

Trabalho Prático de Matemática Discreta: Análise de Algoritmos de Ordenação

August 18, 2021

Membro 1	Guilherme Martins Machado
Membro 2	Lucas Pascoal
Membro 3	Nome

1 Descrição e Análise do Algoritmo 1

Nosso pseudocódigo para ordenação por inserção é apresentado como um procedimento denominado *Insertion Sort*, que toma como parâmetro um arranjo $A[1..n]$ contendo uma sequência de comprimento n que deverá ser ordenada. (No código, o número n de elementos em A é denotado por A comprimento.) O algoritmo ordena os números da entrada no lugar: reorganiza os números dentro do arranjo A , com no máximo um número constante deles armazenado fora do arranjo em qualquer instante. O arranjo de entrada A conterá a sequência de saída ordenada quando Insertion-Sort terminar.

```
1  INSERTION-SORT(A)
2      for j = 2 to A.comprimento
3          chave = A[j]
4          // Inserir A[j] na sequencia ordenada A[1..j-1]
5          i = j - 1
6          while i > 0 and A[i] > chave
7              A[i+1] = A[i]
8              i = i - 1
9          A[i+1] = chave
```

Esse algoritmo funciona para $A = \{5, 2, 4, 6, 1, 3\}$. O índice j indica a “carta atual” que está sendo inserida na mão. No início de cada iteração do laço **for**, indexado por j , o subarranjo que consiste nos elementos $A[1..j-1]$ constitui a mão ordenada atualmente e o subconjunto remanescente $A[j..n]$ corresponde à pilha de cartas que ainda está sobre a mesa. Na verdade, os elementos $A[1..j-1]$ são os que estavam originalmente nas posições 1 a $j-1$, mas agora em sequência ordenada. Afirmamos essas propriedades de $A[1..j-1]$ formalmente como um de invariante de laço:

2 Descrição e Análise do Algoritmo 2

O algoritmo quicksort é um método de ordenação muito rápido e eficiente, inventado por C.A.R. Hoare em 1960. O Quicksort é o algoritmo mais eficiente na ordenação por comparação. Nele se escolhe um elemento chamado de pivô, a partir disto é organizada a lista para que todos os números anteriores a ele sejam menores que ele, e todos os números posteriores a ele sejam maiores que ele. Ao final desse processo o número pivô já está em sua posição final. Os dois grupos desordenados recursivamente sofreram o mesmo processo até que a lista esteja ordenada.

O quicksort, como a ordenação por intercalação, aplica o paradigma de divisão e conquista. Descrevemos a seguir, o processo de três etapas do método de divisão e conquista para ordenar um subarranjo típico $A[p..r]$. Divisão: Particionar (reorganizar) o arranjo $A[p..r]$ em dois subarranjos (possivelmente vazios) $A[p..q - 1]$ e $A[q + 1..r]$ tais que, cada elemento de $A[p..q - 1]$ é menor ou igual a $A[q]$ que, por sua vez, é menor ou igual a cada elemento de $A[q + 1..r]$. Calcular o índice q como parte desse procedimento de particionamento. Conquista: Ordenar os dois subarranjos $A[p..q - 1]$ e $A[q + 1..r]$ por chamadas recursivas a quicksort. Combinação: Como os subarranjos já estão ordenados, não é necessário nenhum trabalho para combiná-los: o arranjo $A[p..r]$ inteiro agora está ordenado. O seguinte procedimento implementa o quicksort.

```
1 QUICK_SORT(A,p,r)
2   if p<r
3       q = PARTITION(A, p, r)
4       QUICKSORT(A, p, q-1)
5       QUICKSORT(A, q+1, r)
```

Para ordenar um arranjo A , inteiro, a chamada inicial é $\text{QUICKSORT}(A, 1, A \text{ comprimento})$. O particionamento do arranjo A para o algoritmo é chamado procedimento PARTITION , que reorganiza o subarranjo $A[p..r]$ no lugar.

```
1 PARTITION(A, p, r)
2   x = A[r]
3   i = p - 1
4   for j = p to r - 1
5       if A[j] <= x
6           i = i + 1
7           trocar A[i] por A[j]
8   trocar A[i + 1] por A[r]
9   return i + 1
```

O código acima mostra o funcionamento da função PARTITION para um arranjo de $r - p$ elementos. PARTITION sempre seleciona um elemento $x = A[r]$ como um elemento pivô ao redor do qual particionar o subarranjo $A[p..r]$. À medida que é executado, o procedimento reparte o arranjo em quatro regiões (possivelmente vazias). No início de cada iteração do laço for nas linhas 3–6.

3 Análise Assintótica

Representação em Ozão ou Theta da complexidade do algoritmo 1 no melhor e pior caso em relação ao tempo de execução:

- Para o melhor caso:

$$\sum_{i=1}^{n-1} 1 = n - 1 = O(n) \quad (1)$$

- Para o pior caso:

$$\sum_{i=1}^{n-1} i = \frac{(n-1)n}{2} = \frac{n^2}{2} - \frac{n}{2} = O(n^2) \quad (2)$$

Representação em Ozão ou Theta da complexidade do algoritmo 2 no melhor e pior caso em relação ao tempo de execução:

Na divisão mais equitativa possível, PARTITION produz dois subproblemas, cada um de tamanho não maior que $n/2$, já que um é de tamanho $n/2$ e o outro é de tamanho $n/2 - 1$. Nesse caso, a execução do quicksort é muito mais rápida. Então, a recorrência para o tempo de execução é

- Para o melhor caso:

$$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + \theta(n) \quad (3)$$

onde toleramos o desleixo de ignorar o piso e o teto e de subtrair 1. Pelo caso 2 do teorema mestre, a solução dessa recorrência é $T(n) = Q(n \lg n)$. Balanceando igualmente os dois lados da partição em todo nível da recursão, obtemos um algoritmo assintoticamente mais rápido.

Particionamento no pior caso 0 para o quicksort ocorre quando a rotina de particionamento produz um subproblema com $n - 1$ elementos e um com 0 elementos. Vamos considerar que esse particionamento não balanceado surja em cada chamada recursiva. O particionamento custa o tempo $Q(n)$. Visto que a chamada recursiva para um arranjo de tamanho 0 apenas retorna, $T(0) = Q(1)$ e a recorrência para o tempo de execução é

- Para o pior caso:

$$T(n) = T(n - 1) + T(0) + \theta(n) = T(n - 1) + \theta(n) \quad (4)$$

Intuitivamente, se somarmos os custos incorridos em cada nível da recursão, obteremos uma série aritmética (equação (A.2)), cujo valor chega a $Q(n^2)$. Na realidade, é simples usar o método de substituição para provar que a recorrência $T(n) = T(n - 1) + Q(n)$ tem a solução $T(n) = Q(n^2)$. Assim, se o particionamento é maximamente não balanceado em todo nível recursivo do algoritmo, o tempo de execução é $Q(n^2)$. Portanto, o tempo de execução do pior caso do quicksort não é melhor que o da ordenação por inserção. Além disso, o tempo de execução $Q(n^2)$ ocorre quando o arranjo de entrada já está completamente ordenado — uma situação comum na qual a ordenação por inserção é executada no tempo $O(n)$.

3.1 Debate a respeito de quais algoritmos são mais eficientes em diferentes cenários

Insertion Sort é um algoritmo simples e eficiente quando aplicado em pequenas listas. Neste algoritmo a lista é percorrida da esquerda para a direita. A medida que avança, deixa os elementos mais à esquerda ordenados.

Quick Sort (em português, “ordenação rápida”) tem tempo de execução do pior caso de $Q(n^2)$ para um arranjo de entrada de n números. Apesar desse tempo de execução lento para o pior caso, muitas vezes, o quicksort é a melhor opção prática para ordenação, devido à sua notável eficiência na média. Seu tempo de execução esperado é $Q(n \lg n)$, e os fatores constantes ocultos na notação $Q(n \lg n)$ são bastante pequenos. Também apresenta a vantagem de “ordenar no lugar” e funciona bem até mesmo em ambientes de memória virtual

4 Análise Experimental

4.1 Metodologia

Os testes foram executados em um computador pessoal com:

- 16 GB de memória RAM, 2400 MHz
- CPU Ryzen 5600x

Uma bateria de 100 chamadas a ambos algoritmos é feita a cada teste, realizando uma média entre o tempo em microssegundos de todas as chamadas ao final do processo. Ao todo 200 testes foram feitos para ambos os algoritmos, com arranjos de 2 a 200 elementos.

Os elementos são constituídos única e exclusivamente de números inteiros entre 0 e 1000; são gerados aleatoriamente pelas funções `rand()` e `srand()`, tendo como sua “semente” o tempo interno da máquina de testes.

Uma implementação *in house* de ambos os algoritmos escrita na linguagem de programação C foi feita pelos pesquisadores para averiguar a facilidade de implementação e performance.

4.2 Implementações

Como dito anteriormente, a ferramenta é uma função timer simples, `get_time()`, que tem como valor de retorno o tempo decorrido desde o *Epoch*. Para obter o resultado, o tempo no início (`start`) é subtraído do tempo no final (`end`):

- `timer.c`

```
1 #include <sys/time.h>
2 #include <sys/resource.h>
3
4 double get_time()
```

```

5 {
6     struct timeval t;
7     struct timezone tzp;
8     gettimeofday(&t, &tzp);
9     return t.tv_sec + t.tv_usec*1e-6;
10 }

```

- algo-bench.c

```

1 int start = get_time();
2 for (int i = 0; i < runs; i++) {
3     quick_sort(qs_arr, 0, size-1);
4 }
5 printf("Average runtime length was: %lf\nSorted array is:\n",
6       (get_time() - start)*1e6 / runs
7     );

```

4.3 Resultados

Os resultados dos testes experimentais estaos *plotados* no grafico a seguir:

Deve conter: Gráfico comparando as três curvas de desempenho obtidas. Discussão comparando a análise assintótica e a experimental.

5 Referências

Referencias para a descricao do pseudo-codigo:

A funcao PARTITION se deve a N. Lomuto, *Introduction to Algorithms*, 3rd edition Copyright © 2009 by The MIT Press.

Donald Knuth. *The Art of Computer Programming*, Volume 3: Sorting and Searching, Third Edition. Addison-Wesley, 1997. ISBN 0-201-89685-0. Section 5.2.1: Sorting by Insertion, pp. 80–105.

Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest, and Clifford Stein. *Introduction to Algorithms*, Second Edition. MIT Press and McGraw-Hill, 2001. ISBN 0262032937. Section 2.1: Insertion sort, pp. 15–21.

Outras referencias

Lee, J., Yeung, C. Y. (2018). *Personalizing Lexical Simplification*. In Proceedings of the 27th International Conference on Computational Linguistics.

Mancini, P. (2011). *Leader, president, person: Lexical ambiguities and interpretive implications*. European Journal of Communication, 26(1).

Saggion, H. (2018). *LaSTUS/TALN at Complex Word Identification (CWI) 2018 Shared Task*. In *Proceedings of the Thirteenth Workshop on Innovative Use of NLP for Building Educational Applications*.