

Algoritmos y Estructuras de Datos II

Recurrencias Divide y Vencerás

27 de marzo de 2017

Contenidos

- 1 Recurrencias
 - Algoritmos divide y vencerás
 - Recurrencias divide y vencerás
 - Potencias de b
 - Extendiendo el resultado a todo n

- 2 Ejemplo: búsqueda binaria

Recurrencias

- Surgen al analizar algoritmos recursivos, como la ordenación por intercalación.
- El conteo de operaciones “copia” la recursión del algoritmo y se vuelve recursivo también.
- Ejemplo: máximo de comparaciones de la ordenación por intercalación.
- Es un ejemplo de algoritmo divide y vencerás.
- Es un ejemplo de recurrencia divide y vencerás:

$$t(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n \in \{0, 1\} \\ t(\lceil n/2 \rceil) + t(\lfloor n/2 \rfloor) + n - 1 & \text{si } n > 1 \end{cases}$$

Algoritmo divide y vencerás

Características

- hay una solución para los casos sencillos,
- para los complejos, se **divide** o **descompone** el problema en subproblemas:
 - cada subproblema es de igual naturaleza que el original,
 - el tamaño del subproblema es una **fracción** del original,
 - se resuelven los subproblemas apelando al mismo algoritmo,
- se **combinan** esas soluciones para obtener una solución del original.

Algoritmo divide y vencerás

Forma general

```

fun DV( $x$ ) ret  $y$ 
  if  $x$  suficientemente pequeño o simple then  $y := \text{ad\_hoc}(x)$ 
  else descomponer  $x$  en  $x_1, x_2, \dots, x_a$ 
    for  $i := 1$  to  $a$  do  $y_i := \text{DV}(x_i)$  od
    combinar  $y_1, y_2, \dots, y_a$  para obtener la solución  $y$  de  $x$ 
  fi
end fun
  
```

Normalmente los x_i son **fracciones** de x :

$$|x_i| = \frac{|x|}{b}$$

para algún b fijo mayor que 1.

Algoritmo divide y vencerás

Ejemplos

- Ordenación por intercalación:
 - “x simple” = fragmento de arreglo de longitud 0 ó 1
 - “descomponer” = partir al medio ($b = 2$)
 - $a = 2$
 - “combinar” = intercalar
- Ordenación rápida:
 - “x simple” = fragmento de arreglo de longitud 0 ó 1
 - “descomponer” = separar los menores de los mayores ($b = 2$)
 - $a = 2$
 - “combinar” = yuxtaponer

Algoritmo divide y vencerás

Conteo

Si queremos contar el costo computacional (número de operaciones) $t(n)$ de la función DV obtenemos:

$$t(n) = \begin{cases} c & \text{si la entrada es pequeña o simple} \\ a * t(n/b) + g(n) & \text{en caso contrario} \end{cases}$$

si c es una constante que representa el costo computacional de la función `ad_hoc` y $g(n)$ es el costo computacional de los procesos de descomposición y de combinación.

Esta definición de $t(n)$ es recursiva (como el algoritmo DV), se llama **recurrencia**. Existen distintos tipos de recurrencia. Ésta se llama **recurrencia divide y vencerás**.

Recurrencias divide y vencerás

Por la forma de la recurrencia

$$t(n) = \begin{cases} c & \text{si la entrada es pequeña o simple} \\ a * t(n/b) + g(n) & \text{en caso contrario} \end{cases}$$

resulta más sencillo calcular $t(n)$ cuando n es potencia de b .
Se organiza la tarea en dos partes

- calcular el orden de $t(n)$ cuando n es potencia de b ,
- extender el cálculo para los demás n .

Calculando para n potencia de b

- Supongamos que



$$t(n) = \begin{cases} c & \text{si la entrada es pequeña o simple} \\ a * t(n/b) + g(n) & \text{en caso contrario} \end{cases}$$

- y $g(n)$ es del orden de n^k , es decir $g(n) \leq dn^k$ para casi todo $n \in \mathbb{N}$
- n potencia de b , $n = b^m$



$$\begin{aligned} t(n) &= t(b^m) \\ &= a * t(b^m/b) + g(b^m) \\ &\leq a * t(b^{m-1}) + d(b^m)^k \\ &\leq a * t(b^{m-1}) + d(b^k)^m \end{aligned}$$

Iterando

$$\begin{aligned}t(b^m) &\leq at(b^{m-1}) + d(b^k)^m \\ &\leq a(at(b^{m-2}) + d(b^k)^{m-1}) + d(b^k)^m \\ &\leq a^2t(b^{m-2}) + ad(b^k)^{m-1} + d(b^k)^m \\ &\leq a^3t(b^{m-3}) + a^2d(b^k)^{m-2} + ad(b^k)^{m-1} + d(b^k)^m \\ &\leq \dots \\ &\leq a^m t(1) + a^{m-1} db^k + \dots + ad(b^k)^{m-1} + d(b^k)^m \\ &= a^m c + d(b^k)^m ((a/b^k)^{m-1} + \dots + a/b^k + 1) \\ &= a^m c + d(b^m)^k (r^{m-1} + \dots + r + 1)\end{aligned}$$

donde $r = a/b^k$ y recordemos $n = b^m$ y entonces $m = \log_b n$

$$\begin{aligned}t(n) &\leq a^{\log_b n} c + dn^k (r^{m-1} + \dots + r + 1) \\ &= n^{\log_b a} c + dn^k (r^{m-1} + \dots + r + 1)\end{aligned}$$

Propiedad del logaritmo

En el último paso hemos usado que $x^{\log_y z}$ es igual a $z^{\log_y x}$.

- En efecto, si aplicamos \log_y a ambos, obtenemos
- $\log_y(x^{\log_y z})$ y $\log_y(z^{\log_y x})$, que luego de simplificar quedan
- $(\log_y x)(\log_y z)$ y $(\log_y z)(\log_y x)$ que son iguales.
- Como \log_y es inyectiva, $x^{\log_y z} = z^{\log_y x}$ vale.

Volvamos a los cálculos.

Finalizando

$$t(n) \leq n^{\log_b a} c + dn^k(r^{m-1} + \dots + r + 1)$$

donde $r = a/b^k$

- si $r = 1$, entonces $a = b^k$ y $\log_b a = k$ y además

$$t(n) \leq n^k c + dn^k \log_b n$$

es del orden de $n^k \log n$ para n potencia de b

- si $r \neq 1$, entonces

$$t(n) \leq n^{\log_b a} c + dn^k \left(\frac{r^m - 1}{r - 1} \right)$$

Finalizando

caso $r \neq 1$

- si $r > 1$, como $r = a/b^k$ entonces $a > b^k$ y $\log_b a > k$ y además

$$\begin{aligned}t(n) &\leq n^{\log_b a} C + dn^k \left(\frac{r^m - 1}{r - 1} \right) \\ &\leq n^{\log_b a} C + \frac{d}{r - 1} n^k r^m \\ &= n^{\log_b a} C + \frac{d}{r - 1} n^k \frac{a^m}{(b^k)^m} \\ &= n^{\log_b a} C + \frac{d}{r - 1} n^k \frac{a^m}{(b^m)^k} \\ &= n^{\log_b a} C + \frac{d}{r - 1} n^k \frac{a^m}{n^k} \\ &= n^{\log_b a} C + \frac{d}{r - 1} a^m \\ &= n^{\log_b a} C + \frac{d}{r - 1} a^{\log_b n} \\ &= n^{\log_b a} C + \frac{d}{r - 1} n^{\log_b a}\end{aligned}$$

es del orden de $n^{\log_b a}$ para n potencia de b

Finalizando

caso $r < 1$

- si $r < 1$, como $r = a/b^k$ entonces $a < b^k$ y $\log_b a < k$. Además, $r - 1$ y $r^m - 1$ son negativos, para evitar confusión escribimos $\frac{1-r^m}{1-r}$ en vez de $\frac{r^m-1}{r-1}$.

$$\begin{aligned}t(n) &\leq n^{\log_b a} c + dn^k \left(\frac{1-r^m}{1-r} \right) \\ &= n^{\log_b a} c + \frac{d}{1-r} n^k (1 - r^m) \\ &\leq n^{\log_b a} c + \frac{d}{1-r} n^k\end{aligned}$$

es del orden de n^k para n potencia de b

Conclusión

- Si

$$t(n) = \begin{cases} c \\ a * t(n/b) + g(n) \end{cases}$$

si la entrada es pequeña o simple
en caso contrario

- con $g(n)$ del orden de n^k ,
- demostramos

$$t(n) \text{ es del orden de } \begin{cases} n^{\log_b a} & \text{si } a > b^k \\ n^k \log n & \text{si } a = b^k \\ n^k & \text{si } a < b^k \end{cases}$$

- para n potencia de b .

Extendiendo el resultado a todo n

- Hemos calculado el orden de cualquier algoritmo divide y vencerás, para n potencia de b .
- Queremos calcular el orden para todo n .
- Se puede comprobar que si
 - $t(n)$ es no decreciente, y
 - $t(n)$ es del orden de $h(n)$ para potencias de b para cualquiera de las tres funciones $h(n)$ que acabamos de considerar,entonces $t(n)$ es del orden de $h(n)$ (para n arbitrario, no solamente las potencias de b).
- es decir, el resultado puede extenderse para n arbitrario.

Recurrencias divide y vencerás

- Si

$$t(n) = \begin{cases} c & \text{si la entrada es pequeña o simple} \\ a * t(n/b) + g(n) & \text{en caso contrario} \end{cases}$$

si $t(n)$ es no decreciente, y $g(n)$ es del orden de n^k , entonces

-

$$t(n) \text{ es del orden de } \begin{cases} n^{\log_b a} & \text{si } a > b^k \\ n^k \log n & \text{si } a = b^k \\ n^k & \text{si } a < b^k \end{cases}$$

Ejemplo: búsqueda binaria

{Pre: $1 \leq \text{izq} \leq n+1 \wedge 0 \leq \text{der} \leq n \wedge a$ ordenado}

fun binary_search_rec (a: **array**[1..n] **of** T, x:T, izq, der : **nat**) **ret** i:**na**

var med: **int**

if izq > der \rightarrow i = 0

izq \leq der \rightarrow med:= (izq+der) \div 2

if x < a[med] \rightarrow i:= binary_search_rec(a, x, izq, med-1)

x = a[med] \rightarrow i:= med

x > a[med] \rightarrow i:= binary_search_rec(a, x, med+1, der)

fi

fi

end fun

{Post: (i = 0 \Rightarrow x no está en a[izq,der]) \wedge (i \neq 0 \Rightarrow x = a[i])}

Búsqueda binaria

Función principal

{Pre: $n \geq 0$ }

fun binary_search (a: **array**[1..n] **of** T, x:T) **ret** i:nat

 i:= binary_search_rec(a, x, 1, n)

end fun

{Post: $(i = 0 \Rightarrow x$ no está en a) \wedge $(i \neq 0 \Rightarrow x = a[i])$ }

Búsqueda binaria

Análisis

- Sea $t(n)$ = número de comparaciones que hace en el peor caso cuando el arreglo tiene n celdas.



$$t(n) = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ t(n/2) + 1 & \text{si } n > 0 \end{cases}$$

- $a = 1$, $b = 2$ y $k = 0$.
- $a = b^k$.
- $t(n)$ es del orden de $n^k \log n$, es decir, del orden de $\log n$.

Algoritmos y Estructuras de Datos II

Jerarquía de funciones

29 de marzo de 2017

Contenidos

- 1 Análisis de algunos algoritmos
- 2 Jerarquía de funciones

Análisis de algunos algoritmos

- Ordenación por selección es del orden de n^2 .
- Ordenación por inserción es del orden de n^2 (peor caso y caso medio).
- Ordenación por intercalación es del orden de $n \log_2 n$.
- Ordenación rápida es del orden de $n \log_2 n$ (caso medio).
- Búsqueda lineal es del orden de n .
- Búsqueda binaria es del orden de $\log_2 n$.

¿Cómo comparar los órdenes de los algoritmos?

- Hay funciones que crecen más rápido que otras (cuando n tiende a $+\infty$).
- Escribiremos $f(n) \sqsubset g(n)$ para decir que $g(n)$ crece más rápido que $f(n)$. Por ejemplo:
 - $n \log_2 n \sqsubset n^2$.
 - $\log_2 n \sqsubset n$.
- Escribiremos $f(n) \approx g(n)$ para decir que $f(n)$ y $g(n)$ crecen al mismo ritmo. Por ejemplo:
 - $\frac{n^2}{2} - \frac{n}{2} \approx n^2$.
 - $45n^2 \approx n^2$.

Algunas condiciones

- No nos interesan las constantes multiplicativas:
 - $\frac{1}{4}n^2 \approx n^2$
 - $4n^3 \approx n^3$
 - $1000 \log n \approx \log n$
 - $\pi n \approx n$
- No nos interesan los términos menos significativos, que crecen más lento:
 - $n^2 + n \approx n^2$
 - $n^3 + n^2 \log_2 n \approx n^3$
 - $\log n + 3456 \approx \log n$
 - $n + \sqrt{n} \approx n$

¿Cómo comparar funciones según su crecimiento?

- Regla del límite. Sean $f(n)$ y $g(n)$ tales que
 - $\lim_{n \rightarrow +\infty} f(n) = \lim_{n \rightarrow +\infty} g(n) = \infty$, y
 - $\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{f(n)}{g(n)}$ existe.

Entonces

- si $\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 0$, entonces $f(n) \sqsubset g(n)$.
- si $\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{f(n)}{g(n)} = +\infty$, entonces $g(n) \sqsubset f(n)$.
- caso contrario (el límite es un número real positivo),
 $f(n) \approx g(n)$.

Jerarquía

$$1 \sqsubset \log_2 n \approx \log_3 n \sqsubset n^{0.001} \sqsubset n^{1.5} \sqsubset n^2 \sqsubset \\ \sqsubset n^5 \sqsubset n^{100} \sqsubset 1.01^n \sqsubset 2^n \sqsubset 100^n \sqsubset \\ \sqsubset 10000^n \sqsubset n! \sqsubset n^n$$

Propiedades

- Constantes multiplicativas no afectan.
- Términos de crecimiento despreciable no afectan.
- Sean $a, b > 1$, $\log_a n \approx \log_b n$.
- Sea $f(n) > 0$ para “casi todo $n \in \mathbb{N}$ ”. Entonces:
 - $g(n) \sqsubset h(n) \iff f(n)g(n) \sqsubset f(n)h(n)$.
 - $g(n) \approx h(n) \iff f(n)g(n) \approx f(n)h(n)$.
- Sea $\lim_{n \rightarrow \infty} h(n) = \infty$. Entonces:
 - $f(n) \sqsubset g(n) \implies f(h(n)) \sqsubset g(h(n))$.
 - $f(n) \approx g(n) \implies f(h(n)) \approx g(h(n))$.

Jerarquía

$$\begin{aligned} 1 &\ll \log(\log(\log n)) \ll \log(\log n) \ll \log n \ll n^{0.001} \ll \\ &\ll n \ll n \log n \ll n^{1.001} \ll n^{100} \ll 1.01^n \ll \\ &\ll n^{100} * 1.01^n \ll 1.02^n \ll 100^n \ll 10000^n \ll \\ &\ll (n-1)! \ll n! \ll (n+1)! \ll n^n \end{aligned}$$