

Análisis y diseño de algoritmos

3. El diseño de algoritmos. Divide y vencerás

José Luis Verdú Mas, Jose Oncina, Mikel L. Forcada

Dep. Lenguajes y Sistemas Informáticos
Universidad de Alicante

30-01-2018 (389)



1 El diseño de algoritmos

2 Divide y vencerás



El diseño de algoritmos: objetivos

- Dar a conocer las familias más importantes de problemas algorítmicos y estudiar diferentes esquemas o paradigmas de diseño aplicables para resolverlos.
- Aprender a instanciar (particularizar) un esquema genérico para un problema concreto, identificando los datos y operaciones del esquema con las del problema, previa comprobación de que se satisfacen los requisitos necesarios para su aplicación.
- Justificar la elección de un determinado esquema cuando varios de ellos pueden ser aplicables a un mismo problema.



El diseño de algoritmos: definición

- El diseño de algoritmos estudia la aplicación de métodos para resolver problemas en programación.
- La resolución de problemas:
 - Diseño **ad hoc** (frecuentemente “fuerza bruta”)
 - Algoritmos dependientes del problema y no generalizables
 - Dificultad de adecuar cambios en la especificación
 - Esquemas:
 - Cada esquema representa un grupo de algoritmos con características comunes (análogos)
 - Permiten la generalización y reutilización de algoritmos
 - Cada instanciación de un esquema da lugar a un algoritmo diferente



Esquemas algorítmicos más comunes

- Divide y vencerás (*divide and conquer*)
- Programación dinámica (*dynamic programming*)
- Algoritmos voraces (*greedy method*)
- Algoritmos de búsqueda y enumeración
 - Vuelta atrás (*backtracking*)
 - Ramificación y poda (*branch and bound*)
- Algoritmos probabilísticos y heurísticos¹
 - Algoritmos probabilísticos
 - Algoritmos heurísticos
 - Algoritmos genéticos

¹No se tratarán en la asignatura

1 El diseño de algoritmos

2 Divide y vencerás



Ordenación por selección directa

- Ordenar de forma ascendente un vector v de n elementos.

```
1 void selection_sort( Elem v[], int n) {  
2     for( int i=0; i<n-1; i++) {  
3         int m = i;  
4         for( int j = i+1; j<n; j++)  
5             if (v[j] < v[m])  
6                 m = j;  
7         swap(v[i],v[m]);  
8     }  
9 }
```

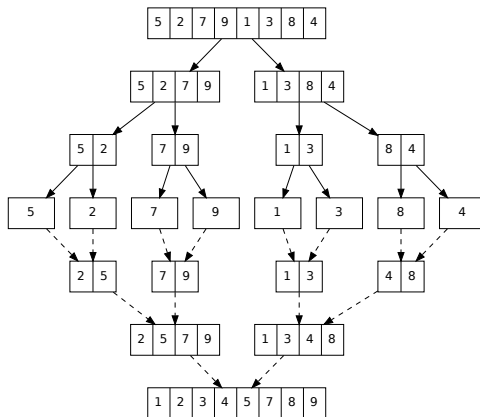
- El bucle de la línea 3 se ejecuta $n - 1$ veces y el bucle de la línea 4 se ejecuta $n - i - 1$ veces con $i \in [0, n - 2]$.
- La línea 5 se ejecuta $\sum_{i=0}^{n-2} (n - i - 1) = \sum_{i=1}^{n-1} i = \frac{1}{2}n(n - 1)$ veces.
- La línea 7 se ejecuta n veces.

Complejidad: $f(n) \in \Theta(n^2)$



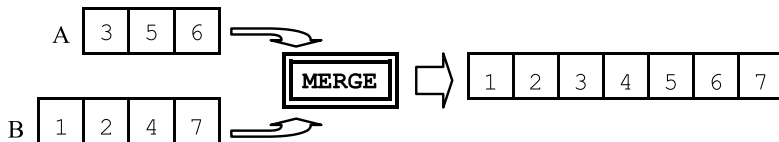
Algoritmo Mergesort: idea

- Ordenar de forma ascendente un vector V de n elementos.
- Solución usando el esquema “divide y vencerás”:



Algoritmo Mergesort: función merge

- El algoritmo mergeSort utiliza la función merge que obtiene un vector ordenado como fusión de dos vectores también ordenados



Mergesort

```
1 void mergeSort(Elem v[], int pi, int pf) {  
2     if ( pi < pf ) { // pi==pf quiere decir 1 elemento  
3         int m = (pi+pf)/2;  
4         mergeSort(v, pi, m);  
5         mergeSort(v, m+1, pf);  
6         merge(v, pi, m, pf);  
7     }  
8 }
```

$\text{merge}(v, pi, m, pf) \in \Theta(n)$ donde $n = pf - pi + 1$.



Algoritmo *Mergesort*: Complejidad

- Talla: n ($n = p_f - p_i + 1$: número de elementos del vector)
- Ecuación de recurrencia (coste exacto):

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ n + 2T(\frac{n}{2}) & n > 1 \end{cases}$$

- Complejidad temporal: $f(n) \in \Theta(n \log n)$



Algoritmo *Mergesort*: Complejidad

- Talla: n ($n = p_f - p_i + 1$: número de elementos del vector)
- Ecuación de recurrencia (coste exacto):

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ n + 2T(\frac{n}{2}) & n > 1 \end{cases}$$

- Complejidad temporal: $f(n) \in \Theta(n \log n)$

¿Cuál es la complejidad espacial?



Algoritmo *Mergesort*: Complejidad

- Talla: n ($n = p_f - p_i + 1$: número de elementos del vector)
- Ecuación de recurrencia (coste exacto):

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ n + 2T(\frac{n}{2}) & n > 1 \end{cases}$$

- Complejidad temporal: $f(n) \in \Theta(n \log n)$

¿Cuál es la complejidad espacial?

- ¿Cuál es la complejidad espacial de merge?



Algoritmo *Mergesort*: Complejidad

- Talla: n ($n = p_f - p_i + 1$: número de elementos del vector)
- Ecuación de recurrencia (coste exacto):

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ n + 2T(\frac{n}{2}) & n > 1 \end{cases}$$

- Complejidad temporal: $f(n) \in \Theta(n \log n)$

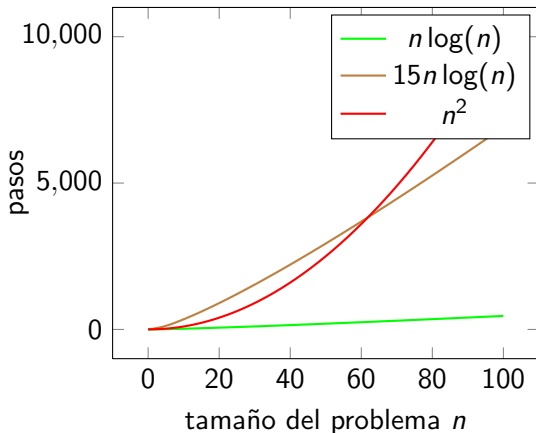
¿Cuál es la complejidad espacial?

- ¿Cuál es la complejidad espacial de merge?
- ¡Ojo!: se puede reutilizar la memoria



Mergesort vs. selección directa

Comparación de algoritmos:



Sólo si el coeficiente de $n \log n$ es mayor que e puede pasar que para ciertos valores pequeños de n , $n \log n$ sea menos ventajoso que n^2 (asumiendo logaritmos naturales).



Técnica de divide y vencerás

- Técnica de diseño de algoritmos que consiste en:
 - descomponer el problema en subproblemas de menor tamaño que el original
 - resolver cada subproblema de forma individual e independiente
 - combinar las soluciones de los subproblemas para obtener la solución del problema original
- Consideraciones:
 - No siempre un problema de talla menor es más fácil de resolver
 - La solución de los subproblemas no implica necesariamente que la solución del problema original se pueda obtener fácilmente
- Aplicable si encontramos:
 - Forma de descomponer un problema en subproblemas de talla menor
 - Forma directa de resolver problemas menores a un tamaño determinado
 - Forma de combinar las soluciones de los subproblemas que permita obtener la solución del problema original



Esquema de Divide y vencerás

Esquema divide y vencerás

```
1 Solucion DyV( Problema x ) {  
2  
3     if (pequeno(x))  
4         return trivial(x);  
5  
6     list<Solucion> s;  
7     for( Problema q : descomponer(x) )  
8         s.push_back( DyV(q) );  
9     return combinar(s);  
10 }
```



Mergesort como divide y vencerás

Particularización (**instanciación**) del esquema general para el caso de Mergesort:

- **descomponer**: $m = (p_i + p_f)/2$
- **trivial**: retorno sin hacer nada si **pequeño** ($p_i = p_f$)
- **combinar**: `merge(...)`



Quicksort

```
1 void quicksort( Elem v[], int pri, int ult ) {  
2  
3     if( ult <= pri )  
4         return;  
5  
6     int p = pri;    // posicion del pivote  
7     int j = ult;  
8     while(p < j) {  
9         if (v[p+1] < v[p]) {  
10             swap( v[p+1], v[p] );  
11             p++;  
12         } else {  
13             swap( v[p+1], v[j] );  
14             j--;  
15         }  
16     }  
17  
18     quicksort(v, pri, p-1);  
19     quicksort(v, p+1, ult);  
20 }
```

Quicksort como divide y vencerás

Particularización (**instanciación**) del esquema general para el caso de quickSort:

- **descomponer**: cálculo de la posición del elemento pivote
- **trivial**: retorno sin hacer nada si **pequeño** ($ult \leq pri$)
- **combinar**: no es necesario



Análisis de eficiencia (1)

- Eficiencia: costes de logarítmicos a exponenciales.

Depende de:

- N° de subproblemas (h)
 - Tamaño de los subproblemas
 - Grado de intersección entre los subproblemas
- Ecuación de recurrencia:
 - $g(n)$ = tiempo del esquema para tamaño n . (sin llamadas recursivas)
 - b = Cte. de división de tamaño de problema

$$T(n) = hT\left(\frac{n}{b}\right) + g(n)$$

- Solución general: suponiendo la existencia de un entero k tal que:
 $g(n) \in \Theta(n^k)$

$$T(n) \in \begin{cases} \Theta(n^k) & \text{si } h < b^k \\ \Theta(n^k \log_b n) & \text{si } h = b^k \\ \Theta(n^{\log_b h}) & \text{si } h > b^k \end{cases}$$



- **Teorema de reducción:** los mejores resultados en cuanto a coste se consiguen cuando los subproblemas son aproximadamente del mismo tamaño (y no contienen subproblemas comunes).
- Si se cumple la condición del teorema de reducción ($b = h = a$)

$$T(n) = aT\left(\frac{n}{a}\right) + g(n) \qquad g(n) \in \Theta(n^k)$$

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^k) & k > 1 \\ \Theta(n \log n) & k = 1 \\ \Theta(n) & k < 1 \end{cases}$$



Las torres de Hanoi: solución

- $\text{hanoi}(n, A \xrightarrow{B} C)$ es la solución del problema: mover los n discos superiores del pivote A al pivote C .
- Supongamos que sabemos mover $n - 1$ discos: sabemos cómo resolver $\text{hanoi}(n - 1, X \xrightarrow{Y} Z)$.
- También sabemos como mover 1 disco del pivote X al Y : $\text{hanoi}(1, X \xrightarrow{Y} Z)$, que es el caso trivial. Lo llamaremos $\text{mover}(X \rightarrow Z)$.
- Resolver $\text{hanoi}(n, A \xrightarrow{B} C)$ equivale a ejecutar:
 - $\text{hanoi}(n - 1, A \xrightarrow{C} B)$
 - $\text{mover}(A \rightarrow C)$
 - $\text{hanoi}(n - 1, B \xrightarrow{A} C)$



Las torres de Hanoi: Complejidad (1)

Nótese que aquí la talla de los subproblemas no es $\frac{n}{a}$ sino $n - 1$:

- No se pueden aplicar las fórmulas generales de las transparencias anteriores
- Divide y vencerás es aquí más una estrategia de solución (un esquema algorítmico) que una manera de conseguir una solución con menor complejidad
 - El problema tiene una complejidad intrínseca peor que las descritas en las transparencias anteriores



Las torres de Hanoi: Complejidad (2)

- Ecuación de recurrencia para el coste exacto (asumiendo coste 1 para todas las operaciones de 1 disco):

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n = 1 \\ 1 + 2T(n-1) & n > 1 \end{cases}$$

- Solución:

$$T(n) \stackrel{1}{=} 1 + 2T(n-1)$$

$$\stackrel{2}{=} 1 + 2 + 4T(n-2)$$

$$\stackrel{3}{=} 1 + 2 + 4 + 8T(n-3) = \dots$$

$$\stackrel{k}{=} \sum_{i=1}^k 2^{i-1} + 2^k T(n-k) = 2^k - 1 + 2^k T(n-k)$$

- Paramos cuando $n - k = 1$, osea, en el paso $k = n - 1$,

$$T(n) = 2^n - 1 \in \Theta(2^n)$$

1 Selección del k -ésimo mínimo

- Dado un vector A de n números enteros diferentes, diseñar un algoritmo que encuentre el k -ésimo valor mínimo.

2 Búsqueda binaria o **dicotómica**

- Dado un vector X de n elementos ordenado de forma ascendente y un elemento e , diseñar un algoritmo que devuelva la posición del elemento e en el vector X .

3 Calculo recursivo de la potencia enésima.



Selección del k -ésimo mínimo

Dado un vector A de n enteros, encontrar el k -ésimo valor mínimo.

```
1 Elem quickselect( Elem v[],int pri,int ult,int k ) {
2
3     if( ult == pri )
4         return v[k];
5
6     int p = pri; // pivote
7     int j = ult;
8     while(p < j) {
9         if (v[p+1] < v[p]) {
10             swap( v[p+1], v[p] );
11             p++;
12         } else {
13             swap( v[p+1], v[j] );
14             j--;
15         }
16     }
17
18     if( k == p ) return v[k];
19     if( k < p ) return quickselect(v,pri,p-1,k);
20     return quickselect(v,p+1,ult,k);
21 }
```

Búsqueda binaria o dicotómica

Dado un vector v ordenado de forma ascendente y un elemento e , diseñad un algoritmo que devuelva la posición del elemento en el vector.

Búsqueda binaria

```
1 int bb( Elem v[], int p, int u, Elem e){  
2     if( p > u ) return -1 // No hay elementos  
3  
4     int m = ( p + u ) / 2;  
5     if ( e == v[m] ) return m;  
6     if ( e < v[m] ) return bb(v,p,m-1,e);  
7     return bb(v,m+1,u,e);  
8 }
```

- ¿Reconocéis en el algoritmo los componentes del esquema *divide y vencerás*?



- Esta solución se puede ver como un *divide y vencerás* en el que
 - La operación **descomponer** viene representada por $m = (p + u)/2$
 - El problema **pequeno** corresponde a cuando $p > u$
 - Sólo se resuelve uno de los dos subproblemas
 - No es necesaria la combinación



Búsqueda binaria: complejidad

- Ecuación de recurrencia para el caso peor:

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n = 1 \\ 1 + T(\frac{n}{2}) & n > 1 \end{cases}$$

(agrupamos $n = 0$ en $n = 1$ porque no se produce división).

- Solución:

$$\begin{aligned} T(n) &\stackrel{1}{=} 1 + T(\frac{n}{2}) \\ &\stackrel{2}{=} 2 + T(\frac{n}{2^2}) \\ &\dots \\ &\stackrel{k}{=} k + T(\frac{n}{2^k}) \end{aligned}$$

- Paramos cuando $\frac{n}{2^k} = 1$, o sea en el paso $k = \log(n)$,

$$T(n) \in O(\log(n))$$

Cálculo de la potencia enésima

Si asumimos que multiplicar dos elementos de un determinado tipo tiene un coste constante, es posible calcular la enésima potencia x^n de un elemento x de ese tipo en tiempo sublineal usando la siguiente recursión:

$$x^n = \begin{cases} x & n = 1 \\ x^{\frac{n}{2}} x^{\frac{n}{2}} & n \text{ es par} \\ x^{\frac{n-1}{2}} x^{\frac{n-1}{2}} x & n \text{ es impar} \end{cases}$$

Escribid un algoritmo para calcular eficientemente x^n .

- ¿Se puede evitar repetir operaciones?
- ¿Cuál es el coste asintótico del algoritmo resultante?

