O Problema da Parada

Teoria da Computação – Ciência da Computação

Prof. Daniel Saad Nogueira Nunes

INSTITUTO FEDERAL
Brasília
Campus
Taguatinga

Sumário

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

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 sabe 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 $f : A \to B$ 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 $f : A \to B$ 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

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

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

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

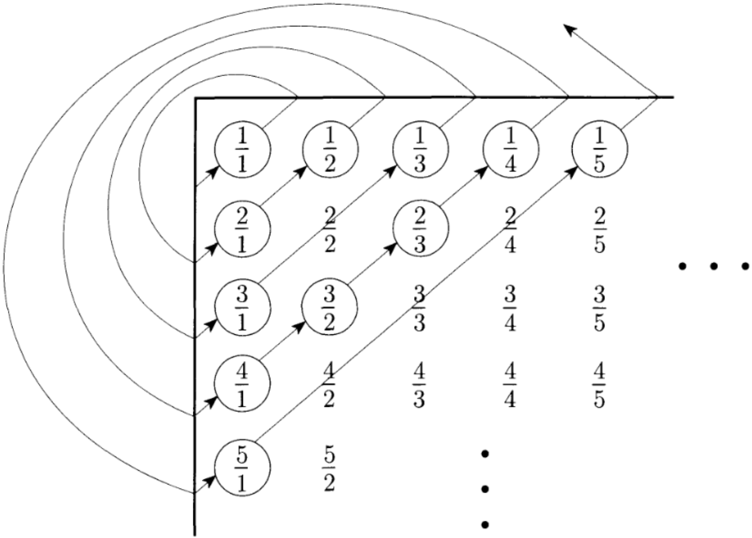
Conjuntos contáveis

- 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



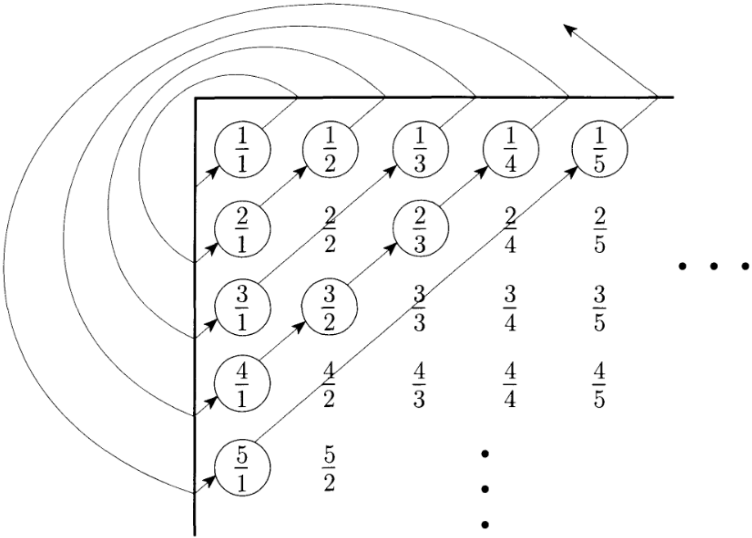
Conjuntos contáveis

- 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 $f(1) = 3.14159\ldots$, $f(2) = 5.555\ldots$, $f(3) = \ldots$ 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 $0.999\ldots = 1$.

Conjuntos incontáveis

Demonstração

n	$f(n)$
1	3.**1**4159...
2	5.5**5**5...
3	0.12**3**45...
4	0.500**0**0...
$\vdots$	$\vdots$

- $x = 0.3281\ldots$

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...
- Concluímos que x não está mapeado por nenhum elemento de $f(n)$.
- Assim f não pode ser bijetora e $\mathbb{R}$ não pode ser contável.

$\square$

Conjuntos incontáveis

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

Linguagens não Turing-reconhecíveis

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

Linguages 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 Σ^* é contável para qualquer alfabeto finito Σ.
- Σ^*: conjunto de todas as strings finitas

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

- 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

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

- O i-ésimo natural com valor $\lfloor \log_2(k) \rfloor$ 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 Σ^*.
- 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

$$\begin{array}{|lcl|}
\hline
s_1 & = & {\color{red}0}\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0 \ldots \\
s_2 & = & 1\ {\color{red}1}\ 1\ 1\ 1\ 1\ 1\ 1\ 1\ 1\ 1 \ldots \\
s_3 & = & 0\ 1\ {\color{red}0}\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0 \ldots \\
s_4 & = & 1\ 0\ 1\ {\color{red}0}\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \ldots \\
s_5 & = & 1\ 1\ 0\ 1\ {\color{red}0}\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1 \ldots \\
s_6 & = & 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ {\color{red}1}\ 1\ 0\ 1\ 1\ 0 \ldots \\
s_7 & = & 1\ 0\ 0\ 0\ 1\ 0\ {\color{red}0}\ 0\ 1\ 0\ 0 \ldots \\
s_8 & = & 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1\ {\color{red}1}\ 0\ 0\ 1 \ldots \\
s_9 & = & 1\ 1\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ 0\ {\color{red}1}\ 1\ 0 \ldots \\
s_{10} & = & 1\ 1\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0\ 0\ 1\ {\color{red}0}\ 1 \ldots \\
s_{11} & = & 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 1\ 0\ {\color{red}0} \ldots \\
\vdots & & \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \vdots\ \ddots \\
\hline
\end{array}$$

$$\boxed{s = {\color{blue}1\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 1\ 1} \ldots}$$

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 binaŕia infinita em B.
- Seja $\Sigma^* = \{s_1, s_2, \ldots, s_i, \ldots\}$.
- O i-ésimo de $f(A)$ é 1 se e somente se $s_i \in A$.
- Chamamos essa sequência de bits de sequência característica de A (χ_A).

Linguagens não Turing-reconhecíveis

Demonstração

$$\Sigma^* = \{\epsilon, 0, 1, 00, 01, 10, 11, 000, 001, \ldots\}$$
$$A = \{0, 00, 01, 000, 001, \ldots\}$$
$$\chi_A = 010110011\ldots$$

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.

$\square$

Sumário

O problema da parada

- Tome a linguagem

$$\mathrm{A}_{\mathrm{MT}} = \{\langle M, w\rangle | M \text{ é uma MT e aceita } w\}$$

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

O problema da parada

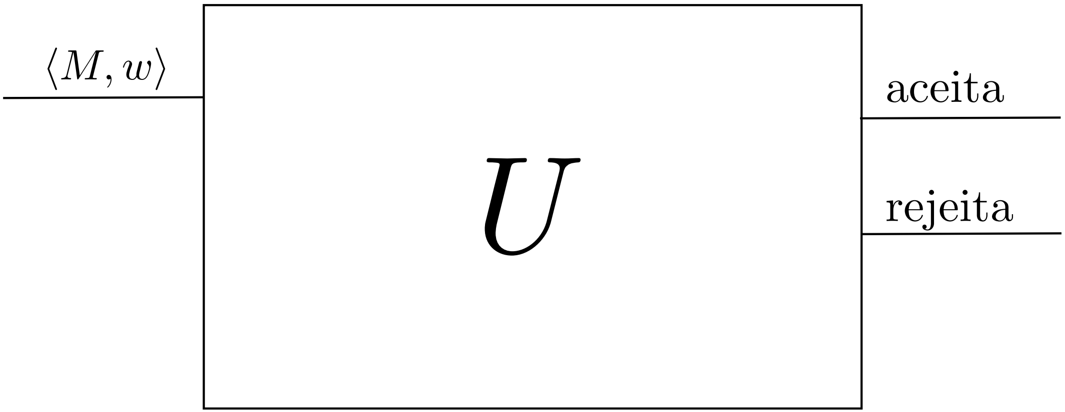
Algorithm 1: Construção da Máquina U, que reconhece A_{MT}.

Input: $\langle M, w \rangle$

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

```
Simule M na entrada w.
if( M entra no estado de aceitação )
    return Aceite
else if( M entra no estado de rejeição )
    return Rejeite
```

O problema da parada



O problema da parada

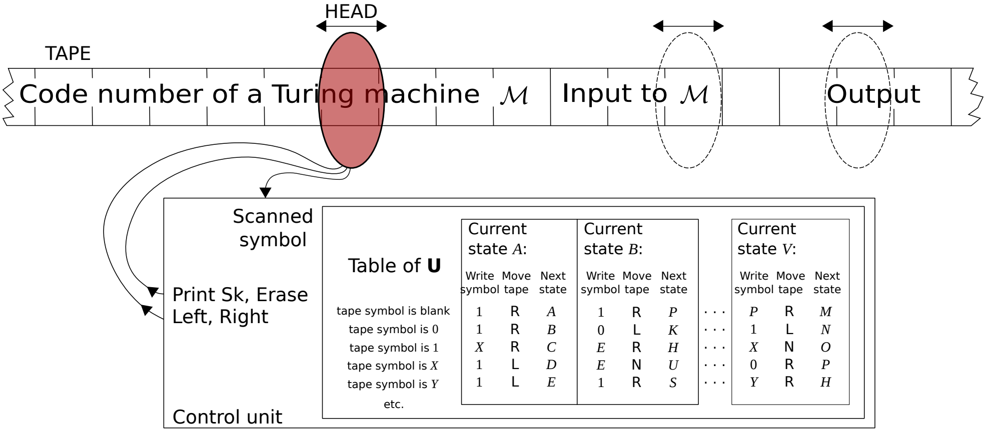


Figura: By Cbuckley - Own work, CC BY-SA 3.0, https://commons.wikimedia.org/w/index.php?curid=3097974

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

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

$$\mathrm{A}_{\mathrm{MT}} = \{\langle M, w\rangle | M \text{ é uma MT e } M \text{ aceita } w\}$$

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.

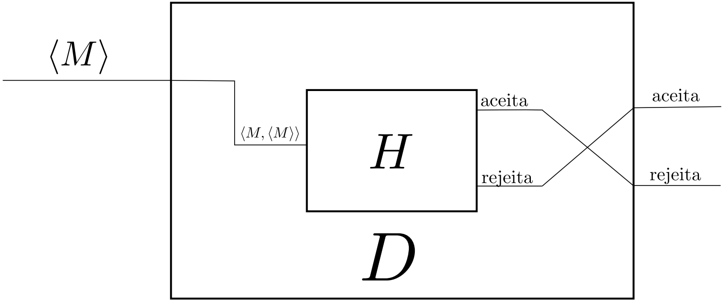
Input: $\langle M \rangle$

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

```
Rode H sobre a entrada ⟨M, ⟨M⟩⟩
if( H aceita )
    return rejeita
else
    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 próprio como entrada.
- Um compilador de C pode ser escrito em C. Você pode compilar o próprio código do compilador, não pode?

O problema da parada

Demonstração

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

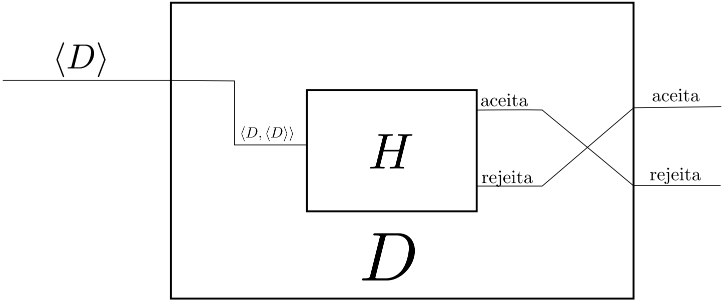
O problema da parada

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.
- Nem 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

	$\langle M_1 \rangle$	$\langle M_2 \rangle$	$\langle M_3 \rangle$	$\langle M_4 \rangle$	$\cdots$
M_1	*accept*		*accept*		
M_2	*accept*	*accept*	*accept*	*accept*	
M_3					$\cdots$
M_4	*accept*	*accept*			
$\vdots$		$\vdots$			

O problema da parada

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

O problema da parada

	$\langle M_1\rangle$	$\langle M_2\rangle$	$\langle M_3\rangle$	$\langle M_4\rangle$	$\cdots$
M_1	*accept*	*reject*	*accept*	*reject*	
M_2	*accept*	*accept*	*accept*	*accept*	$\cdots$
M_3	*reject*	*reject*	*reject*	*reject*	
M_4	*accept*	*accept*	*reject*	*reject*	
$\vdots$			$\vdots$		

O problema da parada

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

O problema da parada

	$\langle M_1 \rangle$	$\langle M_2 \rangle$	$\langle M_3 \rangle$	$\langle M_4 \rangle$	$\cdots$	$\langle D \rangle$	$\cdots$
M_1	*accept*	*reject*	*accept*	*reject*		*accept*	
M_2	*accept*	*accept*	*accept*	*accept*	$\cdots$	*accept*	$\cdots$
M_3	*reject*	*reject*	*reject*	*reject*		*reject*	
M_4	*accept*	*accept*	*reject*	*reject*		*accept*	
$\vdots$			$\vdots$		$\ddots$		
D	*reject*	*reject*	*accept*	*accept*		?	
$\vdots$			$\vdots$				$\ddots$

O problema da parada

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

O problema da parada

	$\langle M_1 \rangle$	$\langle M_2 \rangle$	$\langle M_3 \rangle$	$\langle M_4 \rangle$	$\cdots$	$\langle D \rangle$	$\cdots$
M_1	*accept*	*reject*	*accept*	*reject*		*accept*	
M_2	*accept*	*accept*	*accept*	*accept*	$\cdots$	*accept*	$\cdots$
M_3	*reject*	*reject*	*reject*	*reject*		*reject*	
M_4	*accept*	*accept*	*reject*	*reject*		*accept*	
$\vdots$		$\vdots$			$\ddots$		
D	*reject*	*reject*	*accept*	*accept*		?	
$\vdots$		$\vdots$					$\ddots$

O problema da parada

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

Linguages decidíveis e reconhecíveis

Teorema

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

Linguages 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.

Linguages 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.

Linguages 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

```
Rode M1 e M2 sobre w "em paralelo"
if( M1 aceita )
    return aceita
else if( M2 aceita )
    return rejeita
```

Linguages 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.

$\square$

Uma linguagem que não é Turing-reconhecível

Corolário

$\overline{\mathrm{A}_{\mathrm{MT}}}$ *não é Turing-reconhecível.*

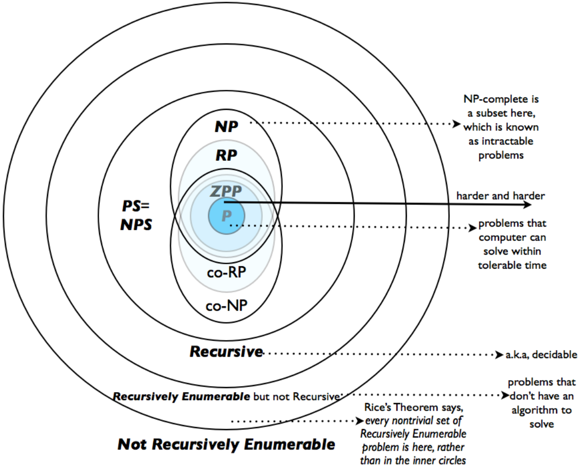
Uma linguagem que não é Turing-reconhecível

Demonstração.

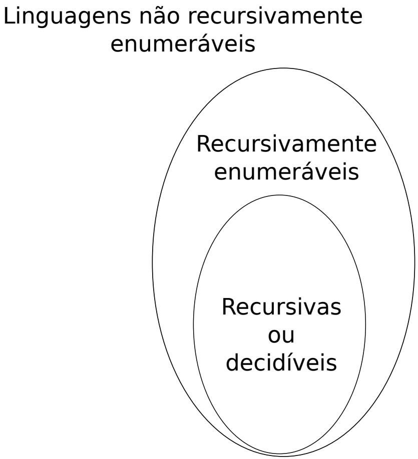
- Sabemos que $\mathrm{A_{MT}}$ é recohecível.
- Se $\overline{\mathrm{A_{MT}}}$ fosse reconhecível, $\mathrm{A_{MT}}$ seria decidível.
- O que é impossível.
- $\overline{\mathrm{A_{MT}}}$ não é sequer reconhecível.

$\square$

Linguagens


NP
RP
ZPP
P
co-RP
co-NP
PS=
NPS
NP-complete is a subset here, which is known as intractable problems
harder and harder
problems that computer can solve within tolerable time
Recursive
a.k.a, decidable
Recursively Enumerable but not Recursive
problems that don't have an algorithm to solve
Rice's Theorem says, every nontrivial set of Recursively Enumerable problem is here, rather than in the inner circles
Not Recursively Enumerable

Linguagens


Linguagens não recursivamente enumeráveis
Recursivamente enumeráveis
Recursivas ou decidíveis