

# Projeto e Análise de Algoritmos\*

Projeto de algoritmos por indução e divisão e conquista

Segundo Semestre de 2019

---

\*Criado por C. de Souza, C. da Silva, O. Lee, F. Miyazawa et al.

A maior parte deste conjunto de slides foi inicialmente preparada por Cid Carvalho de Souza e Cândida Nunes da Silva para cursos de Análise de Algoritmos. Além desse material, diversos conteúdos foram adicionados ou incorporados por outros professores, em especial por Orlando Lee e por Flávio Keidi Miyazawa. Os slides usados nessa disciplina são uma junção dos materiais didáticos gentilmente cedidos por esses professores e contêm algumas modificações, que podem ter introduzido erros.

O conjunto de slides de cada unidade do curso será disponibilizado como guia de estudos e deve ser usado unicamente para revisar as aulas. Para estudar e praticar, leia o livro-texto indicado e resolva os exercícios sugeridos.

Lehilton

# Agradecimentos (Cid e Cândida)

- ▶ Várias pessoas contribuíram **direta ou indiretamente** com a preparação deste material.
- ▶ Algumas destas pessoas cederam gentilmente seus arquivos digitais enquanto outras cederam gentilmente o seu tempo fazendo correções e dando sugestões.
- ▶ Uma lista destes “colaboradores” (**em ordem alfabética**) é dada abaixo:
  - ▶ Célia Picinin de Mello
  - ▶ Flávio Keidi Miyazawa
  - ▶ José Coelho de Pina
  - ▶ Orlando Lee
  - ▶ Paulo Feofiloff
  - ▶ Pedro Rezende
  - ▶ Ricardo Dahab
  - ▶ Zanoni Dias

## Projeto de algoritmos por indução

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ A seguir, usaremos a técnica de indução para desenvolver algoritmos para certos problemas.
- ▶ Isto é, a formulação do algoritmo vai ser análoga ao desenvolvimento de uma demonstração por indução.
- ▶ Assim, para resolver o problema  $P$  falamos do projeto de um algoritmo em dois passos:
  1. Exibir a resolução de uma ou mais instâncias pequenas de  $P$  (casos base);
  2. Exibir como a solução de toda instância de  $P$  pode ser obtida a partir da solução de uma ou mais instâncias menores de  $P$ .

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ A seguir, usaremos a técnica de indução para desenvolver algoritmos para certos problemas.
- ▶ Isto é, a formulação do algoritmo vai ser análoga ao desenvolvimento de uma demonstração por indução.
- ▶ Assim, para resolver o problema  $P$  falamos do projeto de um algoritmo em dois passos:
  1. Exibir a resolução de uma ou mais instâncias pequenas de  $P$  (casos base);
  2. Exibir como a solução de toda instância de  $P$  pode ser obtida a partir da solução de uma ou mais instâncias menores de  $P$ .

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ A seguir, usaremos a técnica de indução para desenvolver algoritmos para certos problemas.
- ▶ Isto é, a formulação do algoritmo vai ser análoga ao desenvolvimento de uma demonstração por indução.
- ▶ Assim, para resolver o problema  $P$  falamos do projeto de um algoritmo em dois passos:
  1. Exibir a resolução de uma ou mais instâncias pequenas de  $P$  (casos base);
  2. Exibir como a solução de toda instância de  $P$  pode ser obtida a partir da solução de uma ou mais instâncias menores de  $P$ .

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ A seguir, usaremos a técnica de indução para desenvolver algoritmos para certos problemas.
- ▶ Isto é, a formulação do algoritmo vai ser análoga ao desenvolvimento de uma demonstração por indução.
- ▶ Assim, para resolver o problema  $P$  falamos do projeto de um algoritmo em dois passos:
  1. Exibir a resolução de uma ou mais instâncias pequenas de  $P$  (casos base);
  2. Exibir como a solução de toda instância de  $P$  pode ser obtida a partir da solução de uma ou mais instâncias menores de  $P$ .

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ A seguir, usaremos a técnica de indução para desenvolver algoritmos para certos problemas.
- ▶ Isto é, a formulação do algoritmo vai ser análoga ao desenvolvimento de uma demonstração por indução.
- ▶ Assim, para resolver o problema  $P$  falamos do projeto de um algoritmo em dois passos:
  1. Exibir a resolução de uma ou mais instâncias pequenas de  $P$  (casos base);
  2. Exibir como a solução de toda instância de  $P$  pode ser obtida a partir da solução de uma ou mais instâncias menores de  $P$ .

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ A seguir, usaremos a técnica de indução para desenvolver algoritmos para certos problemas.
- ▶ Isto é, a formulação do algoritmo vai ser análoga ao desenvolvimento de uma demonstração por indução.
- ▶ Assim, para resolver o problema  $P$  falamos do projeto de um algoritmo em dois passos:
  1. Exibir a resolução de uma ou mais instâncias pequenas de  $P$  (casos base);
  2. Exibir como a solução de toda instância de  $P$  pode ser obtida a partir da solução de uma ou mais instâncias menores de  $P$ .

# Projeto de algoritmos por indução

Este processo indutivo resulta em algoritmos recursivos, em que:

- ▶ a base da indução corresponde à resolução dos casos base da recursão;
- ▶ a aplicação da hipótese de indução corresponde a uma ou mais chamadas recursivas; e
- ▶ o passo da indução corresponde ao processo de obtenção da resposta para o caso geral a partir daquelas devolvidas pelas chamadas recursivas.

# Projeto de algoritmos por indução

Este processo indutivo resulta em algoritmos recursivos, em que:

- ▶ a base da indução corresponde à resolução dos casos base da recursão;
- ▶ a aplicação da hipótese de indução corresponde a uma ou mais chamadas recursivas; e
- ▶ o passo da indução corresponde ao processo de obtenção da resposta para o caso geral a partir daquelas devolvidas pelas chamadas recursivas.

# Projeto de algoritmos por indução

Este processo indutivo resulta em algoritmos recursivos, em que:

- ▶ a base da indução corresponde à resolução dos casos base da recursão;
- ▶ a aplicação da hipótese de indução corresponde a uma ou mais chamadas recursivas; e
- ▶ o passo da indução corresponde ao processo de obtenção da resposta para o caso geral a partir daquelas devolvidas pelas chamadas recursivas.

# Projeto de algoritmos por indução

Este processo indutivo resulta em algoritmos recursivos, em que:

- ▶ a base da indução corresponde à resolução dos casos base da recursão;
- ▶ a aplicação da hipótese de indução corresponde a uma ou mais chamadas recursivas; e
- ▶ o passo da indução corresponde ao processo de obtenção da resposta para o caso geral a partir daquelas devolvidas pelas chamadas recursivas.

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ Um benefício imediato é que o uso (correto) da técnica nos dá uma prova da correção do algoritmo.
- ▶ A complexidade do algoritmo resultante é expressa numa **recorrência**
- ▶ Frequentemente o algoritmo é eficiente, embora existam exemplos simples em que isso não acontece.
- ▶ Iniciaremos com dois exemplos que usam **indução**:
  1. cálculo do valor de polinômios e
  2. obtenção de subgrafos maximais com restrições de grau.

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ Um benefício imediato é que o uso (correto) da técnica nos dá uma prova da correção do algoritmo.
- ▶ A complexidade do algoritmo resultante é expressa numa **recorrência**
- ▶ Frequentemente o algoritmo é eficiente, embora existam exemplos simples em que isso não acontece.
- ▶ Iniciaremos com dois exemplos que usam **indução**:
  1. cálculo do valor de polinômios e
  2. obtenção de subgrafos maximais com restrições de grau.

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ Um benefício imediato é que o uso (correto) da técnica nos dá uma prova da correção do algoritmo.
- ▶ A complexidade do algoritmo resultante é expressa numa **recorrência**
- ▶ Frequentemente o algoritmo é eficiente, embora existam exemplos simples em que isso não acontece.
- ▶ Iniciaremos com dois exemplos que usam **indução**:
  1. cálculo do valor de polinômios e
  2. obtenção de subgrafos maximais com restrições de grau.

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ Um benefício imediato é que o uso (correto) da técnica nos dá uma prova da correção do algoritmo.
- ▶ A complexidade do algoritmo resultante é expressa numa **recorrência**
- ▶ Frequentemente o algoritmo é eficiente, embora existam exemplos simples em que isso não acontece.
- ▶ Iniciaremos com dois exemplos que usam **indução**:
  1. cálculo do valor de polinômios e
  2. obtenção de subgrafos maximais com restrições de grau.

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ Um benefício imediato é que o uso (correto) da técnica nos dá uma prova da correção do algoritmo.
- ▶ A complexidade do algoritmo resultante é expressa numa **recorrência**
- ▶ Frequentemente o algoritmo é eficiente, embora existam exemplos simples em que isso não acontece.
- ▶ Iniciaremos com dois exemplos que usam **indução**:
  1. cálculo do valor de polinômios e
  2. obtenção de subgrafos maximais com restrições de grau.

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ Um benefício imediato é que o uso (correto) da técnica nos dá uma prova da correção do algoritmo.
- ▶ A complexidade do algoritmo resultante é expressa numa **recorrência**
- ▶ Frequentemente o algoritmo é eficiente, embora existam exemplos simples em que isso não acontece.
- ▶ Iniciaremos com dois exemplos que usam **indução**:
  1. cálculo do valor de polinômios e
  2. obtenção de subgrafos maximais com restrições de grau.

# Projeto de algoritmos por indução

- ▶ Um benefício imediato é que o uso (correto) da técnica nos dá uma prova da correção do algoritmo.
- ▶ A complexidade do algoritmo resultante é expressa numa **recorrência**
- ▶ Frequentemente o algoritmo é eficiente, embora existam exemplos simples em que isso não acontece.
- ▶ Iniciaremos com dois exemplos que usam **indução**:
  1. cálculo do valor de polinômios e
  2. obtenção de subgrafos maximais com restrições de grau.

# Exemplo 1 - Cálculo de polinômios

## Problema:

*Dada uma sequência de números reais  $a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , calcular o valor do polinômio*

$$P_n(x) = a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

Naturalmente este é um problema bem simples.

Estamos interessados em projetar um algoritmo que faça o menor número de operações aritméticas (multiplicações, principalmente).

# Exemplo 1 - Cálculo de polinômios

## Problema:

*Dada uma sequência de números reais  $a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , calcular o valor do polinômio*

$$P_n(x) = a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

Naturalmente este é um problema bem simples.

Estamos interessados em projetar um algoritmo que faça o menor número de operações aritméticas (multiplicações, principalmente).

# Exemplo 1 - Cálculo de polinômios

## Problema:

Dados uma sequência de números reais  $a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , calcular o valor do polinômio

$$P_n(x) = a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

## Hipótese de indução : (primeira tentativa)

Dados uma sequência de números reais  $a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , sabemos calcular o valor de

$$P_{n-1}(x) = a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

- ▶ Caso base:  $n = 0$ . A solução é  $a_0$ .
- ▶ Para calcular  $P_n(x)$ , basta calcular  $x^n$ , multiplicar o resultado por  $a_n$  e somar o resultado com  $P_{n-1}(x)$ .

# Exemplo 1 - Cálculo de polinômios

## Problema:

Dados uma sequência de números reais  $a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , calcular o valor do polinômio

$$P_n(x) = a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

## Hipótese de indução : (primeira tentativa)

Dados uma sequência de números reais  $a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , sabemos calcular o valor de

$$P_{n-1}(x) = a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ . A solução é  $a_0$ .
- ▶ Para calcular  $P_n(x)$ , basta calcular  $x^n$ , multiplicar o resultado por  $a_n$  e somar o resultado com  $P_{n-1}(x)$ .

# Exemplo 1 - Cálculo de polinômios

## Problema:

Dados uma sequência de números reais  $a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , calcular o valor do polinômio

$$P_n(x) = a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

## Hipótese de indução : (primeira tentativa)

Dados uma sequência de números reais  $a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$ , e um número real  $x$ , sabemos calcular o valor de

$$P_{n-1}(x) = a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0.$$

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ . A solução é  $a_0$ .
- ▶ Para calcular  $P_n(x)$ , basta calcular  $x^n$ , multiplicar o resultado por  $a_n$  e somar o resultado com  $P_{n-1}(x)$ .

## Exemplo 1 - Solução 1 - Algoritmo

### CÁLCULO-POLINÔMIO( $A, x$ )

▷ Entrada: Coeficientes  $A = a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$  e real  $x$ .

▷ Saída: O valor de  $P_n(x)$ .

- 1 se  $n = 0$  então  $P \leftarrow a_0$
- 2 senão
- 3      $A' \leftarrow a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$
- 4      $P' \leftarrow \text{CÁLCULO-POLINÔMIO}(A', x)$
- 5      $xn \leftarrow 1$
- 6     para  $i \leftarrow 1$  até  $n$  faça  $xn \leftarrow xn * x$
- 7      $P \leftarrow P' + a_n * xn$
- 8 devolva ( $P$ )

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Chamando de  $T(n)$  o número de operações aritméticas realizadas pelo algoritmo, temos a seguinte recorrência para  $T(n)$ :

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + (n+1) \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

Não é difícil ver que

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n [(i+1) \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}] \\ &= (n+3)n/2 \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

**Nota:** o número de multiplicações pode ser diminuído calculando  $x^n$  com o algoritmo de exponenciação rápida que veremos mais tarde.

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Chamando de  $T(n)$  o número de operações aritméticas realizadas pelo algoritmo, temos a seguinte recorrência para  $T(n)$ :

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + (n+1) \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

Não é difícil ver que

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n [(i+1) \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}] \\ &= (n+3)n/2 \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

**Nota:** o número de multiplicações pode ser diminuído calculando  $x^n$  com o algoritmo de exponenciação rápida que veremos mais tarde.

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Chamando de  $T(n)$  o número de operações aritméticas realizadas pelo algoritmo, temos a seguinte recorrência para  $T(n)$ :

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + (n+1) \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

Não é difícil ver que

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n [(i+1) \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}] \\ &= (n+3)n/2 \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

**Nota:** o número de multiplicações pode ser diminuído calculando  $x^n$  com o algoritmo de exponenciação rápida que veremos mais tarde.

## Segunda solução indutiva

- ▶ **Desperdício cometido na primeira solução:** recálculo de potências de  $x$ .
- ▶ **Alternativa:** eliminar essa computação desnecessária trazendo o cálculo de  $x^{n-1}$  para dentro da hipótese de indução.

### Hipótese de indução reforçada:

Sabemos calcular o valor de

$P_{n-1}(x) = a_{n-1}x^{n-1} + \dots + a_1x + a_0$  e também o valor de  $x^{n-1}$ .

- ▶ Então, no passo de indução, primeiro calculamos  $x^n$  multiplicando  $x$  por  $x^{n-1}$ , **conforme exigido na hipótese**. Em seguida, calculamos  $P_n(x)$  multiplicando  $x^n$  por  $a_n$  e somando o valor obtido com  $P_{n-1}(x)$ .
- ▶ Note que para o caso base  $n = 0$ , a solução agora é  $(a_0, 1)$ .

## Segunda solução indutiva

- ▶ **Desperdício cometido na primeira solução:** recálculo de potências de  $x$ .
- ▶ **Alternativa:** eliminar essa computação desnecessária trazendo o cálculo de  $x^{n-1}$  para dentro da hipótese de indução.

### Hipótese de indução reforçada:

Sabemos calcular o valor de

$P_{n-1}(x) = a_{n-1}x^{n-1} + \dots + a_1x + a_0$  e também o valor de  $x^{n-1}$ .

- ▶ Então, no passo de indução, primeiro calculamos  $x^n$  multiplicando  $x$  por  $x^{n-1}$ , **conforme exigido na hipótese**. Em seguida, calculamos  $P_n(x)$  multiplicando  $x^n$  por  $a_n$  e somando o valor obtido com  $P_{n-1}(x)$ .
- ▶ Note que para o caso base  $n = 0$ , a solução agora é  $(a_0, 1)$ .

## Segunda solução indutiva

- ▶ **Desperdício cometido na primeira solução:** recálculo de potências de  $x$ .
- ▶ **Alternativa:** eliminar essa computação desnecessária trazendo o cálculo de  $x^{n-1}$  para dentro da hipótese de indução.

### Hipótese de indução reforçada:

Sabemos calcular o valor de

$P_{n-1}(x) = a_{n-1}x^{n-1} + \dots + a_1x + a_0$  e também o valor de  $x^{n-1}$ .

- ▶ Então, no passo de indução, primeiro calculamos  $x^n$  multiplicando  $x$  por  $x^{n-1}$ , conforme exigido na hipótese. Em seguida, calculamos  $P_n(x)$  multiplicando  $x^n$  por  $a_n$  e somando o valor obtido com  $P_{n-1}(x)$ .
- ▶ Note que para o caso base  $n = 0$ , a solução agora é  $(a_0, 1)$ .

## Segunda solução indutiva

- ▶ **Desperdício cometido na primeira solução:** recálculo de potências de  $x$ .
- ▶ **Alternativa:** eliminar essa computação desnecessária trazendo o cálculo de  $x^{n-1}$  para dentro da hipótese de indução.

### Hipótese de indução reforçada:

Sabemos calcular o valor de

$P_{n-1}(x) = a_{n-1}x^{n-1} + \dots + a_1x + a_0$  e também o valor de  $x^{n-1}$ .

- ▶ Então, no passo de indução, primeiro calculamos  $x^n$  multiplicando  $x$  por  $x^{n-1}$ , conforme exigido na hipótese. Em seguida, calculamos  $P_n(x)$  multiplicando  $x^n$  por  $a_n$  e somando o valor obtido com  $P_{n-1}(x)$ .
- ▶ Note que para o caso base  $n = 0$ , a solução agora é  $(a_0, 1)$ .

## Segunda solução indutiva

- ▶ **Desperdício cometido na primeira solução:** recálculo de potências de  $x$ .
- ▶ **Alternativa:** eliminar essa computação desnecessária trazendo o cálculo de  $x^{n-1}$  para dentro da hipótese de indução.

### Hipótese de indução reforçada:

Sabemos calcular o valor de

$P_{n-1}(x) = a_{n-1}x^{n-1} + \dots + a_1x + a_0$  e também o valor de  $x^{n-1}$ .

- ▶ Então, no passo de indução, primeiro calculamos  $x^n$  multiplicando  $x$  por  $x^{n-1}$ , **conforme exigido na hipótese**. Em seguida, calculamos  $P_n(x)$  multiplicando  $x^n$  por  $a_n$  e somando o valor obtido com  $P_{n-1}(x)$ .
- ▶ Note que para o caso base  $n = 0$ , a solução agora é  $(a_0, 1)$ .

## Segunda solução indutiva

- ▶ **Desperdício cometido na primeira solução:** recálculo de potências de  $x$ .
- ▶ **Alternativa:** eliminar essa computação desnecessária trazendo o cálculo de  $x^{n-1}$  para dentro da hipótese de indução.

### Hipótese de indução reforçada:

Sabemos calcular o valor de

$P_{n-1}(x) = a_{n-1}x^{n-1} + \dots + a_1x + a_0$  e também o valor de  $x^{n-1}$ .

- ▶ Então, no passo de indução, primeiro calculamos  $x^n$  multiplicando  $x$  por  $x^{n-1}$ , **conforme exigido na hipótese**. Em seguida, calculamos  $P_n(x)$  multiplicando  $x^n$  por  $a_n$  e somando o valor obtido com  $P_{n-1}(x)$ .
- ▶ Note que para o caso base  $n = 0$ , a solução agora é  $(a_0, 1)$ .

## Exemplo 1 - Solução 2 - Algoritmo

### CÁLCULO-POLINÔMIO( $A, x$ )

▷ **Entrada:** Coeficientes  $A = a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$  e real  $x$ .

▷ **Saída:** O valor de  $P_n(x)$  e o valor de  $x^n$ .

1 se  $n = 0$  então  $P \leftarrow a_0; xn \leftarrow 1$

2 senão

3  $A' \leftarrow a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$

4  $P', x' \leftarrow \text{CÁLCULO-POLINÔMIO}(A', x)$

5  $xn \leftarrow x * x'$

6  $P \leftarrow P' + a_n * xn$

7 devolva  $(P, xn)$

## Exemplo 1 - Solução 2 - Complexidade

Novamente, se  $T(n)$  é o número de operações aritméticas realizadas pelo algoritmo,  $T(n)$  é dado por:

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + 2 \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

A solução da recorrência é

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n (2 \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}) \\ &= 2n \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

## Exemplo 1 - Solução 2 - Complexidade

Novamente, se  $T(n)$  é o número de operações aritméticas realizadas pelo algoritmo,  $T(n)$  é dado por:

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + 2 \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

A solução da recorrência é

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n (2 \text{ multiplicações} + 1 \text{ adição}) \\ &= 2n \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

## Terceira solução indutiva

- ▶ A escolha de considerar o polinômio  $P_{n-1}(x)$  na hipótese de indução não é a única possível.
- ▶ Podemos **reforçar** ainda mais a h.i. e ter um ganho de complexidade:

### Hipótese de indução mais reforçada:

Sabemos calcular o valor do polinômio

$$P'_{n-1}(x) = a_n x^{n-1} + a_{n-1} x^{n-2} \dots + a_1.$$

- ▶ Note que  $P_n(x) = xP'_{n-1}(x) + a_0$ . Assim, bastam uma multiplicação e uma adição para obtermos  $P_n(x)$  a partir de  $P'_{n-1}(x)$ .
- ▶ O caso base é trivial pois, para  $n = 0$ , a solução é  $a_0$ .

## Terceira solução indutiva

- ▶ A escolha de considerar o polinômio  $P_{n-1}(x)$  na hipótese de indução não é a única possível.
- ▶ Podemos **reforçar** ainda mais a h.i. e ter um ganho de complexidade:

### Hipótese de indução mais reforçada:

Sabemos calcular o valor do polinômio

$$P'_{n-1}(x) = a_n x^{n-1} + a_{n-1} x^{n-2} \dots + a_1.$$

- ▶ Note que  $P_n(x) = xP'_{n-1}(x) + a_0$ . Assim, bastam uma multiplicação e uma adição para obtermos  $P_n(x)$  a partir de  $P'_{n-1}(x)$ .
- ▶ O caso base é trivial pois, para  $n = 0$ , a solução é  $a_0$ .

## Terceira solução indutiva

- ▶ A escolha de considerar o polinômio  $P_{n-1}(x)$  na hipótese de indução não é a única possível.
- ▶ Podemos **reforçar** ainda mais a h.i. e ter um ganho de complexidade:

### Hipótese de indução mais reforçada:

Sabemos calcular o valor do polinômio

$$P'_{n-1}(x) = a_n x^{n-1} + a_{n-1} x^{n-2} \dots + a_1.$$

- ▶ Note que  $P_n(x) = xP'_{n-1}(x) + a_0$ . Assim, bastam uma multiplicação e uma adição para obtermos  $P_n(x)$  a partir de  $P'_{n-1}(x)$ .
- ▶ O caso base é trivial pois, para  $n = 0$ , a solução é  $a_0$ .

## Terceira solução indutiva

- ▶ A escolha de considerar o polinômio  $P_{n-1}(x)$  na hipótese de indução não é a única possível.
- ▶ Podemos **reforçar** ainda mais a h.i. e ter um ganho de complexidade:

### Hipótese de indução mais reforçada:

Sabemos calcular o valor do polinômio

$$P'_{n-1}(x) = a_n x^{n-1} + a_{n-1} x^{n-2} \dots + a_1.$$

- ▶ Note que  $P_n(x) = xP'_{n-1}(x) + a_0$ . Assim, bastam uma multiplicação e uma adição para obtermos  $P_n(x)$  a partir de  $P'_{n-1}(x)$ .
- ▶ O caso base é trivial pois, para  $n = 0$ , a solução é  $a_0$ .

## Terceira solução indutiva

- ▶ A escolha de considerar o polinômio  $P_{n-1}(x)$  na hipótese de indução não é a única possível.
- ▶ Podemos **reforçar** ainda mais a h.i. e ter um ganho de complexidade:

### Hipótese de indução mais reforçada:

Sabemos calcular o valor do polinômio

$$P'_{n-1}(x) = a_n x^{n-1} + a_{n-1} x^{n-2} \dots + a_1.$$

- ▶ Note que  $P_n(x) = xP'_{n-1}(x) + a_0$ . Assim, bastam uma multiplicação e uma adição para obtermos  $P_n(x)$  a partir de  $P'_{n-1}(x)$ .
- ▶ O caso base é trivial pois, para  $n = 0$ , a solução é  $a_0$ .

## Terceira solução indutiva

- ▶ A escolha de considerar o polinômio  $P_{n-1}(x)$  na hipótese de indução não é a única possível.
- ▶ Podemos **reforçar** ainda mais a h.i. e ter um ganho de complexidade:

### Hipótese de indução mais reforçada:

Sabemos calcular o valor do polinômio

$$P'_{n-1}(x) = a_n x^{n-1} + a_{n-1} x^{n-2} \dots + a_1.$$

- ▶ Note que  $P_n(x) = xP'_{n-1}(x) + a_0$ . Assim, bastam uma multiplicação e uma adição para obtermos  $P_n(x)$  a partir de  $P'_{n-1}(x)$ .
- ▶ O caso base é trivial pois, para  $n = 0$ , a solução é  $a_0$ .

## Exemplo 1 - Solução 3 - Algoritmo

### CÁLCULO-POLINÔMIO( $A, x$ )

▷ **Entrada:** Coeficientes  $A = a_n, a_{n-1}, \dots, a_1, a_0$  e real  $x$ .

▷ **Saída:** O valor de  $P_n(x)$ .

1 se  $n = 0$  então  $P \leftarrow a_0$

2 senão

3      $A' \leftarrow a_n, a_{n-1}, \dots, a_1$

4      $P' \leftarrow \text{CÁLCULO-POLINÔMIO}(A', x)$

5      $P \leftarrow x * P' + a_0$

6 devolva ( $P$ )

## Exemplo 1 - Solução 3 - Complexidade

Temos que  $T(n)$  é dado por

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + 1 \text{ multiplicação} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

A solução é

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n (1 \text{ multiplicação} + 1 \text{ adição}) \\ &= n \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

Essa forma de calcular  $P_n(x)$  é chamada de **regra de Horner**.

## Exemplo 1 - Solução 3 - Complexidade

Temos que  $T(n)$  é dado por

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + 1 \text{ multiplicação} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

A solução é

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n (1 \text{ multiplicação} + 1 \text{ adição}) \\ &= n \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

Essa forma de calcular  $P_n(x)$  é chamada de **regra de Horner**.

## Exemplo 1 - Solução 3 - Complexidade

Temos que  $T(n)$  é dado por

$$T(n) = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ T(n-1) + 1 \text{ multiplicação} + 1 \text{ adição}, & n > 0. \end{cases}$$

A solução é

$$\begin{aligned} T(n) &= \sum_{i=1}^n (1 \text{ multiplicação} + 1 \text{ adição}) \\ &= n \text{ multiplicações} + n \text{ adições.} \end{aligned}$$

Essa forma de calcular  $P_n(x)$  é chamada de **regra de Horner**.

## Projeto por indução - Exemplo 2

### Subgrafos Maximais

- ▶ Suponha que você esteja planejando uma festa onde queira maximizar as interações entre as pessoas. Uma festa animada, mas sem recursos ilícitos para aumentar a animação.
- ▶ Uma das maneiras de conseguir isso é fazer uma lista dos possíveis convidados e, para cada um desses, a lista dos convidados com quem ele(a) interagiria durante a festa.
- ▶ Em seguida, é só localizar o maior subgrupo de convidados que interagiriam com, no mínimo, digamos,  $k$  outros convidados dentro do subgrupo.

## Projeto por indução - Exemplo 2

### Subgrafos Maximais

- ▶ Suponha que você esteja planejando uma festa onde queira maximizar as interações entre as pessoas. Uma festa animada, mas sem recursos ilícitos para aumentar a animação.
- ▶ Uma das maneiras de conseguir isso é fazer uma lista dos possíveis convidados e, para cada um desses, a lista dos convidados com quem ele(a) interagiria durante a festa.
- ▶ Em seguida, é só localizar o maior subgrupo de convidados que interagiriam com, no mínimo, digamos,  $k$  outros convidados dentro do subgrupo.

# Projeto por indução - Exemplo 2

## Subgrafos Maximais

- ▶ Suponha que você esteja planejando uma festa onde queira maximizar as interações entre as pessoas. Uma festa animada, mas sem recursos ilícitos para aumentar a animação.
- ▶ Uma das maneiras de conseguir isso é fazer uma lista dos possíveis convidados e, para cada um desses, a lista dos convidados com quem ele(a) interagiria durante a festa.
- ▶ Em seguida, é só localizar o maior subgrupo de convidados que interagiriam com, no mínimo, digamos,  $k$  outros convidados dentro do subgrupo.

# Projeto por indução - Exemplo 2

## Subgrafos Maximais

- ▶ Suponha que você esteja planejando uma festa onde queira maximizar as interações entre as pessoas. Uma festa animada, mas sem recursos ilícitos para aumentar a animação.
- ▶ Uma das maneiras de conseguir isso é fazer uma lista dos possíveis convidados e, para cada um desses, a lista dos convidados com quem ele(a) interagiria durante a festa.
- ▶ Em seguida, é só localizar o maior subgrupo de convidados que interagiriam com, no mínimo, digamos,  $k$  outros convidados dentro do subgrupo.

## Exemplo 2 - Subgrafos Maximais

### Formulação do problema usando grafos:

*Dado um grafo simples  $G$  (não direcionado) com  $n$  vértices e um inteiro  $k \leq n$ , encontrar em  $G$  um subgrafo induzido  $H$  com o número máximo de vértices, tal que o grau de cada vértice de  $H$  seja  $\geq k$ . Se um tal subgrafo  $H$  não existir, o algoritmo deve identificar esse fato.*

### Definições:

$H$  é um **subgrafo induzido** de um grafo  $G$ , uma aresta de  $G$  está em  $H$  se, e somente se, tem ambos os seus extremos em  $H$ .

Um subgrafo qualquer  $G'$  de  $G$  é **maximal** com relação a uma propriedade  $P$  se  $G'$  satisfizer  $P$  e não existir em  $G$  outro subgrafo próprio que contenha  $G'$  e satisfaça  $P$ .

## Exemplo 2 - Subgrafos Maximais

### Formulação do problema usando grafos:

Dado um grafo simples  $G$  (não direcionado) com  $n$  vértices e um inteiro  $k \leq n$ , encontrar em  $G$  um subgrafo induzido  $H$  com o número máximo de vértices, tal que o grau de cada vértice de  $H$  seja  $\geq k$ . Se um tal subgrafo  $H$  não existir, o algoritmo deve identificar esse fato.

### Definições:

$H$  é um **subgrafo induzido** de um grafo  $G$ , uma aresta de  $G$  está em  $H$  se, e somente se, tem ambos os seus extremos em  $H$ .

Um subgrafo qualquer  $G'$  de  $G$  é **maximal** com relação a uma propriedade  $P$  se  $G'$  satisfizer  $P$  e não existir em  $G$  outro subgrafo próprio que contenha  $G'$  e satisfaça  $P$ .

## Exemplo 2 - Subgrafos Maximais

### Formulação do problema usando grafos:

Dado um grafo simples  $G$  (não direcionado) com  $n$  vértices e um inteiro  $k \leq n$ , encontrar em  $G$  um subgrafo induzido  $H$  com o número máximo de vértices, tal que o grau de cada vértice de  $H$  seja  $\geq k$ . Se um tal subgrafo  $H$  não existir, o algoritmo deve identificar esse fato.

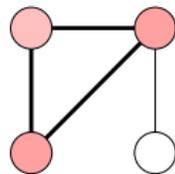
### Definições:

$H$  é um **subgrafo induzido** de um grafo  $G$ , uma aresta de  $G$  está em  $H$  se, e somente se, tem ambos os seus extremos em  $H$ .

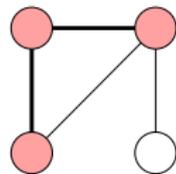
Um subgrafo qualquer  $G'$  de  $G$  é **maximal** com relação a uma propriedade  $P$  se  $G'$  satisfizer  $P$  e não existir em  $G$  outro subgrafo próprio que contenha  $G'$  e satisfaça  $P$ .

## Exemplo 2 (cont.)

- ▶ Exemplo de um subgrafo que é induzido e de outro subgrafo que não é induzido em um grafo  $G$ :



INDUZIDO



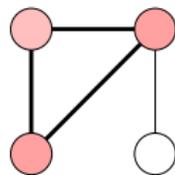
NÃO INDUZIDO

- ▶ Como exemplo de subgrafos maximais (propriedade relativa à continência) que não são máximos (propriedade relativa ao tamanho) em um grafo  $G$ , veja definição de clique em grafos.
- ▶ No nosso exemplo, o conceito de *maximal* é equivalente ao de *máximo* (número de vértices).

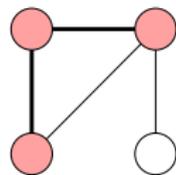
Você pode provar esta afirmativa?

## Exemplo 2 (cont.)

- ▶ Exemplo de um subgrafo que é induzido e de outro subgrafo que não é induzido em um grafo  $G$ :



INDUZIDO



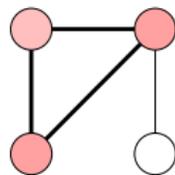
NÃO INDUZIDO

- ▶ Como exemplo de subgrafos maximais (propriedade relativa à continência) que não são máximos (propriedade relativa ao tamanho) em um grafo  $G$ , veja definição de clique em grafos.
- ▶ No nosso exemplo, o conceito de *maximal* é equivalente ao de *máximo* (número de vértices).

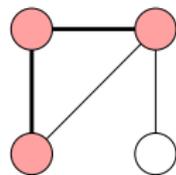
Você pode provar esta afirmativa?

## Exemplo 2 (cont.)

- ▶ Exemplo de um subgrafo que é induzido e de outro subgrafo que não é induzido em um grafo  $G$ :



INDUZIDO



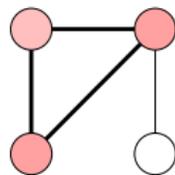
NÃO INDUZIDO

- ▶ Como exemplo de subgrafos maximais (propriedade relativa à continência) que não são máximos (propriedade relativa ao tamanho) em um grafo  $G$ , veja definição de clique em grafos.
- ▶ No nosso exemplo, o conceito de *maximal* é equivalente ao de *máximo* (número de vértices).

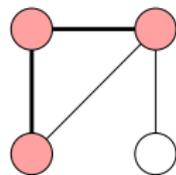
Você pode provar esta afirmativa?

## Exemplo 2 (cont.)

- ▶ Exemplo de um subgrafo que é induzido e de outro subgrafo que não é induzido em um grafo  $G$ :



INDUZIDO



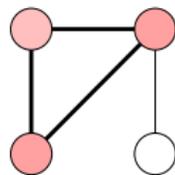
NÃO INDUZIDO

- ▶ Como exemplo de subgrafos maximais (propriedade relativa à continência) que não são máximos (propriedade relativa ao tamanho) em um grafo  $G$ , veja definição de **clique em grafos**.
- ▶ No nosso exemplo, o conceito de *maximal* é equivalente ao de *máximo* (número de vértices).

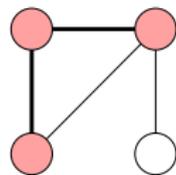
Você pode provar esta afirmativa?

## Exemplo 2 (cont.)

- ▶ Exemplo de um subgrafo que é induzido e de outro subgrafo que não é induzido em um grafo  $G$ :



INDUZIDO



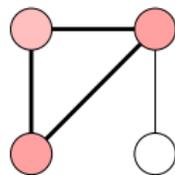
NÃO INDUZIDO

- ▶ Como exemplo de subgrafos maximais (propriedade relativa à continência) que não são máximos (propriedade relativa ao tamanho) em um grafo  $G$ , veja definição de **clique em grafos**.
- ▶ No nosso exemplo, o conceito de *maximal* é equivalente ao de *máximo* (número de vértices).

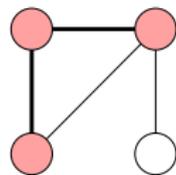
Você pode provar esta afirmativa?

## Exemplo 2 (cont.)

- ▶ Exemplo de um subgrafo que é induzido e de outro subgrafo que não é induzido em um grafo  $G$ :



INDUZIDO



NÃO INDUZIDO

- ▶ Como exemplo de subgrafos maximais (propriedade relativa à continência) que não são máximos (propriedade relativa ao tamanho) em um grafo  $G$ , veja definição de **clique em grafos**.
- ▶ No nosso exemplo, o conceito de *maximal* é equivalente ao de *máximo* (número de vértices).

Você pode provar esta afirmativa?

## Exemplo 2 - Indução

Usando o método indutivo:

### Hipótese de indução:

Dados inteiros  $n, k$  e um grafo  $G$  com menos que  $n$  vértices, sabemos como encontrar um subgrafo maximal  $H$  de  $G$  com grau mínimo  $\geq k$ .

**Caso base:** o primeiro valor de  $n$  para o qual faz sentido buscarmos tais subgrafos  $H$  é  $n = k + 1$ , caso contrário não há como satisfazer a restrição de grau mínimo.

Assim, quando  $n = k + 1$ , a única forma de existir em  $G$  um subgrafo induzido com grau mínimo  $k$  é que **todos** os vértices tenham grau igual a  $k$ .

Se isso ocorrer, a resposta é  $H = G$ ; caso contrário  $H = \emptyset$ .

## Exemplo 2 - Indução

Usando o método indutivo:

### Hipótese de indução:

Dados inteiros  $n, k$  e um grafo  $G$  com menos que  $n$  vértices, sabemos como encontrar um subgrafo maximal  $H$  de  $G$  com grau mínimo  $\geq k$ .

Caso base: o primeiro valor de  $n$  para o qual faz sentido buscarmos tais subgrafos  $H$  é  $n = k + 1$ , caso contrário não há como satisfazer a restrição de grau mínimo.

Assim, quando  $n = k + 1$ , a única forma de existir em  $G$  um subgrafo induzido com grau mínimo  $k$  é que todos os vértices tenham grau igual a  $k$ .

Se isso ocorrer, a resposta é  $H = G$ ; caso contrário  $H = \emptyset$ .

## Exemplo 2 - Indução

Usando o método indutivo:

### Hipótese de indução:

Dados inteiros  $n, k$  e um grafo  $G$  com menos que  $n$  vértices, sabemos como encontrar um subgrafo maximal  $H$  de  $G$  com grau mínimo  $\geq k$ .

**Caso base:** o primeiro valor de  $n$  para o qual faz sentido buscarmos tais subgrafos  $H$  é  $n = k + 1$ , caso contrário não há como satisfazer a restrição de grau mínimo.

Assim, quando  $n = k + 1$ , a única forma de existir em  $G$  um subgrafo induzido com grau mínimo  $k$  é que todos os vértices tenham grau igual a  $k$ .

Se isso ocorrer, a resposta é  $H = G$ ; caso contrário  $H = \emptyset$ .

## Exemplo 2 - Indução

Usando o método indutivo:

### Hipótese de indução:

Dados inteiros  $n, k$  e um grafo  $G$  com menos que  $n$  vértices, sabemos como encontrar um subgrafo maximal  $H$  de  $G$  com grau mínimo  $\geq k$ .

**Caso base:** o primeiro valor de  $n$  para o qual faz sentido buscarmos tais subgrafos  $H$  é  $n = k + 1$ , caso contrário não há como satisfazer a restrição de grau mínimo.

Assim, quando  $n = k + 1$ , a única forma de existir em  $G$  um subgrafo induzido com grau mínimo  $k$  é que **todos** os vértices tenham grau igual a  $k$ .

Se isso ocorrer, a resposta é  $H = G$ ; caso contrário  $H = \emptyset$ .

## Exemplo 2 - Indução

Usando o método indutivo:

### Hipótese de indução:

Dados inteiros  $n, k$  e um grafo  $G$  com menos que  $n$  vértices, sabemos como encontrar um subgrafo maximal  $H$  de  $G$  com grau mínimo  $\geq k$ .

**Caso base:** o primeiro valor de  $n$  para o qual faz sentido buscarmos tais subgrafos  $H$  é  $n = k + 1$ , caso contrário não há como satisfazer a restrição de grau mínimo.

Assim, quando  $n = k + 1$ , a única forma de existir em  $G$  um subgrafo induzido com grau mínimo  $k$  é que **todos** os vértices tenham grau igual a  $k$ .

Se isso ocorrer, a resposta é  $H = G$ ; caso contrário  $H = \emptyset$ .

## Exemplo 2 - Indução (cont.)

- ▶ Seja então  $G$  um grafo com  $n$  vértices e  $k \geq 0$  um inteiro tal que  $n > k + 1$ .
- ▶ Se todos os vértices de  $G$  têm grau  $\geq k$  não há nada mais a fazer. Devolva  $H = G$ .
- ▶ Caso contrário, seja  $v$  um vértice com grau  $< k$ . É fácil ver que nenhum subgrafo que é solução para o problema conterà  $v$ . Assim,  $v$  pode ser removido e a hipótese de indução aplicada ao grafo resultante  $G'$ .
- ▶ Seja  $H'$  o subgrafo devolvido pela aplicação da h.i. em  $G'$ . Então  $H'$  também é resposta para  $G$ . ■

## Exemplo 2 - Indução (cont.)

- ▶ Seja então  $G$  um grafo com  $n$  vértices e  $k \geq 0$  um inteiro tal que  $n > k + 1$ .
- ▶ Se todos os vértices de  $G$  têm grau  $\geq k$  não há nada mais a fazer. Devolva  $H = G$ .
- ▶ Caso contrário, seja  $v$  um vértice com grau  $< k$ . É fácil ver que nenhum subgrafo que é solução para o problema conterà  $v$ . Assim,  $v$  pode ser removido e a hipótese de indução aplicada ao grafo resultante  $G'$ .
- ▶ Seja  $H'$  o subgrafo devolvido pela aplicação da h.i. em  $G'$ . Então  $H'$  também é resposta para  $G$ . ■

## Exemplo 2 - Indução (cont.)

- ▶ Seja então  $G$  um grafo com  $n$  vértices e  $k \geq 0$  um inteiro tal que  $n > k + 1$ .
- ▶ Se todos os vértices de  $G$  têm grau  $\geq k$  não há nada mais a fazer. Devolva  $H = G$ .
- ▶ Caso contrário, seja  $v$  um vértice com grau  $< k$ . É fácil ver que nenhum subgrafo que é solução para o problema conterá  $v$ . Assim,  $v$  pode ser removido e a hipótese de indução aplicada ao grafo resultante  $G'$ .
- ▶ Seja  $H'$  o subgrafo devolvido pela aplicação da h.i. em  $G'$ . Então  $H'$  também é resposta para  $G$ . ■

## Exemplo 2 - Indução (cont.)

- ▶ Seja então  $G$  um grafo com  $n$  vértices e  $k \geq 0$  um inteiro tal que  $n > k + 1$ .
- ▶ Se todos os vértices de  $G$  têm grau  $\geq k$  não há nada mais a fazer. Devolva  $H = G$ .
- ▶ Caso contrário, seja  $v$  um vértice com grau  $< k$ . É fácil ver que nenhum subgrafo que é solução para o problema conterà  $v$ . Assim,  $v$  pode ser removido e a hipótese de indução aplicada ao grafo resultante  $G'$ .
- ▶ Seja  $H'$  o subgrafo devolvido pela aplicação da h.i. em  $G'$ . Então  $H'$  também é resposta para  $G$ . ■

## Exemplo 2 - Indução (cont.)

- ▶ Seja então  $G$  um grafo com  $n$  vértices e  $k \geq 0$  um inteiro tal que  $n > k + 1$ .
- ▶ Se todos os vértices de  $G$  têm grau  $\geq k$  não há nada mais a fazer. Devolva  $H = G$ .
- ▶ Caso contrário, seja  $v$  um vértice com grau  $< k$ . É fácil ver que nenhum subgrafo que é solução para o problema conterà  $v$ . Assim,  $v$  pode ser removido e a hipótese de indução aplicada ao grafo resultante  $G'$ .
- ▶ Seja  $H'$  o subgrafo devolvido pela aplicação da h.i. em  $G'$ . Então  $H'$  também é resposta para  $G$ . ■

## Exemplo 2 - Algoritmo

### SUBGRAFO-MAXIMAL( $G, k$ )

- ▷ Entrada: Grafo  $G$  com  $n$  vértices e um inteiro  $k \geq 0$ .
- ▷ Saída: Subgrafo induzido  $H$  de  $G$  com grau mínimo  $k$ .
  - 1 se  $(n < k + 1)$  então  $H \leftarrow \emptyset$
  - 2 senão se todo vértice de  $G$  tem grau  $\geq k$
  - 3     então  $H \leftarrow G$
  - 4     senão
  - 5         seja  $v$  um vértice de  $G$  com grau  $< k$
  - 6          $H \leftarrow$  SUBGRAFO-MAXIMAL( $G - v, k$ )
  - 7 devolva  $H$

## Projeto por indução - Exemplo 3

### Fatores de balanceamento em árvores binárias

#### Definição:

Árvores binárias balanceadas são estruturas de dados que minimizam o tempo de busca de informações nela armazenadas. A ideia é que, para todo nó  $v$  da árvore, o *fator de balanceamento (f.b.)* de  $v$ , isto é, a diferença entre a altura da subárvore esquerda e a altura da subárvore direita de  $v$  não desvie muito de zero.

- ▶ Convenciona-se que a árvore vazia tem fator de balanceamento zero e altura igual a  $-1$ .
- ▶ Árvores AVL são exemplos de árvores binárias balanceadas, em que o f.b. de cada nó é  $-1, 0$  ou  $+1$ .

## Projeto por indução - Exemplo 3

### Fatores de balanceamento em árvores binárias

#### Definição:

Árvores binárias balanceadas são estruturas de dados que minimizam o tempo de busca de informações nela armazenadas. A ideia é que, para todo nó  $v$  da árvore, o *fator de balanceamento (f.b.)* de  $v$ , isto é, a diferença entre a altura da subárvore esquerda e a altura da subárvore direita de  $v$  não desvie muito de zero.

- ▶ Convenciona-se que a árvore vazia tem fator de balanceamento zero e altura igual a  $-1$ .
- ▶ Árvores AVL são exemplos de árvores binárias balanceadas, em que o f.b. de cada nó é  $-1, 0$  ou  $+1$ .

## Projeto por indução - Exemplo 3

### Fatores de balanceamento em árvores binárias

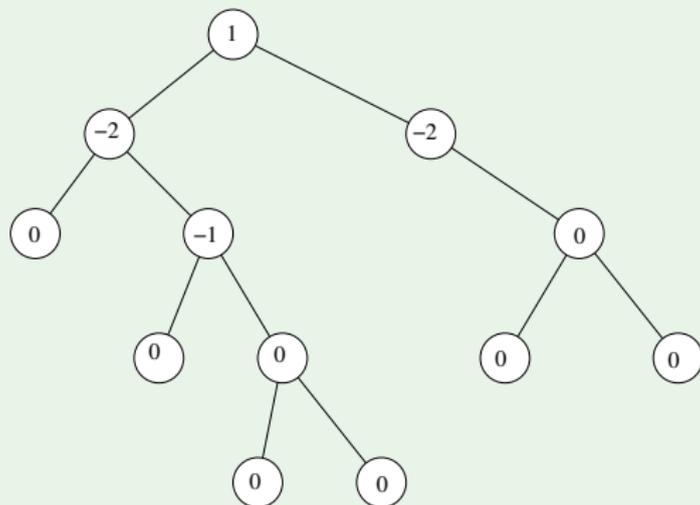
#### Definição:

Árvores binárias balanceadas são estruturas de dados que minimizam o tempo de busca de informações nela armazenadas. A ideia é que, para todo nó  $v$  da árvore, o *fator de balanceamento (f.b.)* de  $v$ , isto é, a diferença entre a altura da subárvore esquerda e a altura da subárvore direita de  $v$  não desvie muito de zero.

- ▶ Convenciona-se que a árvore vazia tem fator de balanceamento zero e altura igual a  $-1$ .
- ▶ Árvores **AVL** são exemplos de árvores binárias balanceadas, em que o f.b. de cada nó é  $-1, 0$  ou  $+1$ .

## Exemplo 3 (cont.)

Exemplo de uma árvore binária e os fatores de balanceamento de seus nós.



## Exemplo 3 (cont.)

### Problema:

*Dada uma árvore binária  $A$  com  $n$  nós, calcular os fatores de balanceamento de cada nó de  $A$ .*

- ▶ Vamos projetar o algoritmo indutivamente.

### Hipótese de indução:

*Sabemos como calcular fatores de balanceamento de árvores com menos que  $n$  nós.*

- ▶ **Caso base:** quando  $n = 0$ , convencionamos que o f.b. é igual a zero.
- ▶ Vamos mostrar agora como usar a hipótese para calcular f.b.s de uma árvore  $A$  com exatamente  $n$  nós.

## Exemplo 3 (cont.)

### Problema:

*Dada uma árvore binária  $A$  com  $n$  nós, calcular os fatores de balanceamento de cada nó de  $A$ .*

- ▶ Vamos projetar o algoritmo indutivamente.

### Hipótese de indução:

*Sabemos como calcular fatores de balanceamento de árvores com menos que  $n$  nós.*

- ▶ Caso base: quando  $n = 0$ , convencionamos que o f.b. é igual a zero.
- ▶ Vamos mostrar agora como usar a hipótese para calcular f.b.s de uma árvore  $A$  com exatamente  $n$  nós.

## Exemplo 3 (cont.)

### Problema:

*Dada uma árvore binária  $A$  com  $n$  nós, calcular os fatores de balanceamento de cada nó de  $A$ .*

- ▶ Vamos projetar o algoritmo indutivamente.

### Hipótese de indução:

*Sabemos como calcular fatores de balanceamento de árvores com menos que  $n$  nós.*

- ▶ Caso base: quando  $n = 0$ , convencionamos que o f.b. é igual a zero.
- ▶ Vamos mostrar agora como usar a hipótese para calcular f.b.s de uma árvore  $A$  com exatamente  $n$  nós.

## Exemplo 3 (cont.)

### Problema:

*Dada uma árvore binária  $A$  com  $n$  nós, calcular os fatores de balanceamento de cada nó de  $A$ .*

- ▶ Vamos projetar o algoritmo indutivamente.

### Hipótese de indução:

*Sabemos como calcular fatores de balanceamento de árvores com menos que  $n$  nós.*

- ▶ **Caso base:** quando  $n = 0$ , convenciamos que o f.b. é igual a zero.
- ▶ Vamos mostrar agora como usar a hipótese para calcular f.b.s de uma árvore  $A$  com exatamente  $n$  nós.

## Exemplo 3 (cont.)

### Problema:

*Dada uma árvore binária  $A$  com  $n$  nós, calcular os fatores de balanceamento de cada nó de  $A$ .*

- ▶ Vamos projetar o algoritmo indutivamente.

### Hipótese de indução:

*Sabemos como calcular fatores de balanceamento de árvores com menos que  $n$  nós.*

- ▶ **Caso base:** quando  $n = 0$ , convenciamos que o f.b. é igual a zero.
- ▶ Vamos mostrar agora como usar a hipótese para calcular f.b.s de uma árvore  $A$  com exatamente  $n$  nós.

## Exemplo 3 - indução (cont.)

A ideia é aplicar a h.i. às subárvores esquerda e direita da raiz e, em seguida, calcular o f.b. da raiz.

**Dificuldade:** o f.b. da raiz depende das alturas das subárvores esquerda e direita e não dos seus f.b.s.

**Conclusão:** é necessário uma h.i. mais forte!

### Nova hipótese de indução:

*Para um  $n > 0$  qualquer, sabemos como calcular fatores de balanceamento e alturas de árvores com menos que  $n$  nós.*

## Exemplo 3 - indução (cont.)

A ideia é aplicar a h.i. às subárvores esquerda e direita da raiz e, em seguida, calcular o f.b. da raiz.

**Dificuldade:** o f.b. da raiz depende das alturas das subárvores esquerda e direita e não dos seus f.b.s.

**Conclusão:** é necessário uma h.i. mais forte!

### Nova hipótese de indução:

*Para um  $n > 0$  qualquer, sabemos como calcular fatores de balanceamento e alturas de árvores com menos que  $n$  nós.*

## Exemplo 3 - indução (cont.)

A ideia é aplicar a h.i. às subárvores esquerda e direita da raiz e, em seguida, calcular o f.b. da raiz.

**Dificuldade:** o f.b. da raiz depende das alturas das subárvores esquerda e direita e não dos seus f.b.s.

**Conclusão:** é necessário uma h.i. mais forte!

### Nova hipótese de indução:

*Para um  $n > 0$  qualquer, sabemos como calcular fatores de balanceamento e alturas de árvores com menos que  $n$  nós.*

## Exemplo 3 - indução (cont.)

A ideia é aplicar a h.i. às subárvores esquerda e direita da raiz e, em seguida, calcular o f.b. da raiz.

**Dificuldade:** o f.b. da raiz depende das alturas das subárvores esquerda e direita e não dos seus f.b.s.

**Conclusão:** é necessário uma h.i. mais forte!

### Nova hipótese de indução:

*Para um  $n > 0$  qualquer, sabemos como calcular fatores de balanceamento e alturas de árvores com menos que  $n$  nós.*

## Exemplo 3 - indução (cont.)

A ideia é aplicar a h.i. às subárvores esquerda e direita da raiz e, em seguida, calcular o f.b. da raiz.

**Dificuldade:** o f.b. da raiz depende das alturas das subárvores esquerda e direita e não dos seus f.b.s.

**Conclusão:** é necessário uma h.i. mais forte!

### Nova hipótese de indução:

*Para um  $n > 0$  qualquer, sabemos como calcular fatores de balanceamento e alturas de árvores com menos que  $n$  nós.*

## Exemplo 3 - indução (cont.)

A ideia é aplicar a h.i. às subárvores esquerda e direita da raiz e, em seguida, calcular o f.b. da raiz.

**Dificuldade:** o f.b. da raiz depende das alturas das subárvores esquerda e direita e não dos seus f.b.s.

**Conclusão:** é necessário uma h.i. mais forte!

### Nova hipótese de indução:

*Para um  $n > 0$  qualquer, sabemos como calcular fatores de balanceamento e alturas de árvores com menos que  $n$  nós.*

## Exemplo 3 - indução (cont.)

- ▶ Novamente, o caso base  $n = 0$  é fácil pois, por convenção, o f.b. é nulo e a altura igual a  $-1$ .
- ▶ Seja  $A$  uma árvore binária com  $n$  nós, para um  $n > 0$  qualquer.

Sejam  $(f_e, h_e)$  e  $(f_d, h_d)$  os f.b.s e alturas das subárvores esquerda ( $A_e$ ) e direita ( $A_d$ ) de  $A$  que, por h.i., sabemos como calcular.

Então, o f.b. da raiz de  $A$  é  $h_e - h_d$  e a altura da árvore é  $\max(h_e, h_d) + 1$ .

Isto completa o cálculo dos f.b.s e da altura de  $A$ . ■

De novo, o fortalecimento da hipótese tornou a resolução do problema mais fácil.

## Exemplo 3 - indução (cont.)

- ▶ Novamente, o caso base  $n = 0$  é fácil pois, por convenção, o f.b. é nulo e a altura igual a  $-1$ .
- ▶ Seja  $A$  uma árvore binária com  $n$  nós, para um  $n > 0$  qualquer.

Sejam  $(f_e, h_e)$  e  $(f_d, h_d)$  os f.b.s e alturas das subárvores esquerda ( $A_e$ ) e direita ( $A_d$ ) de  $A$  que, por h.i., sabemos como calcular.

Então, o f.b. da raiz de  $A$  é  $h_e - h_d$  e a altura da árvore é  $\max(h_e, h_d) + 1$ .

Isto completa o cálculo dos f.b.s e da altura de  $A$ . ■

De novo, o fortalecimento da hipótese tornou a resolução do problema mais fácil.

## Exemplo 3 - indução (cont.)

- ▶ Novamente, o caso base  $n = 0$  é fácil pois, por convenção, o f.b. é nulo e a altura igual a  $-1$ .
- ▶ Seja  $A$  uma árvore binária com  $n$  nós, para um  $n > 0$  qualquer.

Sejam  $(f_e, h_e)$  e  $(f_d, h_d)$  os f.b.s e alturas das subárvores esquerda ( $A_e$ ) e direita ( $A_d$ ) de  $A$  que, por h.i., sabemos como calcular.

Então, o f.b. da raiz de  $A$  é  $h_e - h_d$  e a altura da árvore é  $\max(h_e, h_d) + 1$ .

Isto completa o cálculo dos f.b.s e da altura de  $A$ . ■

De novo, o fortalecimento da hipótese tornou a resolução do problema mais fácil.

## Exemplo 3 - indução (cont.)

- ▶ Novamente, o caso base  $n = 0$  é fácil pois, por convenção, o f.b. é nulo e a altura igual a  $-1$ .
- ▶ Seja  $A$  uma árvore binária com  $n$  nós, para um  $n > 0$  qualquer.

Sejam  $(f_e, h_e)$  e  $(f_d, h_d)$  os f.b.s e alturas das subárvores esquerda ( $A_e$ ) e direita ( $A_d$ ) de  $A$  que, por h.i., sabemos como calcular.

Então, o f.b. da raiz de  $A$  é  $h_e - h_d$  e a altura da árvore é  $\max(h_e, h_d) + 1$ .

Isto completa o cálculo dos f.b.s e da altura de  $A$ . ■

De novo, o fortalecimento da hipótese tornou a resolução do problema mais fácil.

## Exemplo 3 - indução (cont.)

- ▶ Novamente, o caso base  $n = 0$  é fácil pois, por convenção, o f.b. é nulo e a altura igual a  $-1$ .
- ▶ Seja  $A$  uma árvore binária com  $n$  nós, para um  $n > 0$  qualquer.

Sejam  $(f_e, h_e)$  e  $(f_d, h_d)$  os f.b.s e alturas das subárvores esquerda ( $A_e$ ) e direita ( $A_d$ ) de  $A$  que, por h.i., sabemos como calcular.

Então, o f.b. da raiz de  $A$  é  $h_e - h_d$  e a altura da árvore é  $\max(h_e, h_d) + 1$ .

Isto completa o cálculo dos f.b.s e da altura de  $A$ . ■

De novo, o fortalecimento da hipótese tornou a resolução do problema mais fácil.

## Exemplo 3 - indução (cont.)

- ▶ Novamente, o caso base  $n = 0$  é fácil pois, por convenção, o f.b. é nulo e a altura igual a  $-1$ .
- ▶ Seja  $A$  uma árvore binária com  $n$  nós, para um  $n > 0$  qualquer.

Sejam  $(f_e, h_e)$  e  $(f_d, h_d)$  os f.b.s e alturas das subárvores esquerda ( $A_e$ ) e direita ( $A_d$ ) de  $A$  que, por h.i., sabemos como calcular.

Então, o f.b. da raiz de  $A$  é  $h_e - h_d$  e a altura da árvore é  $\max(h_e, h_d) + 1$ .

Isto completa o cálculo dos f.b.s e da altura de  $A$ . ■

De novo, o fortalecimento da hipótese tornou a resolução do problema mais fácil.

## Exemplo 3 - indução (cont.)

- ▶ Novamente, o caso base  $n = 0$  é fácil pois, por convenção, o f.b. é nulo e a altura igual a  $-1$ .
- ▶ Seja  $A$  uma árvore binária com  $n$  nós, para um  $n > 0$  qualquer.

Sejam  $(f_e, h_e)$  e  $(f_d, h_d)$  os f.b.s e alturas das subárvores esquerda ( $A_e$ ) e direita ( $A_d$ ) de  $A$  que, por h.i., sabemos como calcular.

Então, o f.b. da raiz de  $A$  é  $h_e - h_d$  e a altura da árvore é  $\max(h_e, h_d) + 1$ .

Isto completa o cálculo dos f.b.s e da altura de  $A$ . ■

De novo, o fortalecimento da hipótese tornou a resolução do problema mais fácil.

## Exemplo 3 - Algoritmo

### FATORALTURA ( $A$ )

▷ **Entrada:** Uma árvore binária  $A$  com  $n \geq 0$  nós

▷ **Saída:** A árvore  $A$  os f.b.s nos seus nós e a altura de  $A$

1 se  $n = 0$  então  $h \leftarrow -1$

2 senão

3     seja  $r$  a raiz de  $A$

3      $h_e \leftarrow \text{FATORALTURA}(A_e)$

4      $h_d \leftarrow \text{FATORALTURA}(A_d)$

5     ▷ armazena o f.b. na raiz em  $r.f$

6      $r.f \leftarrow h_e - h_d$

7      $h \leftarrow \max(h_e, h_d) + 1$

8 devolva  $h$

## Exemplo 3 - Complexidade

Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo para calcular os f.b.s e a altura de uma árvore  $A$  de  $n$  nós.

Então

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 0 \\ T(n_e) + T(n_d) + \Theta(1), & n > 0, \end{cases}$$

onde  $n_e, n_d$  são os números de nós das subárvores esquerda e direita.

## Exemplo 3 - Complexidade

Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo para calcular os f.b.s e a altura de uma árvore  $A$  de  $n$  nós.

Então

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 0 \\ T(n_e) + T(n_d) + \Theta(1), & n > 0, \end{cases}$$

onde  $n_e, n_d$  são os números de nós das subárvores esquerda e direita.

## Exemplo 3 - Complexidade

O pior caso da recorrência parece ser quando, ao longo da recursão, um de  $n_e, n_d$  é sempre igual a zero (e o outro é sempre igual a  $n-1$ ). Isto é, quando

$$T(n) = T(n-1) + T(0) + \Theta(1).$$

Chega-se então a:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-1) + T(0) + \Theta(1) \\ &= T(n-2) + 2T(0) + 2\Theta(1) \\ &\vdots \\ &= T(0) + nT(0) + n\Theta(1) \\ &= (n+1)\Theta(1) + n\Theta(1) \in \Theta(n). \end{aligned}$$

### Exercício:

Há algum ganho em complexidade quando ambos  $n_e$  e  $n_d$  são aproximadamente  $n/2$  ao longo da recursão?

## Exemplo 3 - Complexidade

O pior caso da recorrência parece ser quando, ao longo da recursão, um de  $n_e, n_d$  é sempre igual a zero (e o outro é sempre igual a  $n-1$ ). Isto é, quando

$$T(n) = T(n-1) + T(0) + \Theta(1).$$

Chega-se então a:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-1) + T(0) + \Theta(1) \\ &= T(n-2) + 2T(0) + 2\Theta(1) \\ &\vdots \\ &= T(0) + nT(0) + n\Theta(1) \\ &= (n+1)\Theta(1) + n\Theta(1) \in \Theta(n). \end{aligned}$$

### Exercício:

Há algum ganho em complexidade quando ambos  $n_e$  e  $n_d$  são aproximadamente  $n/2$  ao longo da recursão?

## Exemplo 3 - Complexidade

O pior caso da recorrência parece ser quando, ao longo da recursão, um de  $n_e, n_d$  é sempre igual a zero (e o outro é sempre igual a  $n-1$ ). Isto é, quando

$$T(n) = T(n-1) + T(0) + \Theta(1).$$

Chega-se então a:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-1) + T(0) + \Theta(1) \\ &= T(n-2) + 2T(0) + 2\Theta(1) \\ &\vdots \\ &= T(0) + nT(0) + n\Theta(1) \\ &= (n+1)\Theta(1) + n\Theta(1) \in \Theta(n). \end{aligned}$$

### Exercício:

Há algum ganho em complexidade quando ambos  $n_e$  e  $n_d$  são aproximadamente  $n/2$  ao longo da recursão?

# Projeto por Indução - Exemplo 4: o problema da celebridade

## Definição

Num conjunto  $S$  de  $n$  pessoas, uma *celebridade* é alguém que é conhecido por todas as pessoas de  $S$  mas que não conhece ninguém. (Celebridades são pessoas de difícil convívio!).

Note que pode existir no máximo uma celebridade em  $S$ !

## Problema:

Queremos saber se existe uma celebridade em  $S$ .

# Projeto por Indução - Exemplo 4: o problema da celebridade

## Definição

Num conjunto  $S$  de  $n$  pessoas, uma *celebridade* é alguém que é conhecido por todas as pessoas de  $S$  mas que não conhece ninguém. (Celebridades são pessoas de difícil convívio!).

Note que pode existir no máximo uma celebridade em  $S$ !

## Problema:

Queremos saber se existe uma celebridade em  $S$ .

# Projeto por Indução - Exemplo 4: o problema da celebridade

## Definição

Num conjunto  $S$  de  $n$  pessoas, uma *celebridade* é alguém que é conhecido por todas as pessoas de  $S$  mas que não conhece ninguém. (Celebridades são pessoas de difícil convívio!).

Note que pode existir no máximo uma celebridade em  $S$ !

## Problema:

Queremos saber se existe uma celebridade em  $S$ .

## Projeto por Indução - Exemplo 4: o problema da celebridade

Vamos formalizar melhor: para um conjunto de  $n$  pessoas, associamos uma matriz  $n \times n$   $M$  tal que  $M[i,j] = 1$  se a pessoa  $i$  conhece a pessoa  $j$  e  $M[i,j] = 0$  caso contrário.

### Problema:

Dado um conjunto de  $n$  pessoas e a matriz associada  $M$  encontrar (se existir) uma celebridade no conjunto. Isto é, determinar um  $k$  tal que todos os elementos da coluna  $k$  (exceto  $M[k,k]$ ) são 1s e todos os elementos da linha  $k$  (exceto  $M[k,k]$ ) são 0s.

Existe uma solução simples mas laboriosa: para cada pessoa  $i$ , verifique todos os outros elementos da linha  $i$  e da coluna  $i$ . O custo dessa solução é  $2n(n-1)$ .

## Projeto por Indução - Exemplo 4: o problema da celebridade

Vamos formalizar melhor: para um conjunto de  $n$  pessoas, associamos uma matriz  $n \times n$   $M$  tal que  $M[i,j] = 1$  se a pessoa  $i$  conhece a pessoa  $j$  e  $M[i,j] = 0$  caso contrário.

### Problema:

Dado um conjunto de  $n$  pessoas e a matriz associada  $M$  encontrar (se existir) uma celebridade no conjunto. Isto é, determinar um  $k$  tal que todos os elementos da coluna  $k$  (exceto  $M[k,k]$ ) são 1s e todos os elementos da linha  $k$  (exceto  $M[k,k]$ ) são 0s.

Existe uma solução simples mas laboriosa: para cada pessoa  $i$ , verifique todos os outros elementos da linha  $i$  e da coluna  $i$ . O custo dessa solução é  $2n(n-1)$ .

## Projeto por Indução - Exemplo 4: o problema da celebridade

Vamos formalizar melhor: para um conjunto de  $n$  pessoas, associamos uma matriz  $n \times n$   $M$  tal que  $M[i,j] = 1$  se a pessoa  $i$  conhece a pessoa  $j$  e  $M[i,j] = 0$  caso contrário.

### Problema:

Dado um conjunto de  $n$  pessoas e a matriz associada  $M$  encontrar (se existir) uma celebridade no conjunto. Isto é, determinar um  $k$  tal que todos os elementos da coluna  $k$  (exceto  $M[k,k]$ ) são 1s e todos os elementos da linha  $k$  (exceto  $M[k,k]$ ) são 0s.

Existe uma solução simples mas laboriosa: para cada pessoa  $i$ , verifique todos os outros elementos da linha  $i$  e da coluna  $i$ . O custo dessa solução é  $2n(n-1)$ .

## Exemplo 4 - Indução

Um argumento indutivo que parece ser mais eficiente é o seguinte:

### Hipótese de Indução:

*Sabemos encontrar uma celebridade (se existir) em um conjunto de  $n - 1$  pessoas.*

- ▶ Se  $n = 1$ , podemos considerar que o único elemento é uma celebridade.
- ▶ Outra opção seria considerarmos o caso **base** como  $n = 2$ , o primeiro caso interessante.

A solução é simples: existe uma celebridade se, e somente se,  $M[1, 2] \oplus M[2, 1] = 1$ . Mais uma comparação define a celebridade: se  $M[1, 2] = 0$ , então a celebridade é a pessoa 1; se não, é a pessoa 2.

## Exemplo 4 - Indução

Um argumento indutivo que parece ser mais eficiente é o seguinte:

### Hipótese de Indução:

*Sabemos encontrar uma celebridade (se existir) em um conjunto de  $n - 1$  pessoas.*

- ▶ Se  $n = 1$ , podemos considerar que o único elemento é uma celebridade.
- ▶ Outra opção seria considerarmos o caso **base** como  $n = 2$ , o primeiro caso interessante.

A solução é simples: existe uma celebridade se, e somente se,  $M[1, 2] \oplus M[2, 1] = 1$ . Mais uma comparação define a celebridade: se  $M[1, 2] = 0$ , então a celebridade é a pessoa 1; se não, é a pessoa 2.

## Exemplo 4 - Indução

Um argumento indutivo que parece ser mais eficiente é o seguinte:

### Hipótese de Indução:

*Sabemos encontrar uma celebridade (se existir) em um conjunto de  $n - 1$  pessoas.*

- ▶ Se  $n = 1$ , podemos considerar que o único elemento é uma celebridade.
- ▶ Outra opção seria considerarmos o caso base como  $n = 2$ , o primeiro caso interessante.

A solução é simples: existe uma celebridade se, e somente se,  $M[1, 2] \oplus M[2, 1] = 1$ . Mais uma comparação define a celebridade: se  $M[1, 2] = 0$ , então a celebridade é a pessoa 1; se não, é a pessoa 2.

## Exemplo 4 - Indução

Um argumento indutivo que parece ser mais eficiente é o seguinte:

### Hipótese de Indução:

*Sabemos encontrar uma celebridade (se existir) em um conjunto de  $n - 1$  pessoas.*

- ▶ Se  $n = 1$ , podemos considerar que o único elemento é uma celebridade.
- ▶ Outra opção seria considerarmos o caso base como  $n = 2$ , o primeiro caso interessante.

A solução é simples: existe uma celebridade se, e somente se,  $M[1, 2] \oplus M[2, 1] = 1$ . Mais uma comparação define a celebridade: se  $M[1, 2] = 0$ , então a celebridade é a pessoa 1; se não, é a pessoa 2.

## Exemplo 4 - Indução

Um argumento indutivo que parece ser mais eficiente é o seguinte:

### Hipótese de Indução:

*Sabemos encontrar uma celebridade (se existir) em um conjunto de  $n - 1$  pessoas.*

- ▶ Se  $n = 1$ , podemos considerar que o único elemento é uma celebridade.
- ▶ **Outra opção** seria considerarmos o caso **base** como  $n = 2$ , o primeiro caso interessante.

A solução é simples: existe uma celebridade se, e somente se,  $M[1, 2] \oplus M[2, 1] = 1$ . Mais uma comparação define a celebridade: se  $M[1, 2] = 0$ , então a celebridade é a pessoa 1; se não, é a pessoa 2.

## Exemplo 4 - Indução

Um argumento indutivo que parece ser mais eficiente é o seguinte:

### Hipótese de Indução:

*Sabemos encontrar uma celebridade (se existir) em um conjunto de  $n - 1$  pessoas.*

- ▶ Se  $n = 1$ , podemos considerar que o único elemento é uma celebridade.
- ▶ Outra opção seria considerarmos o caso **base** como  $n = 2$ , o primeiro caso interessante.

A solução é simples: existe uma celebridade se, e somente se,  $M[1, 2] \oplus M[2, 1] = 1$ . Mais uma comparação define a celebridade: se  $M[1, 2] = 0$ , então a celebridade é a pessoa 1; se não, é a pessoa 2.

## Exemplo 4 - Indução (cont.)

Tome então um conjunto  $S = \{1, 2, \dots, n\}$ ,  $n > 2$ , de pessoas e a matriz  $M$  associada. Considere o conjunto  $S' = S \setminus \{n\}$ ;

Há dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ ; então,  $k$  é celebridade em  $S$  se, e somente se,  $M[n, k] = 1$  e  $M[k, n] = 0$ .
2. Se não existir celebridade em  $S'$ , então a pessoa  $n$  é celebridade em  $S$  se  $M[n, j] = 0$  e  $M[j, n] = 1, \forall j < n$ ; caso contrário não há celebridade em  $S$ .

Essa primeira tentativa, infelizmente, também conduz a um algoritmo quadrático. Por quê?

## Exemplo 4 - Indução (cont.)

Tome então um conjunto  $S = \{1, 2, \dots, n\}$ ,  $n > 2$ , de pessoas e a matriz  $M$  associada. Considere o conjunto  $S' = S \setminus \{n\}$ ;

Há dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ ; então,  $k$  é celebridade em  $S$  se, e somente se,  $M[n, k] = 1$  e  $M[k, n] = 0$ .
2. Se não existir celebridade em  $S'$ , então a pessoa  $n$  é celebridade em  $S$  se  $M[n, j] = 0$  e  $M[j, n] = 1, \forall j < n$ ; caso contrário não há celebridade em  $S$ .

Essa primeira tentativa, infelizmente, também conduz a um algoritmo quadrático. Por quê?

## Exemplo 4 - Indução (cont.)

Tome então um conjunto  $S = \{1, 2, \dots, n\}$ ,  $n > 2$ , de pessoas e a matriz  $M$  associada. Considere o conjunto  $S' = S \setminus \{n\}$ ;

Há dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ ; então,  $k$  é celebridade em  $S$  se, e somente se,  $M[n, k] = 1$  e  $M[k, n] = 0$ .
2. Se não existir celebridade em  $S'$ , então a pessoa  $n$  é celebridade em  $S$  se  $M[n, j] = 0$  e  $M[j, n] = 1, \forall j < n$ ; caso contrário não há celebridade em  $S$ .

Essa primeira tentativa, infelizmente, também conduz a um algoritmo quadrático. Por quê?

## Exemplo 4 - Indução (cont.)

Tome então um conjunto  $S = \{1, 2, \dots, n\}$ ,  $n > 2$ , de pessoas e a matriz  $M$  associada. Considere o conjunto  $S' = S \setminus \{n\}$ ;

Há dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ ; então,  $k$  é celebridade em  $S$  se, e somente se,  $M[n, k] = 1$  e  $M[k, n] = 0$ .
2. Se não existir celebridade em  $S'$ , então a pessoa  $n$  é celebridade em  $S$  se  $M[n, j] = 0$  e  $M[j, n] = 1, \forall j < n$ ; caso contrário não há celebridade em  $S$ .

Essa primeira tentativa, infelizmente, também conduz a um algoritmo quadrático. Por quê?

## Exemplo 4 - Indução (cont.)

Tome então um conjunto  $S = \{1, 2, \dots, n\}$ ,  $n > 2$ , de pessoas e a matriz  $M$  associada. Considere o conjunto  $S' = S \setminus \{n\}$ ;

Há dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ ; então,  $k$  é celebridade em  $S$  se, e somente se,  $M[n, k] = 1$  e  $M[k, n] = 0$ .
2. Se não existir celebridade em  $S'$ , então a pessoa  $n$  é celebridade em  $S$  se  $M[n, j] = 0$  e  $M[j, n] = 1, \forall j < n$ ; caso contrário não há celebridade em  $S$ .

Essa primeira tentativa, infelizmente, também conduz a um algoritmo quadrático. **Por quê?**

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

A segunda tentativa baseia-se em um fato muito simples:

*Dadas duas pessoas  $i$  e  $j$ , é possível determinar se uma delas não é uma celebridade com apenas uma comparação: se  $M[i, j] = 1$ , então  $i$  não é celebridade; caso contrário  $j$  não é celebridade.*

Vamos usar esse argumento aplicando a hipótese de indução sobre o conjunto de  $n - 1$  pessoas obtidas removendo dentre as  $n$  uma pessoa que sabemos não ser celebridade.

- ▶ O caso base e a hipótese de indução são os mesmos que anteriormente.

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

A segunda tentativa baseia-se em um fato muito simples:

*Dadas duas pessoas  $i$  e  $j$ , é possível determinar se uma delas não é uma celebridade com apenas uma comparação: se  $M[i,j] = 1$ , então  $i$  não é celebridade; caso contrário  $j$  não é celebridade.*

Vamos usar esse argumento aplicando a hipótese de indução sobre o conjunto de  $n - 1$  pessoas obtidas removendo dentre as  $n$  uma pessoa que sabemos não ser celebridade.

- ▶ O caso base e a hipótese de indução são os mesmos que anteriormente.

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

A segunda tentativa baseia-se em um fato muito simples:

*Dadas duas pessoas  $i$  e  $j$ , é possível determinar se uma delas não é uma celebridade com apenas uma comparação: se  $M[i,j] = 1$ , então  $i$  não é celebridade; caso contrário  $j$  não é celebridade.*

Vamos usar esse argumento aplicando a hipótese de indução sobre o conjunto de  $n - 1$  pessoas obtidas removendo dentre as  $n$  uma pessoa que sabemos não ser celebridade.

- ▶ O caso base e a hipótese de indução são os mesmos que anteriormente.

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

A segunda tentativa baseia-se em um fato muito simples:

*Dadas duas pessoas  $i$  e  $j$ , é possível determinar se uma delas **não** é uma celebridade com apenas uma comparação: se  $M[i,j] = 1$ , então  $i$  não é celebridade; caso contrário  $j$  não é celebridade.*

Vamos usar esse argumento aplicando a hipótese de indução sobre o conjunto de  $n - 1$  pessoas obtidas **removendo** dentre as  $n$  uma **pessoa que sabemos não ser celebridade**.

- ▶ O caso base e a hipótese de indução são os mesmos que anteriormente.

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

Tome então um conjunto arbitrário de  $n > 2$  pessoas e a matriz  $M$  associada.

Sejam  $i$  e  $j$  quaisquer duas pessoas e suponha que, usando o argumento acima, determinemos que  $j$  não é celebridade.

Seja  $S' = S \setminus \{j\}$  e considere os dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ . Se  $M[j, k] = 1$  e  $M[k, j] = 0$ , então  $k$  é celebridade em  $S$ ; caso contrário não há uma celebridade em  $S$ .
2. Não existe uma celebridade em  $S'$ ; então não existe uma celebridade em  $S$ .

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

Tome então um conjunto arbitrário de  $n > 2$  pessoas e a matriz  $M$  associada.

Sejam  $i$  e  $j$  quaisquer duas pessoas e suponha que, usando o argumento acima, determinemos que  $j$  não é celebridade.

Seja  $S' = S \setminus \{j\}$  e considere os dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ . Se  $M[j, k] = 1$  e  $M[k, j] = 0$ , então  $k$  é celebridade em  $S$ ; caso contrário não há uma celebridade em  $S$ .
2. Não existe uma celebridade em  $S'$ ; então não existe uma celebridade em  $S$ .

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

Tome então um conjunto arbitrário de  $n > 2$  pessoas e a matriz  $M$  associada.

Sejam  $i$  e  $j$  quaisquer duas pessoas e suponha que, usando o argumento acima, determinemos que  $j$  não é celebridade.

Seja  $S' = S \setminus \{j\}$  e considere os dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ . Se  $M[j, k] = 1$  e  $M[k, j] = 0$ , então  $k$  é celebridade em  $S$ ; caso contrário não há uma celebridade em  $S$ .
2. Não existe uma celebridade em  $S'$ ; então não existe uma celebridade em  $S$ .

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

Tome então um conjunto arbitrário de  $n > 2$  pessoas e a matriz  $M$  associada.

Sejam  $i$  e  $j$  quaisquer duas pessoas e suponha que, usando o argumento acima, determinemos que  $j$  não é celebridade.

Seja  $S' = S \setminus \{j\}$  e considere os dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ . Se  $M[j, k] = 1$  e  $M[k, j] = 0$ , então  $k$  é celebridade em  $S$ ; caso contrário não há uma celebridade em  $S$ .
2. Não existe uma celebridade em  $S'$ ; então não existe uma celebridade em  $S$ .

## Exemplo 4 - Segunda tentativa

Tome então um conjunto arbitrário de  $n > 2$  pessoas e a matriz  $M$  associada.

Sejam  $i$  e  $j$  quaisquer duas pessoas e suponha que, usando o argumento acima, determinemos que  $j$  não é celebridade.

Seja  $S' = S \setminus \{j\}$  e considere os dois casos possíveis:

1. Existe uma celebridade em  $S'$ , digamos a pessoa  $k$ . Se  $M[j, k] = 1$  e  $M[k, j] = 0$ , então  $k$  é celebridade em  $S$ ; caso contrário não há uma celebridade em  $S$ .
2. Não existe uma celebridade em  $S'$ ; então não existe uma celebridade em  $S$ .

## Exemplo 4 - Algoritmo

### CELEBRIDADE( $S, M$ )

- ▷ **Entrada:** conjunto de pessoas  $S = \{1, 2, \dots, n\}$ ;  
 $M$ , a matriz que define quem conhece quem em  $S$ .
  - ▷ **Saída:** Um inteiro  $k \leq n$  que é celebridade em  $S$  ou  $k = 0$
- 1 se  $|S| = 1$  então  $k \leftarrow$  elemento em  $S$
  - 2 senão
  - 3     sejam  $i, j$  quaisquer duas pessoas em  $S$
  - 4     se  $M[i, j] = 1$  então  $s \leftarrow i$  senão  $s \leftarrow j$
  - 5      $S' \leftarrow S \setminus \{s\}$
  - 6      $k \leftarrow$  CELEBRIDADE( $S', M$ )
  - 7     se  $k > 0$  então
  - 8         se  $(M[s, k] \neq 1)$  ou  $(M[k, s] \neq 0)$  então  $k \leftarrow 0$
  - 9 devolva  $k$

## Exemplo 4 - Complexidade

O algoritmo resultante tem **complexidade linear** em  $n$ .

A recorrência  $T(n)$  para o número de operações executadas pelo algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

## Exemplo 4 - Complexidade

O algoritmo resultante tem **complexidade linear** em  $n$ .

A recorrência  $T(n)$  para o número de operações executadas pelo algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

## Exemplo 4 - Complexidade

O algoritmo resultante tem **complexidade linear** em  $n$ .

A recorrência  $T(n)$  para o número de operações executadas pelo algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

## Exemplo 4 - Complexidade

O algoritmo resultante tem **complexidade linear** em  $n$ .

A recorrência  $T(n)$  para o número de operações executadas pelo algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

## Projeto por indução - Exemplo 5

### Subsequência consecutiva máxima (SCM)

#### Problema:

Dada uma sequência  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  de números reais (não necessariamente positivos), encontrar uma **subsequência consecutiva**  $Y = x_i, x_{i+1}, \dots, x_j$  de  $X$ , onde  $1 \leq i, j \leq n$ , cuja soma seja máxima dentre todas as subsequências consecutivas.

#### Exemplos:

$X = [4, 2, -7, 3, 0, -2, 1, 5, -2]$     Resp:  $Y = [3, 0, -2, 1, 5]$

$X = [-1, -2, 0]$     Resp:  $Y = [0]$  ou  $Y = []$

$X = [-3, -1]$     Resp:  $Y = []$

## Projeto por indução - Exemplo 5

### Subsequência consecutiva máxima (SCM)

#### Problema:

Dada uma sequência  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  de números reais (não necessariamente positivos), encontrar uma **subsequência consecutiva**  $Y = x_i, x_{i+1}, \dots, x_j$  de  $X$ , onde  $1 \leq i, j \leq n$ , cuja soma seja máxima dentre todas as subsequências consecutivas.

#### Exemplos:

$X = [4, 2, -7, 3, 0, -2, 1, 5, -2]$     Resp:  $Y = [3, 0, -2, 1, 5]$

$X = [-1, -2, 0]$     Resp:  $Y = [0]$  ou  $Y = []$

$X = [-3, -1]$     Resp:  $Y = []$

# Projeto por indução - Exemplo 5

## Subsequência consecutiva máxima (SCM)

### Problema:

Dada uma sequência  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  de números reais (não necessariamente positivos), encontrar uma **subsequência consecutiva**  $Y = x_i, x_{i+1}, \dots, x_j$  de  $X$ , onde  $1 \leq i, j \leq n$ , cuja soma seja máxima dentre todas as subsequências consecutivas.

### Exemplos:

$X = [4, 2, -7, 3, 0, -2, 1, 5, -2]$     Resp:  $Y = [3, 0, -2, 1, 5]$

$X = [-1, -2, 0]$     Resp:  $Y = [0]$  ou  $Y = []$

$X = [-3, -1]$     Resp:  $Y = []$

## Projeto por indução - Exemplo 5

### Subsequência consecutiva máxima (SCM)

#### Problema:

Dada uma sequência  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  de números reais (não necessariamente positivos), encontrar uma **subsequência consecutiva**  $Y = x_i, x_{i+1}, \dots, x_j$  de  $X$ , onde  $1 \leq i, j \leq n$ , cuja soma seja máxima dentre todas as subsequências consecutivas.

#### Exemplos:

$X = [4, 2, -7, 3, 0, -2, 1, 5, -2]$     Resp:  $Y = [3, 0, -2, 1, 5]$

$X = [-1, -2, 0]$     Resp:  $Y = [0]$  ou  $Y = []$

$X = [-3, -1]$     Resp:  $Y = []$

## Projeto por indução - Exemplo 5

### Subsequência consecutiva máxima (SCM)

#### Problema:

Dada uma sequência  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  de números reais (não necessariamente positivos), encontrar uma **subsequência consecutiva**  $Y = x_i, x_{i+1}, \dots, x_j$  de  $X$ , onde  $1 \leq i, j \leq n$ , cuja soma seja máxima dentre todas as subsequências consecutivas.

#### Exemplos:

$X = [4, 2, -7, 3, 0, -2, 1, 5, -2]$     Resp:  $Y = [3, 0, -2, 1, 5]$

$X = [-1, -2, 0]$     Resp:  $Y = [0]$  ou  $Y = []$

$X = [-3, -1]$     Resp:  $Y = []$

## Projeto por indução - Exemplo 5

### Subsequência consecutiva máxima (SCM)

#### Problema:

Dada uma sequência  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  de números reais (não necessariamente positivos), encontrar uma **subsequência consecutiva**  $Y = x_i, x_{i+1}, \dots, x_j$  de  $X$ , onde  $1 \leq i, j \leq n$ , cuja soma seja máxima dentre todas as subsequências consecutivas.

#### Exemplos:

$X = [4, 2, -7, 3, 0, -2, 1, 5, -2]$     Resp:  $Y = [3, 0, -2, 1, 5]$

$X = [-1, -2, 0]$     Resp:  $Y = [0]$  ou  $Y = []$

$X = [-3, -1]$     Resp:  $Y = []$

## Exemplo 5 - Indução

Como antes, vamos examinar o que podemos obter de uma hipótese de indução simples:

### Hipótese de indução:

*Sabemos calcular a SCM de seqüências de comprimento  $n - 1$ .*

- ▶ Seja então  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  uma seqüência qualquer de comprimento  $n > 1$ .
- ▶ Considere a seqüência  $X'$  obtida de  $X$  removendo-se  $x_n$ .
- ▶ Seja  $Y' = x_j, x_{j+1}, \dots, x_j$  a SCM de  $X'$ , obtida aplicando-se a h.i.

## Exemplo 5 - Indução

Como antes, vamos examinar o que podemos obter de uma hipótese de indução simples:

### Hipótese de indução:

*Sabemos calcular a SCM de seqüências de comprimento  $n - 1$ .*

- ▶ Seja então  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  uma seqüência qualquer de comprimento  $n > 1$ .
- ▶ Considere a seqüência  $X'$  obtida de  $X$  removendo-se  $x_n$ .
- ▶ Seja  $Y' = x_j, x_{j+1}, \dots, x_j$  a SCM de  $X'$ , obtida aplicando-se a h.i.

## Exemplo 5 - Indução

Como antes, vamos examinar o que podemos obter de uma hipótese de indução simples:

### Hipótese de indução:

*Sabemos calcular a SCM de seqüências de comprimento  $n - 1$ .*

- ▶ Seja então  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  uma seqüência qualquer de comprimento  $n > 1$ .
- ▶ Considere a seqüência  $X'$  obtida de  $X$  removendo-se  $x_n$ .
- ▶ Seja  $Y' = x_j, x_{j+1}, \dots, x_j$  a SCM de  $X'$ , obtida aplicando-se a h.i.

## Exemplo 5 - Indução

Como antes, vamos examinar o que podemos obter de uma hipótese de indução simples:

### Hipótese de indução:

*Sabemos calcular a SCM de seqüências de comprimento  $n - 1$ .*

- ▶ Seja então  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  uma seqüência qualquer de comprimento  $n > 1$ .
- ▶ Considere a seqüência  $X'$  obtida de  $X$  removendo-se  $x_n$ .
- ▶ Seja  $Y' = x_j, x_{j+1}, \dots, x_j$  a SCM de  $X'$ , obtida aplicando-se a h.i.

## Exemplo 5 - Indução

Como antes, vamos examinar o que podemos obter de uma hipótese de indução simples:

### Hipótese de indução:

*Sabemos calcular a SCM de seqüências de comprimento  $n - 1$ .*

- ▶ Seja então  $X = x_1, x_2, \dots, x_n$  uma seqüência qualquer de comprimento  $n > 1$ .
- ▶ Considere a seqüência  $X'$  obtida de  $X$  removendo-se  $x_n$ .
- ▶ Seja  $Y' = x_i, x_{i+1}, \dots, x_j$  a SCM de  $X'$ , obtida aplicando-se a h.i.

## Exemplo 5 - Indução

Há **três casos** a examinar:

1.  $Y' = [ \ ]$ . Neste caso,  $Y = x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = [ \ ]$  se  $x_n < 0$ .
2.  $j = n - 1$ . Como no caso anterior, temos  $Y = Y' || x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = Y'$  se  $x_n < 0$ .
3.  $j < n - 1$ . Aqui há dois subcasos a considerar:
  - 3.1  $Y'$  também é SCM de  $X$ ; isto é,  $Y = Y'$ .
  - 3.2  $Y'$  não é a SCM de  $X$ . Isto significa que  $x_n$  é parte de uma SCM  $Y$  de  $X$ . Esta tem que ser da forma  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n$ , para algum  $k \leq n - 1$ .

## Exemplo 5 - Indução

Há **três casos** a examinar:

1.  $Y' = [ \ ]$ . Neste caso,  $Y = x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = [ \ ]$  se  $x_n < 0$ .
2.  $j = n - 1$ . Como no caso anterior, temos  $Y = Y' || x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = Y'$  se  $x_n < 0$ .
3.  $j < n - 1$ . Aqui há dois subcasos a considerar:
  - 3.1  $Y'$  também é SCM de  $X$ ; isto é,  $Y = Y'$ .
  - 3.2  $Y'$  não é a SCM de  $X$ . Isto significa que  $x_n$  é parte de uma SCM  $Y$  de  $X$ . Esta tem que ser da forma  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n$ , para algum  $k \leq n - 1$ .

## Exemplo 5 - Indução

Há **três casos** a examinar:

1.  $Y' = [ \ ]$ . Neste caso,  $Y = x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = [ \ ]$  se  $x_n < 0$ .
2.  $j = n - 1$ . Como no caso anterior, temos  $Y = Y' \parallel x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = Y'$  se  $x_n < 0$ .
3.  $j < n - 1$ . Aqui há dois subcasos a considerar:
  - 3.1  $Y'$  também é SCM de  $X$ ; isto é,  $Y = Y'$ .
  - 3.2  $Y'$  não é a SCM de  $X$ . Isto significa que  $x_n$  é parte de uma SCM  $Y$  de  $X$ . Esta tem que ser da forma  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n$ , para algum  $k \leq n - 1$ .

## Exemplo 5 - Indução

Há **três casos** a examinar:

1.  $Y' = [ \ ]$ . Neste caso,  $Y = x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = [ \ ]$  se  $x_n < 0$ .
2.  $j = n - 1$ . Como no caso anterior, temos  $Y = Y' \parallel x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = Y'$  se  $x_n < 0$ .
3.  $j < n - 1$ . Aqui há dois subcasos a considerar:
  - 3.1  $Y'$  também é SCM de  $X$ ; isto é,  $Y = Y'$ .
  - 3.2  $Y'$  não é a SCM de  $X$ . Isto significa que  $x_n$  é parte de uma SCM  $Y$  de  $X$ . Esta tem que ser da forma  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n$ , para algum  $k \leq n - 1$ .

## Exemplo 5 - Indução

Há **três casos** a examinar:

1.  $Y' = [ \ ]$ . Neste caso,  $Y = x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = [ \ ]$  se  $x_n < 0$ .
2.  $j = n - 1$ . Como no caso anterior, temos  $Y = Y' \parallel x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = Y'$  se  $x_n < 0$ .
3.  $j < n - 1$ . Aqui há dois subcasos a considerar:
  - 3.1  $Y'$  também é SCM de  $X$ ; isto é,  $Y = Y'$ .
  - 3.2  $Y'$  não é a SCM de  $X$ . Isto significa que  $x_n$  é parte de uma SCM  $Y$  de  $X$ . Esta tem que ser da forma  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n$ , para algum  $k \leq n - 1$ .

## Exemplo 5 - Indução

Há **três casos** a examinar:

1.  $Y' = [ \ ]$ . Neste caso,  $Y = x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = [ \ ]$  se  $x_n < 0$ .
2.  $j = n - 1$ . Como no caso anterior, temos  $Y = Y' \parallel x_n$  se  $x_n \geq 0$  ou  $Y = Y'$  se  $x_n < 0$ .
3.  $j < n - 1$ . Aqui há dois subcasos a considerar:
  - 3.1  $Y'$  também é SCM de  $X$ ; isto é,  $Y = Y'$ .
  - 3.2  $Y'$  não é a SCM de  $X$ . Isto significa que  $x_n$  é parte de uma SCM  $Y$  de  $X$ . Esta tem que ser da forma  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n$ , para algum  $k \leq n - 1$ .

## Exemplo 5 - Indução

- ▶ A hipótese de indução nos permite resolver todos os casos anteriores, exceto o último.

Não há informação suficiente na h.i. para permitir a resolução deste caso.

O que falta na h.i.?

- ▶ É evidente que, quando

$$Y = x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n,$$

então  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}$  é um *sufixo* de  $X'$  de soma máxima entre os *sufixos* de  $X'$ .

- ▶ Assim, se conhecermos o sufixo máximo de  $X'$ , além da SCM, teremos resolvido o problema completamente para  $X$ .

## Exemplo 5 - Indução

- ▶ A hipótese de indução nos permite resolver todos os casos anteriores, exceto o último.

Não há informação suficiente na h.i. para permitir a resolução deste caso.

O que falta na h.i.?

- ▶ É evidente que, quando

$$Y = x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n,$$

então  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}$  é um *sufixo* de  $X'$  de soma máxima entre os *sufixos* de  $X'$ .

- ▶ Assim, se conhecermos o sufixo máximo de  $X'$ , além da SCM, teremos resolvido o problema completamente para  $X$ .

## Exemplo 5 - Indução

- ▶ A hipótese de indução nos permite resolver todos os casos anteriores, exceto o último.

Não há informação suficiente na h.i. para permitir a resolução deste caso.

O que falta na h.i.?

- ▶ É evidente que, quando

$$Y = x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n,$$

então  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}$  é um *sufixo* de  $X'$  de soma máxima entre os *sufixos* de  $X'$ .

- ▶ Assim, se conhecermos o sufixo máximo de  $X'$ , além da SCM, teremos resolvido o problema completamente para  $X$ .

## Exemplo 5 - Indução

- ▶ A hipótese de indução nos permite resolver todos os casos anteriores, exceto o último.

Não há informação suficiente na h.i. para permitir a resolução deste caso.

O que falta na h.i.?

- ▶ É evidente que, quando

$$Y = x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n,$$

então  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}$  é um *sufixo* de  $X'$  de soma máxima entre os *sufixos* de  $X'$ .

- ▶ Assim, se conhecermos o sufixo máximo de  $X'$ , além da SCM, teremos resolvido o problema completamente para  $X$ .

## Exemplo 5 - Indução

- ▶ A hipótese de indução nos permite resolver todos os casos anteriores, exceto o último.

Não há informação suficiente na h.i. para permitir a resolução deste caso.

O que falta na h.i.?

- ▶ É evidente que, quando

$$Y = x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}, x_n,$$

então  $x_k, x_{k+1}, \dots, x_{n-1}$  é um *sufixo* de  $X'$  de soma máxima entre os *sufixos* de  $X'$ .

- ▶ Assim, se conhecermos o sufixo máximo de  $X'$ , além da *SCM*, teremos resolvido o problema completamente para  $X$ .

## Exemplo 5 - Indução

Parece então natural enunciar a seguinte h.i. fortalecida:

### Hipótese de indução reforçada:

*Sabemos calcular a SCM e o sufixo máximo de sequências de comprimento  $n - 1$ .*

É clara desta discussão também, a **base da indução**: para  $n = 1$ , a SCM de  $X = x_1$  é  $x_1$  caso  $x_1 \geq 0$ , e a sequência vazia caso contrário. Nesse caso, o sufixo máximo é igual a SCM.

## Exemplo 5 - Indução

Parece então natural enunciar a seguinte h.i. fortalecida:

### Hipótese de indução reforçada:

*Sabemos calcular a SCM e o sufixo máximo de sequências de comprimento  $n - 1$ .*

É clara desta discussão também, a **base da indução**: para  $n = 1$ , a SCM de  $X = x_1$  é  $x_1$  caso  $x_1 \geq 0$ , e a sequência vazia caso contrário. Nesse caso, o sufixo máximo é igual a SCM.

## Exemplo 5 - Indução

Parece então natural enunciar a seguinte h.i. fortalecida:

### Hipótese de indução reforçada:

*Sabemos calcular a SCM e o sufixo máximo de sequências de comprimento  $n - 1$ .*

É clara desta discussão também, a **base da indução**: para  $n = 1$ , a SCM de  $X = x_1$  é  $x_1$  caso  $x_1 \geq 0$ , e a sequência vazia caso contrário. Nesse caso, o sufixo máximo é igual a SCM.

## Exemplo 5 - Algoritmo

### SCM( $X, n$ )

- ▷ **Entrada:** um inteiro  $n$  e uma sequência de  $n$  números reais  $X = [x_1, x_2, \dots, x_n]$ .
- ▷ **Saída:** Inteiros  $i, j, k$  e reais  $MaxSeq, MaxSuf$  tais que:
  - $x_i, x_j$  são o primeiro e último elementos da SCM de  $X$ , cujo valor é  $MaxSeq$ ; e
  - $x_k$  é o primeiro elemento do sufixo máximo de  $X$ , cujo valor é  $MaxSuf$ .
  - O valor  $j = 0$  significa que  $X$  é composta de negativos somente. Neste caso, convençionamos  $MaxSeq = 0$ .
  - O valor  $k = 0$  significa que o sufixo máximo de  $X$  é vazio. Neste caso,  $MaxSuf = 0$ .

## Exemplo 5 - Algoritmo (cont.)

**SCM**( $X, n$ ): (cont.)

```
1  se  $n = 1$ 
2  então
3    se  $x_1 < 0$ 
4      então  $i, j, k \leftarrow 0; \text{MaxSeq}, \text{MaxSuf} \leftarrow 0$ 
5      senão  $i, j, k \leftarrow 1; \text{MaxSeq}, \text{MaxSuf} \leftarrow x_1$ 
6  senão
7     $(i, j, k, \text{MaxSeq}, \text{MaxSuf}) \leftarrow \text{SCM}(X, n - 1)$ 
8    se  $\text{MaxSuf} = 0$  então  $k \leftarrow n$ 
9     $\text{MaxSuf} \leftarrow \text{MaxSuf} + x_n$ 
10   se  $\text{MaxSuf} > \text{MaxSeq}$ 
11     então  $i \leftarrow k; j \leftarrow n; \text{MaxSeq} \leftarrow \text{MaxSuf}$ 
12     senão se  $\text{MaxSuf} < 0$  então  $\text{MaxSuf} \leftarrow 0; k \leftarrow 0$ 
13  devolva  $(i, j, k, \text{MaxSeq}, \text{MaxSuf})$ 
```

## Exemplo 5 - Complexidade

A complexidade  $T(n)$  de SCM é simples de ser calculada.

Como no último exemplo,

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

Reforçar a hipótese de indução: preciso lembrar disso

## Exemplo 5 - Complexidade

A complexidade  $T(n)$  de SCM é simples de ser calculada.

Como no último exemplo,

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

Reforçar a hipótese de indução: preciso lembrar disso

## Exemplo 5 - Complexidade

A complexidade  $T(n)$  de SCM é simples de ser calculada.

Como no último exemplo,

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

Reforçar a hipótese de indução: preciso lembrar disso

## Exemplo 5 - Complexidade

A complexidade  $T(n)$  de SCM é simples de ser calculada.  
Como no último exemplo,

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1), & n = 1 \\ T(n-1) + \Theta(1), & n > 1. \end{cases}$$

A solução desta recorrência é

$$\sum_1^n \Theta(1) = n\Theta(1) = \Theta(n).$$

Reforçar a hipótese de indução: preciso lembrar disso

# Projeto por indução - Erros comuns

Os erros discutidos nas provas por indução, naturalmente, traduzem-se em erros no projeto de um algoritmo por indução.

## Exemplo:

*Problema: Dado um grafo conexo  $G$ , verificar se  $G$  é bipartido ou não. Caso seja, devolver a partição dos vértices.*

## Definição:

Um grafo é *bipartido* se seu conjunto de vértices pode ser particionado em dois conjuntos, de forma que toda aresta de  $G$  tenha extremos em conjuntos diferentes.

## Teorema:

Se  $G$  é conexo e bipartido, então a bipartição é única.

# Projeto por indução - Erros comuns

Os erros discutidos nas provas por indução, naturalmente, traduzem-se em erros no projeto de um algoritmo por indução.

## Exemplo:

**Problema:** Dado um grafo conexo  $G$ , verificar se  $G$  é bipartido ou não. Caso seja, devolver a partição dos vértices.

## Definição:

Um grafo é *bipartido* se seu conjunto de vértices pode ser particionado em dois conjuntos, de forma que toda aresta de  $G$  tenha extremos em conjuntos diferentes.

## Teorema:

Se  $G$  é conexo e bipartido, então a bipartição é única.

# Projeto por indução - Erros comuns

Os erros discutidos nas provas por indução, naturalmente, traduzem-se em erros no projeto de um algoritmo por indução.

## Exemplo:

*Problema:* Dado um grafo conexo  $G$ , verificar se  $G$  é bipartido ou não. Caso seja, devolver a partição dos vértices.

## Definição:

Um grafo é *bipartido* se seu conjunto de vértices pode ser particionado em dois conjuntos, de forma que toda aresta de  $G$  tenha extremos em conjuntos diferentes.

## Teorema:

Se  $G$  é conexo e bipartido, então a bipartição é única.

# Projeto por indução - Erros comuns

Os erros discutidos nas provas por indução, naturalmente, traduzem-se em erros no projeto de um algoritmo por indução.

## Exemplo:

*Problema:* Dado um grafo conexo  $G$ , verificar se  $G$  é bipartido ou não. Caso seja, devolver a partição dos vértices.

## Definição:

Um grafo é *bipartido* se seu conjunto de vértices pode ser particionado em dois conjuntos, de forma que toda aresta de  $G$  tenha extremos em conjuntos diferentes.

## Teorema:

Se  $G$  é conexo e bipartido, então a bipartição é única.

## Projeto por indução - Erros comuns

O que há de **errado** com o seguinte (esboço de um) algoritmo recursivo para verificar se um grafo conexo é bipartido?

- ▶ Sejam  $G$  um grafo conexo,  $v$  um vértice de  $G$  e considere o grafo  $G' = G - \{v\}$ .
- ▶ Se  $G'$  não for bipartido, então  $G$  também não é. Caso contrário, sejam  $A$  e  $B$  os dois conjuntos da bipartição de  $G'$  obtidos recursivamente.
- ▶ Considere agora o vértice  $v$  e sua relação com os vértices de  $A$  e  $B$ .
- ▶ Se  $v$  tiver um vizinho em  $A$  e outro em  $B$ , então  $G$  não é bipartido (já que a bipartição, se existir, deve ser única).
- ▶ Caso contrário, adicione  $v$  a  $A$  ou  $B$ , o conjunto no qual  $v$  não tem vizinhos. A bipartição está completa.

## Projeto por indução - Erros comuns

O que há de **errado** com o seguinte (esboço de um) algoritmo recursivo para verificar se um grafo conexo é bipartido?

- ▶ Sejam  $G$  um grafo conexo,  $v$  um vértice de  $G$  e considere o grafo  $G' = G - \{v\}$ .
- ▶ Se  $G'$  não for bipartido, então  $G$  também não é. Caso contrário, sejam  $A$  e  $B$  os dois conjuntos da bipartição de  $G'$  obtidos recursivamente.
- ▶ Considere agora o vértice  $v$  e sua relação com os vértices de  $A$  e  $B$ .
- ▶ Se  $v$  tiver um vizinho em  $A$  e outro em  $B$ , então  $G$  não é bipartido (já que a bipartição, se existir, deve ser única).
- ▶ Caso contrário, adicione  $v$  a  $A$  ou  $B$ , o conjunto no qual  $v$  não tem vizinhos. A bipartição está completa.

## Projeto por indução - Erros comuns

O que há de **errado** com o seguinte (esboço de um) algoritmo recursivo para verificar se um grafo conexo é bipartido?

- ▶ Sejam  $G$  um grafo conexo,  $v$  um vértice de  $G$  e considere o grafo  $G' = G - \{v\}$ .
- ▶ Se  $G'$  não for bipartido, então  $G$  também não é. Caso contrário, sejam  $A$  e  $B$  os dois conjuntos da bipartição de  $G'$  obtidos recursivamente.
- ▶ Considere agora o vértice  $v$  e sua relação com os vértices de  $A$  e  $B$ .
- ▶ Se  $v$  tiver um vizinho em  $A$  e outro em  $B$ , então  $G$  não é bipartido (já que a bipartição, se existir, deve ser única).
- ▶ Caso contrário, adicione  $v$  a  $A$  ou  $B$ , o conjunto no qual  $v$  não tem vizinhos. A bipartição está completa.

## Projeto por indução - Erros comuns

O que há de **errado** com o seguinte (esboço de um) algoritmo recursivo para verificar se um grafo conexo é bipartido?

- ▶ Sejam  $G$  um grafo conexo,  $v$  um vértice de  $G$  e considere o grafo  $G' = G - \{v\}$ .
- ▶ Se  $G'$  não for bipartido, então  $G$  também não é. Caso contrário, sejam  $A$  e  $B$  os dois conjuntos da bipartição de  $G'$  obtidos recursivamente.
- ▶ Considere agora o vértice  $v$  e sua relação com os vértices de  $A$  e  $B$ .
- ▶ Se  $v$  tiver um vizinho em  $A$  e outro em  $B$ , então  $G$  não é bipartido (já que a bipartição, se existir, deve ser única).
- ▶ Caso contrário, adicione  $v$  a  $A$  ou  $B$ , o conjunto no qual  $v$  não tem vizinhos. A bipartição está completa.

## Projeto por indução - Erros comuns

O que há de **errado** com o seguinte (esboço de um) algoritmo recursivo para verificar se um grafo conexo é bipartido?

- ▶ Sejam  $G$  um grafo conexo,  $v$  um vértice de  $G$  e considere o grafo  $G' = G - \{v\}$ .
- ▶ Se  $G'$  não for bipartido, então  $G$  também não é. Caso contrário, sejam  $A$  e  $B$  os dois conjuntos da bipartição de  $G'$  obtidos recursivamente.
- ▶ Considere agora o vértice  $v$  e sua relação com os vértices de  $A$  e  $B$ .
- ▶ Se  $v$  tiver um vizinho em  $A$  e outro em  $B$ , então  $G$  não é bipartido (já que a bipartição, se existir, deve ser única).
- ▶ Caso contrário, adicione  $v$  a  $A$  ou  $B$ , o conjunto no qual  $v$  não tem vizinhos. A bipartição está completa.

## Projeto por indução - Erros comuns

O que há de **errado** com o seguinte (esboço de um) algoritmo recursivo para verificar se um grafo conexo é bipartido?

- ▶ Sejam  $G$  um grafo conexo,  $v$  um vértice de  $G$  e considere o grafo  $G' = G - \{v\}$ .
- ▶ Se  $G'$  não for bipartido, então  $G$  também não é. Caso contrário, sejam  $A$  e  $B$  os dois conjuntos da bipartição de  $G'$  obtidos recursivamente.
- ▶ Considere agora o vértice  $v$  e sua relação com os vértices de  $A$  e  $B$ .
- ▶ Se  $v$  tiver um vizinho em  $A$  e outro em  $B$ , então  $G$  não é bipartido (já que a bipartição, se existir, deve ser única).
- ▶ Caso contrário, adicione  $v$  a  $A$  ou  $B$ , o conjunto no qual  $v$  não tem vizinhos. A bipartição está completa.

## Divisão e Conquista

# Projeto de Algoritmos por Divisão e Conquista

- ▶ Revisando: Um algoritmo de **divisão e conquista** resolve um problema:
  - ▶ obtendo soluções para subproblemas recursivamente;
  - ▶ combinando as soluções parciais de (um ou mais)
- ▶ É mais um paradigma de projeto de algoritmos baseado no princípio da indução.
- ▶ Informalmente podemos dizer que:
  - ▶ o **paradigma incremental** utiliza **indução fraca**
  - ▶ o **paradigma de divisão e conquista** utiliza **indução forte**
- ▶ É natural, portanto, demonstrar a correção de algoritmos de divisão e conquista por indução.

# Projeto de Algoritmos por Divisão e Conquista

- ▶ **Revisando:** Um algoritmo de **divisão e conquista** resolve um problema:
  - ▶ obtendo soluções para subproblemas recursivamente;
  - ▶ combinando as soluções parciais de (um ou mais)
- ▶ É mais um paradigma de projeto de algoritmos baseado no princípio da indução.
- ▶ Informalmente podemos dizer que:
  - ▶ o **paradigma incremental** utiliza **indução fraca**
  - ▶ o **paradigma de divisão e conquista** utiliza **indução forte**
- ▶ É natural, portanto, demonstrar a correção de algoritmos de divisão e conquista por indução.

# Projeto de Algoritmos por Divisão e Conquista

- ▶ **Revisando:** Um algoritmo de **divisão e conquista** resolve um problema:
  - ▶ obtendo soluções para subproblemas recursivamente;
  - ▶ combinando as soluções parciais de (um ou mais)
- ▶ É mais um paradigma de projeto de algoritmos baseado no princípio da indução.
- ▶ Informalmente podemos dizer que:
  - ▶ o **paradigma incremental** utiliza **indução fraca**
  - ▶ o **paradigma de divisão e conquista** utiliza **indução forte**
- ▶ É natural, portanto, demonstrar a correção de algoritmos de divisão e conquista por indução.

# Projeto de Algoritmos por Divisão e Conquista

- ▶ **Revisando:** Um algoritmo de **divisão e conquista** resolve um problema:
  - ▶ obtendo soluções para subproblemas recursivamente;
  - ▶ combinando as soluções parciais de (um ou mais)
- ▶ É mais um paradigma de projeto de algoritmos baseado no princípio da indução.
- ▶ Informalmente podemos dizer que:
  - ▶ o **paradigma incremental** utiliza **indução fraca**
  - ▶ o **paradigma de divisão e conquista** utiliza **indução forte**
- ▶ É natural, portanto, demonstrar a correção de algoritmos de divisão e conquista por indução.

# Projeto de Algoritmos por Divisão e Conquista

- ▶ **Revisando:** Um algoritmo de **divisão e conquista** resolve um problema:
  - ▶ obtendo soluções para subproblemas recursivamente;
  - ▶ combinando as soluções parciais de (um ou mais)
- ▶ É mais um paradigma de projeto de algoritmos baseado no princípio da indução.
- ▶ Informalmente podemos dizer que:
  - ▶ o **paradigma incremental** utiliza **indução fraca**
  - ▶ o **paradigma de divisão e conquista** utiliza **indução forte**
- ▶ É natural, portanto, demonstrar a correção de algoritmos de divisão e conquista por indução.

# Algoritmo Genérico

## DIVISAO-CONQUISTA( $x$ )

▷ **Entrada:** A instância  $x$

▷ **Saída:** Solução  $y$  do problema em questão para  $x$

1 **se**  $x$  é suficientemente pequeno **então**

▷  $Solucao(x)$  algoritmo para pequenas instâncias

2 **retorne**  $Solucao(x)$

3 **senão**

▷ divisão

4 decomponha  $x$  em instâncias menores  $x_1, x_2, \dots, x_k$

5 **para**  $i$  de 1 até  $k$  **faça**  $y_i := \text{DIVISAO-CONQUISTA}(x_i)$

▷ conquista

6 combine as soluções  $y_i$  para obter a solução  $y$  de  $x$ .

7 **retorne** ( $y$ )

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 1

## Exponenciação

### Problema:

Calcular  $a^n$ , para todo real  $a$  e inteiro  $n \geq 0$ .

### Primeira solução, por indução fraca:

- ▶ Caso base:  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ Hipótese de indução: *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^{n-1}$ .*
- ▶ Passo da indução: Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução, sei calcular  $a^{n-1}$ . Então, calculo  $a^n$  multiplicando  $a^{n-1}$  por  $a$ .

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 1

## Exponenciação

### Problema:

Calcular  $a^n$ , para todo real  $a$  e inteiro  $n \geq 0$ .

### Primeira solução, por indução fraca:

- ▶ Caso base:  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ Hipótese de indução: *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^{n-1}$ .*
- ▶ Passo da indução: Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução, sei calcular  $a^{n-1}$ . Então, calculo  $a^n$  multiplicando  $a^{n-1}$  por  $a$ .

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 1

## Exponenciação

### Problema:

Calcular  $a^n$ , para todo real  $a$  e inteiro  $n \geq 0$ .

### Primeira solução, por indução fraca:

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ **Hipótese de indução:** *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^{n-1}$ .*
- ▶ **Passo da indução:** Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução, sei calcular  $a^{n-1}$ . Então, calculo  $a^n$  multiplicando  $a^{n-1}$  por  $a$ .

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 1

## Exponenciação

### Problema:

Calcular  $a^n$ , para todo real  $a$  e inteiro  $n \geq 0$ .

### Primeira solução, por indução fraca:

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ **Hipótese de indução:** *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^{n-1}$ .*
- ▶ **Passo da indução:** Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução, sei calcular  $a^{n-1}$ . Então, calculo  $a^n$  multiplicando  $a^{n-1}$  por  $a$ .

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 1

## Exponenciação

### Problema:

Calcular  $a^n$ , para todo real  $a$  e inteiro  $n \geq 0$ .

### Primeira solução, por indução fraca:

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ **Hipótese de indução:** *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^{n-1}$ .*
- ▶ **Passo da indução:** Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução, sei calcular  $a^{n-1}$ . Então, calculo  $a^n$  multiplicando  $a^{n-1}$  por  $a$ .

## Exemplo 1 - Solução 1 - Algoritmo

**EXPONENCIACAO**( $a, n$ )

▷ **Entrada:** A base  $a$  e o expoente  $n$ .

▷ **Saída:** O valor de  $a^n$ .

```
1  se  $n = 0$  então
2      retorne (1) {caso base}
3  senão
4       $an' := \text{EXPONENCIACAO}(a, n - 1)$ 
5       $an := an' * a$ 
6  retorne ( $an$ )
```

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo para calcular  $a^n$ .

Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(n-1) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

onde  $c_1$  e  $c_2$  representam, respectivamente, o tempo (constante) executado na atribuição da base e multiplicação do passo.

Neste caso, não é difícil ver que

$$T(n) = c_1 + \sum_{i=1}^n c_2 = c_1 + nc_2 = \Theta(n).$$

Este algoritmo é linear no tamanho da entrada?

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo para calcular  $a^n$ .

Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(n-1) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

onde  $c_1$  e  $c_2$  representam, respectivamente, o tempo (constante) executado na atribuição da base e multiplicação do passo.

Neste caso, não é difícil ver que

$$T(n) = c_1 + \sum_{i=1}^n c_2 = c_1 + nc_2 = \Theta(n).$$

Este algoritmo é linear no tamanho da entrada?

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo para calcular  $a^n$ .

Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(n-1) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

onde  $c_1$  e  $c_2$  representam, respectivamente, o tempo (constante) executado na atribuição da base e multiplicação do passo.

Neste caso, não é difícil ver que

$$T(n) = c_1 + \sum_{i=1}^n c_2 = c_1 + nc_2 = \Theta(n).$$

Este algoritmo é linear no tamanho da entrada?

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo para calcular  $a^n$ .

Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(n-1) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

onde  $c_1$  e  $c_2$  representam, respectivamente, o tempo (constante) executado na atribuição da base e multiplicação do passo.

Neste caso, não é difícil ver que

$$T(n) = c_1 + \sum_{i=1}^n c_2 = c_1 + nc_2 = \Theta(n).$$

Este algoritmo é linear no tamanho da entrada?

## Exemplo 1 - Solução 1 - Complexidade

Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo para calcular  $a^n$ .

Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(n-1) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

onde  $c_1$  e  $c_2$  representam, respectivamente, o tempo (constante) executado na atribuição da base e multiplicação do passo.

Neste caso, não é difícil ver que

$$T(n) = c_1 + \sum_{i=1}^n c_2 = c_1 + nc_2 = \Theta(n).$$

**Este algoritmo é linear no tamanho da entrada?**

## Exemplo 1 - Solução 2 - Divisão e Conquista

Vamos agora projetar um algoritmo para o problema usando indução forte de forma a obter um algoritmo de divisão e conquista.

### Segunda solução, por indução forte:

- ▶ Caso base:  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ Hipótese de indução: *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^k$ , para todo  $k < n$ .*
- ▶ Passo da indução: Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução sei calcular  $a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$ . Então, calculo  $a^n$  da seguinte forma:

$$a^n = \begin{cases} \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ par;} \\ a \cdot \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ ímpar.} \end{cases}$$

## Exemplo 1 - Solução 2 - Divisão e Conquista

Vamos agora projetar um algoritmo para o problema usando indução forte de forma a obter um algoritmo de divisão e conquista.

### Segunda solução, por indução forte:

- ▶ Caso base:  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ Hipótese de indução: *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^k$ , para todo  $k < n$ .*
- ▶ Passo da indução: Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução sei calcular  $a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$ . Então, calculo  $a^n$  da seguinte forma:

$$a^n = \begin{cases} \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ par;} \\ a \cdot \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ ímpar.} \end{cases}$$

## Exemplo 1 - Solução 2 - Divisão e Conquista

Vamos agora projetar um algoritmo para o problema usando indução forte de forma a obter um algoritmo de divisão e conquista.

### Segunda solução, por indução forte:

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ **Hipótese de indução:** *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^k$ , para todo  $k < n$ .*
- ▶ **Passo da indução:** Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução sei calcular  $a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$ . Então, calculo  $a^n$  da seguinte forma:

$$a^n = \begin{cases} \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ par;} \\ a \cdot \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ ímpar.} \end{cases}$$

## Exemplo 1 - Solução 2 - Divisão e Conquista

Vamos agora projetar um algoritmo para o problema usando indução forte de forma a obter um algoritmo de divisão e conquista.

### Segunda solução, por indução forte:

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ **Hipótese de indução:** *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^k$ , para todo  $k < n$ .*
- ▶ **Passo da indução:** Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução sei calcular  $a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$ . Então, calculo  $a^n$  da seguinte forma:

$$a^n = \begin{cases} \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ par;} \\ a \cdot \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ ímpar.} \end{cases}$$

## Exemplo 1 - Solução 2 - Divisão e Conquista

Vamos agora projetar um algoritmo para o problema usando indução forte de forma a obter um algoritmo de divisão e conquista.

### Segunda solução, por indução forte:

- ▶ **Caso base:**  $n = 0$ ;  $a^0 = 1$ .
- ▶ **Hipótese de indução:** *Suponha que, para qualquer inteiro  $n > 0$  e real  $a$ , sei calcular  $a^k$ , para todo  $k < n$ .*
- ▶ **Passo da indução:** Queremos provar que conseguimos calcular  $a^n$ , para  $n > 0$ . Por hipótese de indução sei calcular  $a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$ . Então, calculo  $a^n$  da seguinte forma:

$$a^n = \begin{cases} \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ par;} \\ a \cdot \left(a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}\right)^2, & \text{se } n \text{ ímpar.} \end{cases}$$

## Exemplo 1 - Solução 2 - Algoritmo

### EXPONENCIACAO-DC( $a, n$ )

▷ Entrada: A base  $a$  e o expoente  $n$ .

▷ Saída: O valor de  $a^n$ .

1 se  $n = 0$  então

2     retorne (1) {caso base}

3 senão

    ▷ divisão

4      $an' := \text{EXPONENCIACAO-DC}(a, n \text{ div } 2)$

    ▷ conquista

5      $an := an' * an'$

6     se  $(n \bmod 2) = 1$

7          $an := an * a$

8     retorne ( $an$ )

## Exemplo 1 - Solução 2 - Complexidade

- ▶ Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo de divisão e conquista para calcular  $a^n$ .
- ▶ Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(\lfloor \frac{n}{2} \rfloor) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . Por quê?

## Exemplo 1 - Solução 2 - Complexidade

- ▶ Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo de divisão e conquista para calcular  $a^n$ .
- ▶ Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(\lfloor \frac{n}{2} \rfloor) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . Por quê?

## Exemplo 1 - Solução 2 - Complexidade

- ▶ Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo de divisão e conquista para calcular  $a^n$ .
- ▶ Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(\lfloor \frac{n}{2} \rfloor) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . Por quê?

## Exemplo 1 - Solução 2 - Complexidade

- ▶ Seja  $T(n)$  o número de operações executadas pelo algoritmo de divisão e conquista para calcular  $a^n$ .
- ▶ Então a relação de recorrência deste algoritmo é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 0 \\ T(\lfloor \frac{n}{2} \rfloor) + c_2, & n > 0, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . **Por quê?**

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 2

## Busca Binária

### Problema:

Dado um vetor ordenado  $A$  com  $n$  números reais e um real  $x$ , determinar a posição  $1 \leq i \leq n$  tal que  $A[i] = x$ , ou que não existe tal  $i$ .

- ▶ O projeto de um algoritmo para este problema usando indução simples, nos leva a um algoritmo incremental de complexidade de pior caso  $\Theta(n)$ . **Pense em como seria a indução!**
- ▶ Se utilizarmos indução forte para projetar o algoritmo, podemos obter um algoritmo de divisão e conquista que nos leva ao algoritmo de busca binária. **Pense na indução!**
- ▶ Como o vetor está ordenado, conseguimos determinar, com apenas uma comparação, que *metade* das posições do vetor não pode conter o valor  $x$ .

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 2

## Busca Binária

### Problema:

Dado um vetor ordenado  $A$  com  $n$  números reais e um real  $x$ , determinar a posição  $1 \leq i \leq n$  tal que  $A[i] = x$ , ou que não existe tal  $i$ .

- ▶ O projeto de um algoritmo para este problema usando indução simples, nos leva a um algoritmo incremental de complexidade de pior caso  $\Theta(n)$ . **Pense em como seria a indução!**
- ▶ Se utilizarmos indução forte para projetar o algoritmo, podemos obter um algoritmo de divisão e conquista que nos leva ao algoritmo de busca binária. **Pense na indução!**
- ▶ Como o vetor está ordenado, conseguimos determinar, com apenas uma comparação, que *metade* das posições do vetor não pode conter o valor  $x$ .

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 2

## Busca Binária

### Problema:

Dado um vetor ordenado  $A$  com  $n$  números reais e um real  $x$ , determinar a posição  $1 \leq i \leq n$  tal que  $A[i] = x$ , ou que não existe tal  $i$ .

- ▶ O projeto de um algoritmo para este problema usando indução simples, nos leva a um algoritmo incremental de complexidade de pior caso  $\Theta(n)$ . **Pense em como seria a indução!**
- ▶ Se utilizarmos indução forte para projetar o algoritmo, podemos obter um algoritmo de divisão e conquista que nos leva ao algoritmo de busca binária. **Pense na indução!**
- ▶ Como o vetor está ordenado, conseguimos determinar, com apenas uma comparação, que *metade* das posições do vetor não pode conter o valor  $x$ .

# Projeto por Divisão e Conquista - Exemplo 2

## Busca Binária

### Problema:

Dado um vetor ordenado  $A$  com  $n$  números reais e um real  $x$ , determinar a posição  $1 \leq i \leq n$  tal que  $A[i] = x$ , ou que não existe tal  $i$ .

- ▶ O projeto de um algoritmo para este problema usando indução simples, nos leva a um algoritmo incremental de complexidade de pior caso  $\Theta(n)$ . **Pense em como seria a indução!**
- ▶ Se utilizarmos indução forte para projetar o algoritmo, podemos obter um algoritmo de divisão e conquista que nos leva ao algoritmo de busca binária. **Pense na indução!**
- ▶ Como o vetor está ordenado, conseguimos determinar, com apenas uma comparação, que *metade* das posições do vetor não pode conter o valor  $x$ .

## Exemplo 2 - Algoritmo

**BUSCA-BINARIA**( $A, e, d, x$ )

▷ **Entrada:** Vetor  $A$ , delimitadores  $e$  e  $d$  do subvetor e  $x$ .

▷ **Saída:** Índice  $1 \leq i \leq n$  tal que  $A[i] = x$  ou  $i = 0$ .

```
1  se  $e = d$  então se  $A[e] = x$  então retorne ( $e$ )
2      senão retorne (0)
3  senão
4       $i := (e + d) \text{ div } 2$ 
5      se  $A[i] = x$  retorne ( $i$ )
6      senão se  $A[i] > x$ 
7           $i := \text{BUSCA-BINARIA}(A, e, i - 1, x)$ 
8          senão  $\{A[i] < x\}$ 
9           $i := \text{BUSCA-BINARIA}(A, i + 1, d, x)$ 
10 retorne ( $i$ )
```

## Exemplo 2 - Complexidade

- ▶ O número de operações  $T(n)$  executadas na busca binária no pior caso é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 1 \\ T(\lceil \frac{n}{2} \rceil) + c_2, & n > 1, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . **Por quê?**
- ▶ O algoritmo de busca binária (divisão e conquista) tem complexidade de pior caso  $\Theta(\log n)$ , que é assintoticamente melhor que o algoritmo de busca linear (incremental).
- ▶ **E se o vetor não estivesse ordenado, qual paradigma nos levaria a um algoritmo assintoticamente melhor?**

## Exemplo 2 - Complexidade

- ▶ O número de operações  $T(n)$  executadas na busca binária no pior caso é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 1 \\ T(\lceil \frac{n}{2} \rceil) + c_2, & n > 1, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . Por quê?
- ▶ O algoritmo de busca binária (divisão e conquista) tem complexidade de pior caso  $\Theta(\log n)$ , que é assintoticamente melhor que o algoritmo de busca linear (incremental).
- ▶ E se o vetor não estivesse ordenado, qual paradigma nos levaria a um algoritmo assintoticamente melhor?

## Exemplo 2 - Complexidade

- ▶ O número de operações  $T(n)$  executadas na busca binária no pior caso é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 1 \\ T(\lceil \frac{n}{2} \rceil) + c_2, & n > 1, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . **Por quê?**
- ▶ O algoritmo de busca binária (divisão e conquista) tem complexidade de pior caso  $\Theta(\log n)$ , que é assintoticamente melhor que o algoritmo de busca linear (incremental).
- ▶ E se o vetor não estivesse ordenado, qual paradigma nos levaria a um algoritmo assintoticamente melhor?

## Exemplo 2 - Complexidade

- ▶ O número de operações  $T(n)$  executadas na busca binária no pior caso é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 1 \\ T(\lceil \frac{n}{2} \rceil) + c_2, & n > 1, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . **Por quê?**
- ▶ O algoritmo de busca binária (divisão e conquista) tem complexidade de pior caso  $\Theta(\log n)$ , que é assintoticamente melhor que o algoritmo de busca linear (incremental).
- ▶ E se o vetor não estivesse ordenado, qual paradigma nos levaria a um algoritmo assintoticamente melhor?

## Exemplo 2 - Complexidade

- ▶ O número de operações  $T(n)$  executadas na busca binária no pior caso é:

$$T(n) = \begin{cases} c_1, & n = 1 \\ T(\lceil \frac{n}{2} \rceil) + c_2, & n > 1, \end{cases}$$

- ▶ Não é difícil ver que  $T(n) \in \Theta(\log n)$ . **Por quê?**
- ▶ O algoritmo de busca binária (divisão e conquista) tem complexidade de pior caso  $\Theta(\log n)$ , que é assintoticamente melhor que o algoritmo de busca linear (incremental).
- ▶ **E se o vetor não estivesse ordenado, qual paradigma nos levaria a um algoritmo assintoticamente melhor?**