

# Projeto e Análise de Algoritmos

Flávio L. C. de Moura\*

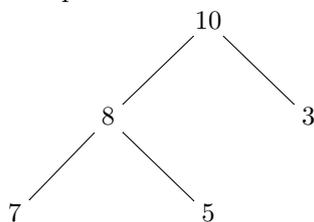
## 1 Heapsort

Estudaremos um novo algoritmo de ordenação baseado em comparação de chaves, mas bem diferente dos algoritmos (*insertion sort* e *mergesort*) vistos anteriormente. Este novo algoritmo, conhecido como *heapsort*, possui tempo de execução  $O(n \cdot \log n)$ , como *mergesort*, e o processo de ordenação é feito *in place* (como em *insertion sort*). Portanto *heapsort* combina as vantagens de *insertion sort* e *mergesort*. A estrutura de dados utilizada por este algoritmo é conhecida como *heap*:

**Definição 1.1.** Um *heap* (binário)  $T$  é uma estrutura de dados que corresponde a uma árvore binária com chaves associadas aos nós, sendo uma chave por nó, que satisfaz às seguintes condições:

1.  $T$  é uma árvore binária completa em todos os níveis, exceto possivelmente o último nível;
2. Todos os caminhos para uma folha do último nível estão à esquerda de todos os caminhos para uma folha do penúltimo nível;
3. A chave de cada nó é maior ou igual do que a chave dos seus filhos.

Os itens 1 e 2 da definição acima caracterizam a chamada de **propriedade do corpo do heap**. O item 3 corresponde a **propriedade de heap** (de máximo). Assim, em um *heap* o nó mais à direita pode ter apenas um filho à esquerda, mas não pode ter somente um filho à direita. Todos os outros nós internos possuem dois filhos.



A grande vantagem da estrutura de *heap* é que ela permite a implementação das operações de inserção de um novo elemento (ou uma nova chave), e extração do maior elemento (maior chave) em tempo logarítmico. Note que em um vetor (ou em uma lista) contendo  $n$  elementos, a inserção pode ser feita em tempo constante, mas a extração do maior elemento vai exigir, no pior caso, uma busca em todo o vetor (ou lista), o que tem custo linear. A estrutura de *heap* suporta simultaneamente as duas operações, e como veremos, de forma assintoticamente mais eficiente do que em listas ou vetores.

Um *heap* binário pode ser implementado como um subvetor de um vetor  $A$ , onde somente os elementos em  $A[1..A.\text{heap-size}]$  ( $0 \leq A.\text{heap-size} \leq A.\text{length}$ ) são elementos válidos do *heap*. A raiz do *heap* é  $A[1]$ , e dado o índice  $i$  de um nó, o índice do filho à esquerda (resp. direita) é  $2i$  (resp.  $2i + 1$ ), enquanto que o índice do nó correspondente ao pai do nó de índice  $i$  é igual a  $\lfloor i/2 \rfloor$ .

Alguns autores chamam a estrutura definida acima de *heap* de máximo (ou *max-heap*), isto é, um *heap* onde todo nó  $i$  diferente da raiz é tal que  $A[\lfloor i/2 \rfloor] \geq A[i]$ . Analogamente, podemos definir um *heap* de mínimo (ou *min-heap*) considerando que todo nó  $i$  diferente da raiz é tal que  $A[\lfloor i/2 \rfloor] \leq A[i]$ .

Desta forma, o maior (resp. menor) elemento de um *max-heap* (resp. *min-heap*) é armazenado na raiz, e a subárvore com raiz em um determinado nó contém apenas valores que são menores ou iguais (resp. que são maiores ou iguais) ao valor deste nó. O algoritmo *heapsort* utiliza *max-heaps*, e portanto

---

\*flaviomoura@unb.br

o primeiro passo do algoritmo será transformar o vetor  $A$  em um *max-heap*. Este trabalho é feito pelo algoritmo a seguir:

---

**Algorithm 1:** Build-Max-Heap( $A$ )

---

```

1 A.heap-size = A.length;
2 for  $i = \lfloor A.length/2 \rfloor$  downto 1 do
3   | Max-Heapify( $A, i$ );
4 end
```

---

**Exercício 1.2.** *Mostre que na representação vetorial de um heap com  $n$  elementos, as folhas são os elementos do vetor com índices  $\lfloor n/2 \rfloor + 1, \lfloor n/2 \rfloor + 2, \dots, n$ .*

**Exercício 1.3.** *Faça a análise assintótica do algoritmo Build-Max-Heap.*

O algoritmo Build-Max-Heap constrói o *max-heap* de baixo para cima a partir do primeiro vértice que não é uma folha, e o algoritmo Max-Heapify( $A, i$ ) reconstrói um *max-heap* a partir de uma árvore cuja raiz  $A[i]$  seja o único elemento que precise ser reposicionado, ou seja, as subárvores com raiz  $A[2i]$  e  $A[2i + 1]$  já são *max-heaps*:

---

**Algorithm 2:** Max-Heapify( $A, i$ )

---

```

1  $l = 2i$ ;
2  $r = 2i + 1$ ;
3 if  $l \leq A.heap-size$  and  $A[l] > A[i]$  then
4   |  $largest = l$ ;
5 end
6 else
7   |  $largest = i$ ;
8 end
9 if  $r \leq A.heap-size$  and  $A[r] > A[largest]$  then
10  |  $largest = r$ ;
11 end
12 if  $largest \neq i$  then
13   | exchange  $A[i]$  with  $A[largest]$ ;
14   | Max-Heapify( $A, largest$ );
15 end
```

---

**Exercício 1.4.** *Mostre que, em um heap com  $n$  elementos e raiz  $A[i]$ , cada uma das subárvores com raiz em  $2i$  e  $2i + 1$  têm, no máximo,  $2n/3$  elementos.*

Considerando o fato estabelecido no exercício anterior, temos que o tempo de execução de Max-Heapify é dado pela recorrência

$$T(n) \leq T(2n/3) + \Theta(1) \tag{1}$$

que, pelo teorema mestre, tem solução  $O(\lg n)$ .

**Só prossiga com a leitura após resolver o exercício 1.3**, e então compare a sua solução com o parágrafo a seguir.

Qual o tempo de execução do procedimento Build-Max-Heap( $A$ )? Temos a seguinte cota superior, considerando um *heap* com  $n$  elementos:  $\sum_{i=1}^{n/2} O(\lg n) = O(\lg n \cdot \sum_{i=1}^{n/2} 1) = O(\lg n \cdot (n/2)) = O(n \cdot \lg n)$ . No entanto, esta cota, apesar de correta, não é a mais precisa que podemos encontrar. De fato, se observarmos que:

1. A altura do  $n$ -ésimo elemento de um *heap* é igual a  $\lceil \lg n \rceil$ .
2. Um *heap* com  $n$  elementos possui, no máximo,  $\lceil n/2^{h+1} \rceil$  nós com altura  $h$ .

Então, observando que Max-Heapify tem complexidade  $O(h)$  quando executado em um nó de altura  $h$ , concluímos que o tempo de execução de Build-Max-Heap( $A$ ), assumindo que  $A$  possui  $n$  elementos, tem a seguinte cota superior:  $\sum_{h=0}^{\lfloor \lg n \rfloor} \lceil n/2^{h+1} \rceil \cdot O(h) = O(n \cdot \sum_{h=0}^{\lfloor \lg n \rfloor} \lceil h/2^{h+1} \rceil) = O(n)$ , pois  $\sum_{h=0}^{\lfloor \lg n \rfloor} h/2^{h+1} \leq \sum_{h=0}^{\infty} h/2^{h+1}$ , que por sua vez converge. Assim, um *heap* pode ser construído em tempo linear.

**Exercício 1.5.** Prove a seguinte invariante de laço, e conclua que o algoritmo Build-Max-Heap é correto:

No início de cada iteração do laço **for** (linhas 2-4), cada nó nas posições  $i + 1, i + 2, \dots, n$  é a raiz de um max-heap.

O algoritmo *heapsort* recebe como argumento um vetor  $A$  qualquer contendo  $n > 0$  elementos, e inicialmente o transforma em um *max-heap*. Neste momento, sabemos que a raiz do *heap* contém o maior elemento do vetor  $A$ , que pode então ser movido para sua posição correta. Em seguida, decrementamos o tamanho do *heap* em uma unidade, e repetimos o processo:

---

**Algorithm 3:** Heapsort( $A$ )

---

```

1 Build-Max-Heap( $A$ );
2 for  $i = A.length$  downto 2 do
3   exchange  $A[1]$  with  $A[i]$ ;
4    $A.heap\text{-}size = A.heap\text{-}size - 1$ ;
5   Max-Heapify( $A, 1$ );
6 end
```

---

A complexidade de Heapsort( $A$ ) no pior caso, se  $A$  é um vetor com  $n > 0$  elementos, é  $O(n) + \sum_{i=2}^n O(\lg n) = O(n) + O(\lg n \cdot \sum_{i=2}^n 1) = O(n) + O((n-1) \cdot \lg n) = O(n \cdot \lg n)$ .

**Exercício 1.6.** Mostre que a complexidade de tempo de Max-Heapify no pior caso é  $\Omega(\lg n)$ .

**Exercício 1.7.** Mostre que a complexidade de tempo de Heapsort no pior caso é  $\Omega(n \lg n)$ , e conclua que a complexidade de Heapsort é  $\Theta(n \cdot \lg n)$ .

**Exercício 1.8.** Prove a correção do algoritmo Heapsort utilizando a seguinte invariante:

No início de cada iteração do laço **for** (linhas 2-6), o subvetor  $A[1..i]$  é um max-heap que contém os  $i$  menores elementos do vetor  $A[1..n]$ , e o subvetor  $A[i+1..n]$  está ordenado e contém os  $n-i$  maiores elementos do vetor  $A[1..n]$ .

## 1.1 Leitura complementar:

1. [1] (Capítulo 6)
2. [2] (Capítulo 6, seção 6.4)

## Referências

- [1] T. H. Cormen, C. E. Leiserson, R. L. Rivest, and C. Stein. *Introduction to Algorithms, Third Edition*. The MIT Press, 3rd edition, 2009.
- [2] A. V. Levitin. *Introduction to the Design and Analysis of Algorithms, Third Edition*. Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc., Boston, MA, USA, 2012.