linha possui todos os números tendo  $i$  como numerador.
- A  $j$ -ésima linha possui todos os números contendo  $j$  como denominador.
- Assim, a célula  $[i, j]$  contém exatamente o número  $\frac{i}{j}$ .





# Conjuntos contáveis





# Conjuntos contáveis

---

- Como podemos achar uma correspondência de  $\mathbb{N}$  com os elementos desta matriz?
- Primeira abordagem: construir a lista utilizando os elementos da primeira linha inicialmente.
- Como a primeira linha é infinita, nunca chegaremos na segunda linha.
- Nossa lista não terá todos os elementos de  $\mathbb{Q}^+$ .



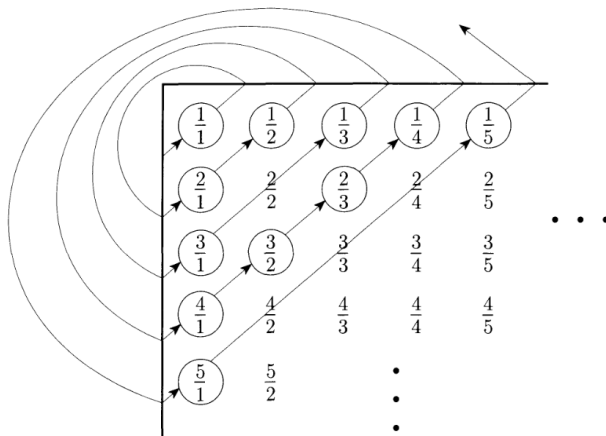
# Método da diagonalização de Cantor

---

- Podemos gerar a lista percorrendo a matriz diagonalmente.
- **Método de diagonalização de Cantor.**



# Conjuntos contáveis





## Conjuntos contáveis

---

- Único cuidado: deixar elementos repetidos de fora.
- Percorrendo a matriz desta forma, todos os elementos da matriz estarão na nossa lista.
- O percurso nessa matriz nos dá a bijeção esperada!
- Cada elemento de  $\mathbb{N}$  está pareado com um elemento da lista.
- $|\mathbb{N}| = |\mathbb{Q}^+|$ .



# Conjuntos contáveis

---

- Depois de ver a demonstração que  $\mathbb{N} = \mathbb{Q}^+$  podemos pensar que podemos seguir a mesma abordagem para demonstrar que quaisquer dois conjuntos infinitos possuem a mesma cardinalidade.
- No entanto, para alguns conjuntos, não existe esta bijeção dos  $\mathbb{N}$ .
- Um exemplo de conjunto infinito maior que  $\mathbb{N}$  é  $\mathbb{R}$ .
- Vamos mostrar que na verdade  $\mathbb{R}$  é incontável.



# Conjuntos incontáveis

---

## Teorema

$\mathbb{R}$  é incontável.



# Conjuntos incontáveis

---

## Demonstração

- A Demonstração é por contradição.
- Suponha que  $\mathbb{R}$  é contável, isto é, existe uma bijeção  $f$  de  $\mathbb{N}$  em  $\mathbb{R}$
- Vamos mostrar que  $f$  não é possível, chegando em um absurdo.
- A ideia é mostrar que existe um  $x \in \mathbb{R}$  que não está mapeado.
- Vamos construir este  $x$ .





# Conjuntos incontáveis

---

## Demonstração

- Supondo que a bijeção  $f$  exista.
- Sem perda de generalidade, tome  $f(1) = 3.14159\dots$ ,  $f(2) = 5.555\dots$ ,  $f(3) = \dots$  e assim em diante.
- Temos um pareamento hipotético entre  $\mathbb{N}$  e  $\mathbb{R}$ .



# Conjuntos incontáveis

---

## Demonstração

- A construção de um  $x$  não mapeado por  $f$  finalizaria a Demonstração, uma vez que teríamos um absurdo, e logo  $\mathbb{R}$  é incontável.
- Para construir este  $x$  devemos certificar que ele é diferente de  $f(n)$  para qualquer  $n \in \mathbb{N}$



# Conjuntos incontáveis

---

## Demonstração

- Pegamos um  $0 < x < 1$ .
- Colocamos no primeiro dígito depois da vírgula de  $x$ , um algarismo diferente do primeiro dígito depois da vírgula de  $f(1)$ .
- Colocamos no segundo dígito depois da vírgula de  $x$ , um algarismo diferente do segundo dígito depois da vírgula de  $f(2)$ .
- E assim em diante.
- Obs: só evitamos de atribuir para  $x$  os algarismos 0 ou 9, para evitar situações do tipo  $0.999\dots = 1$ .



# Conjuntos incontáveis

---

## Demonstração

$n$	$f(n)$
1	3. <b>1</b> 4159...
2	5.5 <b>5</b> 5...
3	0.12 <b>3</b> 45...
4	0.500 <b>0</b> 0...
$\vdots$	$\vdots$

•  $x = 0.3281 \dots$



# Cojuntos incontáveis

---

## Demonstração.

- Como construímos  $x$  de modo que ele difere de  $f(1)$  considerando o primeiro algarismo depois da vírgula, difere de  $f(2)$  considerando o segundo algarismo depois da vírgula, e assim em diante. . .
- Concluimos que  $x$  não está mapeado por nenhum elemento de  $f(n)$ .
- Assim  $f$  não pode ser bijetora e  $\mathbb{R}$  não pode ser contável.





# Conjuntos incontáveis

---

- O teorema anterior tem uma aplicação profunda para nós.
- Ele mostra que algumas linguagens são incontáveis e sequer podem ser **reconhecidas** por MTs.



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

- Mostraremos que algumas linguagens não são computáveis, isto é, não são Turing-reconhecíveis.
- Ponto chave: existem mais linguagens do que possíveis máquinas de Turing.



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

## Teorema

Algumas linguagens não são Turing-reconhecíveis.





# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

## Demonstração

- A primeira observação a ser feita é que o conjunto  $\Sigma^*$  é contável para qualquer alfabeto finito  $\Sigma$ .
- $\Sigma^*$ : conjunto de todas as strings finitas

$$\{\epsilon, 0, 1, 00, 01, 10, 11, 000, \dots\}$$

- Como temos finitas *strings* de tamanho  $0, 1, 2$ , podemos construir uma lista que pode ser pareada com os elementos de  $\mathbb{N}$ .



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

## Demonstração

$$\begin{array}{lcl} 1 & \mapsto & \epsilon \\ 2 & \mapsto & 0 \\ 3 & \mapsto & 1 \\ 4 & \mapsto & 00 \\ 5 & \mapsto & 01 \\ & \vdots & \end{array}$$

- O  $i$ -ésimo natural  $k$  com  $\lfloor \log_2(k) \rfloor x$  corresponde a  $i$ -ésima *string* com  $k$  bits.
- Para um alfabeto maior que 2, este raciocínio pode ser generalizado.



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

## Demonstração

- O conjunto de todas as máquinas de Turing é contável.
- Toda máquina  $M$  tem uma codificação  $\langle M \rangle$  em  $\Sigma^*$ .
- Se omitirmos as *strings* que não possuem uma codificação válida de MT, o que resta são descrições válidas de MT.
- Para mostrar que algumas linguagens não são Turing-decidíveis, vamos mostrar que o conjunto de todas as linguagens é incontável!
- Para isso, usaremos uma linguagem especial inicialmente.



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

## Demonstração

- Tome a linguagem  $B$  como sendo a linguagem das strings binárias infinitas.
- Podemos mostrar que  $B$  é incontável utilizando um argumento por diagonalização parecido com o anterior.



## Linguagens não Turing-reconhecíveis

[illegible]
$$s = 10111010011\dots$$



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

## Demonstração

- Seja  $\mathcal{L}$  o conjunto de todas as possíveis linguagens.
- Mostrarmos que existe um pareamento entre  $B$  e  $\mathcal{L}$ , isto é, ambos são incontáveis e do mesmo tamanho.
- Queremos mostrar que  $f : \mathcal{L} \rightarrow B$  é bijetora.
- Cada linguagem  $A \in \mathcal{L}$  tem um par que corresponde a uma string binária infinita em  $B$ .
- Seja  $\Sigma^* = \{s_1, s_2, \dots, s_i, \dots\}$ .
- O  $i$ -ésimo bit do par de  $A$  é 1, sse,  $s_i \in A$ .
- Chamamos essa sequência de bits de sequência característica de  $A$  ( $\chi_A$ ).



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

## Demonstração

$$\Sigma^* = \{\epsilon, 0, 1, 00, 01, 10, 11, 000, 001, \dots\}$$

$$A = \{0, 00, 01, 000, 001, \dots\}$$

$$\chi_A = 010110011\dots$$



# Linguagens não Turing-reconhecíveis

---

## Demonstração.

- É fácil ver que  $f$  é bijetora, e portanto,  $\mathcal{L}$  tem o mesmo tamanho de  $B$ .
- $\mathcal{L}$  é incontável.
- Temos mais linguagens do que máquinas de Turing.
- Algumas linguagens não podem sequer ser reconhecidas, quanto menos decididas.
- Algumas linguagens sequer podem ser computáveis!







# Sumário

---

## 3 O problema da parada



# O problema da parada

---

- Tome a linguagem

$$A_{MT} = \{\langle M, w \rangle \mid M \text{ é uma MT e aceita } w\}$$

- Ou seja, a entrada para este problema é uma descrição de uma MT e a entrada.
- A palavra é aceita pela linguagem se a MT aceita a palavra.



# O problema da parada

---

- Mostraremos primeiramente que  $A_{MT}$  é Turing-reconhecível.
- Para mostrar que  $A_{MT}$  é Turing-reconhecível, só precisamos de uma MT que reconheça  $A_{MT}$ , isto é, que aceite as palavras que estão em  $A_{MT}$ .



## O problema da parada

---

---

**Algorithm 1:** Construção da Máquina  $U$ , que reconhece  $A_{MT}$ .

---

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

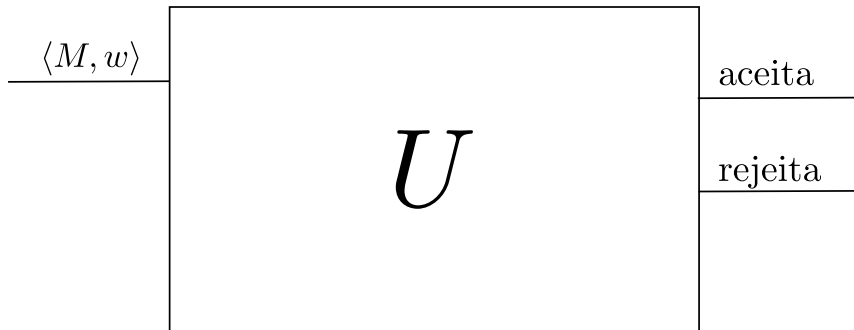
**Output:** Aceita, se  $M$  aceita  $w$  e rejeita se  $M$  entra no estado de rejeição sobre  $w$ .

- 1 Simule  $M$  na entrada  $w$ .
  - 2 **if**(  $M$  entra no estado de aceitação )
  - 3     **return** Aceite
  - 4 **else if**(  $M$  entra no estado de rejeição )
  - 5     **return** Rejeite
-



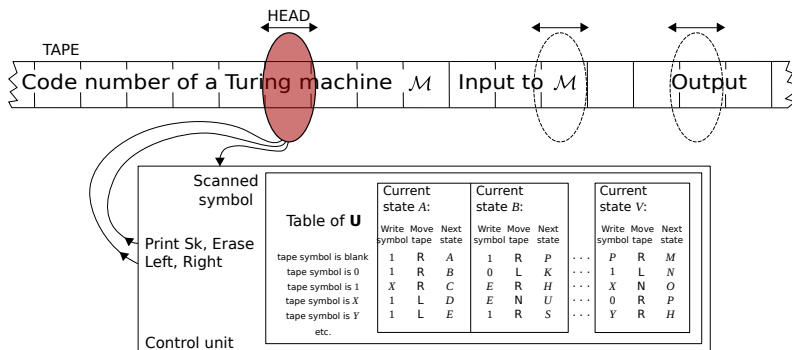
# O problema da parada

---





# O problema da parada



**Figura:** By Buckley - Own work, CC BY-SA 3.0,  
<https://commons.wikimedia.org/w/index.php?curid=3097974>



# O problema da parada

---

- Note que a máquina  $U$  entra em loop na entrada  $\langle M, w \rangle$  se  $M$  entra em loop sobre  $w$ .
- Um algoritmo seria possível se existisse alguma forma de determinar que  $M$  não parava em  $w$ . Nesta condição poderíamos rejeitar.



# O problema da parada

---

- A máquina  $U$  é interessante por si própria.
- É um exemplo de uma MT universal, primeiramente proposta por Turing.
- Ela é chamada universal, pois é capaz de simular qualquer outra máquina a partir de sua descrição.
- Teve um papel muito importante no estímulo de computadores de propósito geral, que armazenavam o programa a ser executado.





# O problema da parada

---

- [https://en.wikipedia.org/wiki/Electronic\\_delay\\_storage\\_automatic\\_calculator](https://en.wikipedia.org/wiki/Electronic_delay_storage_automatic_calculator)



# O problema da parada

---

- Será que existe um algoritmo para  $A_{MT}$ ?



# O problema da parada

---

- Vamos assumir que existe uma máquina  $H$  que decide  $A_{MT}$ .
- Chegaremos em um absurdo.
- Concluiremos que  $A_{MT}$  é indecidível.



# O problema da parada

---

## Teorema

O problema da parada é indecidível.



# O problema da parada

---

## Demonstração

- Suponha que  $A_{MT}$  seja decidível.
- Então existe uma MT  $H$  que decide a linguagem

$$A_{MT} = \{\langle M, w \rangle \mid M \text{ é uma MT e } M \text{ aceita } w\}$$



# O problema da parada

---

## Demonstração

$$H(\langle M, w \rangle) = \begin{cases} \text{aceita,} & \text{se } M \text{ aceita } w \\ \text{rejeita,} & \text{se } M \text{ não aceita } w \end{cases}$$



# O problema da parada

---

## Demonstração

- Construíremos uma máquina  $D$  que usa  $H$  como sub-rotina.
- Essa nova MT usa  $H$  para determinar o que uma máquina  $M$  faz quando recebe  $\langle M \rangle$ .
- Após obter a resposta de  $H$ ,  $D$  faz o oposto do que  $H$  faz.



# O problema da parada

---

## Demonstração

---

**Algorithm 2:** Construção da máquina  $D$ .

---

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

**Output:** Aceita se  $M$  não aceita a sua descrição, rejeita caso  $M$  aceita sua própria descrição

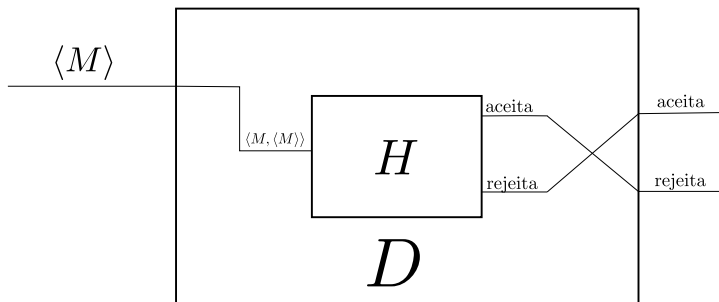
- 1 Rode  $H$  sobre a entrada  $\langle M, \langle M \rangle \rangle$
  - 2 **if**(  $H$  aceita )
  - 3     **return** *rejeita*
  - 4 **else**
  - 5     **return** *aceita*
-





# O problema da parada

## Demonstração





# O problema da parada

---

## Demonstração

- Não se confuda com o fato da Máquina rodar sobre a própria descrição dela.
- Isso é como se um programa rodasse passando ele como entrada.
- Um compilador de  $C$  pode ser escrito em  $C$ . Você pode usar compilar o próprio código do compilador, não pode?



# O problema da parada

---

## Demonstração

$$D(\langle M \rangle) = \begin{cases} \text{aceita,} & \text{se } M \text{ não aceita } \langle M \rangle \\ \text{rejeita,} & \text{se } M \text{ aceita } \langle M \rangle \end{cases}$$



# O problema da parada

---

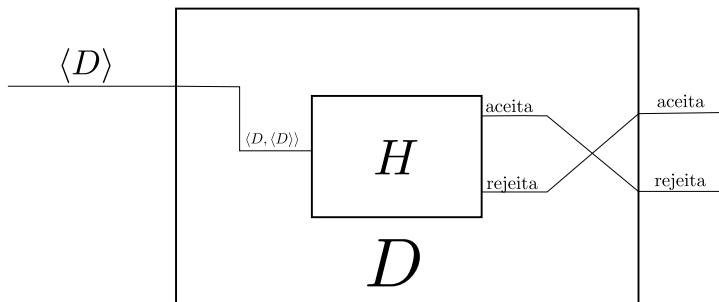
## Demonstração

- O que acontece quando  $D$  tem como entrada a sua própria descrição?



# O problema da parada

## Demonstração





# O problema da parada

---

## Demonstração

$$D(\langle D \rangle) = \begin{cases} \text{aceita,} & \text{se } D \text{ não aceita } \langle D \rangle \\ \text{rejeita,} & \text{se } D \text{ aceita } \langle D \rangle \end{cases}$$

- Não importa o que  $D$  faça, ele é forçado a fazer o oposto.
- Contradição.
- $D$  e nem  $H$  podem existir.
- Não temos uma máquina que decide  $A_{MT}$ .



## O problema da parada

---

- Uma maneira via diagonalização pode ser utilizada para mostrar que o problema da parada é indecidível.
- Tome uma tabela em que as linhas são as máquinas, as colunas são descrições de máquinas e a célula  $i, j$  corresponde ao resultado da simulação de  $M_i$  sobre  $\langle M_j \rangle$ .
- A célula contém aceita, se  $M_i$  aceita  $\langle M_j \rangle$ , e branco caso não aceita (rejeita ou entra em loop).



## O problema da parada

---

	$\langle M_1 \rangle$	$\langle M_2 \rangle$	$\langle M_3 \rangle$	$\langle M_4 \rangle$	$\dots$
$M_1$	<i>accept</i>		<i>accept</i>		
$M_2$	<i>accept</i>	<i>accept</i>	<i>accept</i>	<i>accept</i>	
$M_3$					$\dots$
$M_4$	<i>accept</i>	<i>accept</i>			
$\vdots$			$\vdots$		





# O problema da parada

---

- Assumindo que  $H$  decida  $A_{MT}$ , onde existia vazio, teremos rejeição.



## O problema da parada

---

	$\langle M_1 \rangle$	$\langle M_2 \rangle$	$\langle M_3 \rangle$	$\langle M_4 \rangle$	$\dots$
$M_1$	<i>accept</i>	<i>reject</i>	<i>accept</i>	<i>reject</i>	
$M_2$	<i>accept</i>	<i>accept</i>	<i>accept</i>	<i>accept</i>	
$M_3$	<i>reject</i>	<i>reject</i>	<i>reject</i>	<i>reject</i>	$\dots$
$M_4$	<i>accept</i>	<i>accept</i>	<i>reject</i>	<i>reject</i>	
$\vdots$			$\vdots$		



# O problema da parada

---

- Note que  $D$  computa o oposto da diagonal da tabela.



# O problema da parada

	$\langle M_1 \rangle$	$\langle M_2 \rangle$	$\langle M_3 \rangle$	$\langle M_4 \rangle$	$\dots$	$\langle D \rangle$	$\dots$
$M_1$	<u>accept</u>	reject	accept	reject		accept	
$M_2$	accept	<u>accept</u>	accept	accept	$\dots$	accept	$\dots$
$M_3$	reject	reject	<u>reject</u>	reject		reject	
$M_4$	accept	accept	reject	<u>reject</u>		accept	
$\vdots$			$\vdots$		$\ddots$		
$D$	reject	reject	accept	accept		<u>?</u>	
$\vdots$			$\vdots$				$\ddots$



# O problema da parada

---

- Na célula  $[D, \langle D \rangle]$  temos uma contradição.



# O problema da parada

	$\langle M_1 \rangle$	$\langle M_2 \rangle$	$\langle M_3 \rangle$	$\langle M_4 \rangle$	$\dots$	$\langle D \rangle$	$\dots$
$M_1$	<u>accept</u>	reject	accept	reject		accept	
$M_2$	accept	<u>accept</u>	accept	accept	$\dots$	accept	$\dots$
$M_3$	reject	reject	<u>reject</u>	reject		reject	
$M_4$	accept	accept	reject	<u>reject</u>		accept	
$\vdots$			$\vdots$		$\ddots$		
$D$	reject	reject	accept	accept		<u>?</u>	
$\vdots$			$\vdots$				$\ddots$



# O problema da parada

---

- Mostramos que  $A_{MT}$  é indecidível.
- Não temos um **algoritmo** que resolve o problema.
- No entanto  $A_{MT}$  é reconhecível (computável).
- Mostraremos agora que uma linguagem é decidível, se e somente se, ela e seu complemento são reconhecíveis.



# Linguagens decidíveis e reconhecíveis

---

## Teorema

Uma linguagem é decidível se, e somente se, ela é Turing-reconhecível e co-Turing-reconhecível.





# Linguagens decidíveis e reconhecíveis

---

## Demonstração

- Temos duas direções de Demonstração.
- Provaremos a ida: Se uma linguagem é decidível implica que ela é Turing-reconhecível e co-Turing-reconhecível.
- Suponha que  $A$  seja uma linguagem decidível.
- Definitivamente  $\bar{A}$  é decidível.
- Qualquer linguagem decidível é reconhecível e o complemento de uma linguagem decidível também é decidível, e portanto, reconhecível.



# Linguagens decidíveis e reconhecíveis

---

## Demonstração

- Agora provaremos a volta.
- Se  $A$  e  $\bar{A}$  são Turing-reconhecíveis, então  $A$  é decidível.
- Seja  $M_1$  a reconhecedora de  $A$  e  $M_2$  a de  $\bar{A}$ .
- Podemos construir uma máquina  $M$  que decide  $A$ .



# Linguagens decidíveis e reconhecíveis

---

## Demonstração

---

**Algorithm 3:** Simulando  $M_1$  e  $M_2$  para decidir  $A$ .

---

**Input:**  $w \in \Sigma^*$

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

- 1 Rode  $M_1$  e  $M_2$  sobre  $w$  “em paralelo”
  - 2 **if**(  $M_1$  aceita )
  - 3     **return** aceita
  - 4 **else if**(  $M_2$  aceita )
  - 5     **return** rejeite
-



# Linguagens decidíveis e reconhecíveis

---

## Demonstração.

- Por paralelo, queremos dizer que  $M$  tem duas fitas, uma para simular  $M_1$  e uma para simular  $M_2$ .
- $M$  simula as máquinas um passo de cada vez de maneira alternada.
- Eventualmente, uma vai parar.
- $M$  decide  $A$ .





# Uma linguagem que não é Turing-reconhecível

---

## Corolário

$\bar{A}_{MT}$  não é Turing-reconhecível.



# Uma linguagem que não é Turing-reconhecível

---

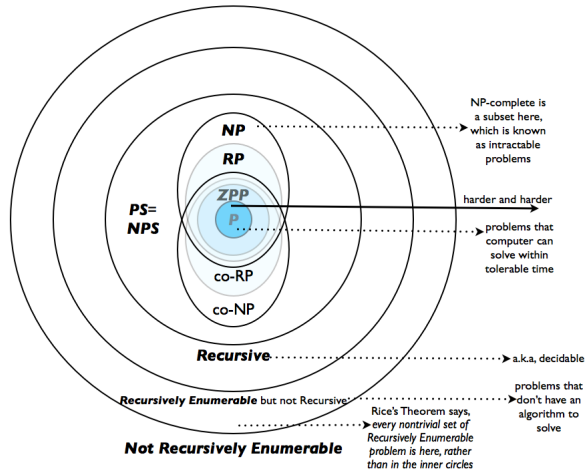
## Demonstração.

- Sabemos que  $A_{MT}$  é reconheível.
- Se  $\bar{A}_{MT}$  fosse reconheível,  $A_{MT}$  seria decidível.
- O que é impossível.
- $\bar{A}_{MT}$  não é sequer reconheível.





# Linguagens





# Linguagens

---

Linguagens não recursivamente  
enumeráveis

