

Algoritmos y Estructuras de Datos II

Árboles binarios de búsqueda

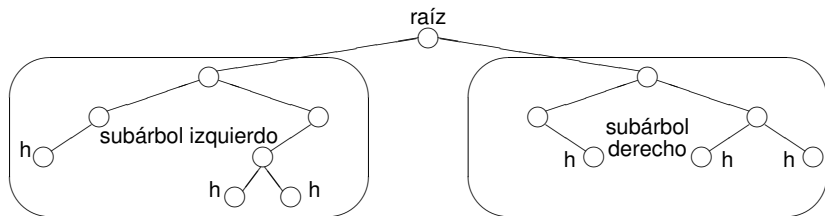
20 de abril de 2016

Clase de hoy

- 1 Árboles binarios
 - Especificación
 - Terminología habitual
 - Posiciones

- 2 Árbol binario de búsqueda
 - Ejemplos y definiciones
 - TAD conjunto finito

Intuición



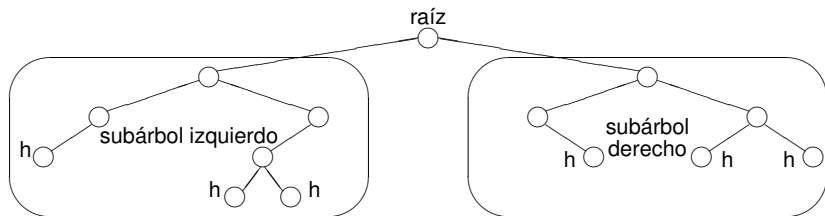
Todos los árboles pueden construirse con los constructores

- $\langle \rangle$, que construye un árbol vacío
- $\langle _ , _ , _ \rangle$, que construye un árbol no vacío a partir de un elemento y dos subárboles

Notación $\langle \rangle$

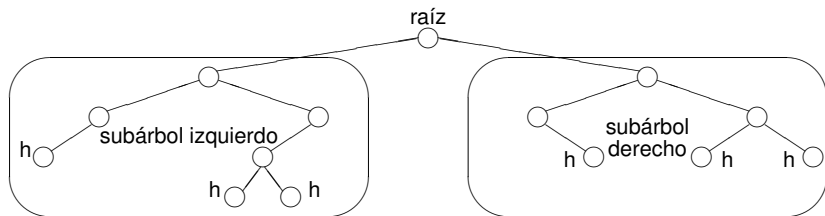
- Notar la sobrecarga de la notación $\langle \rangle$:
 - $\langle \rangle$ es el árbol vacío,
 - $\langle i, r, d \rangle$ es el árbol no vacío cuya raíz es r , subárbol izquierdo es i y subárbol derecho es d .
 - $\langle r \rangle$ es la hoja $\langle \langle \rangle, r, \langle \rangle \rangle$
- Conclusión: la notación $\langle \rangle$ puede tener 0, 1 ó 3 argumentos.

Botánica y genealogía



- Un **nodo** es un árbol no vacío.
- Tiene **raíz**, **subárbol izquierdo** y **subárbol derecho**.
- A los subárboles se los llama también **hijos** (izquierdo y derecho).
- Y al nodo se le dice **padre** de sus hijos.
- Una **hoja** es un nodo con los dos hijos vacíos.

Más terminología



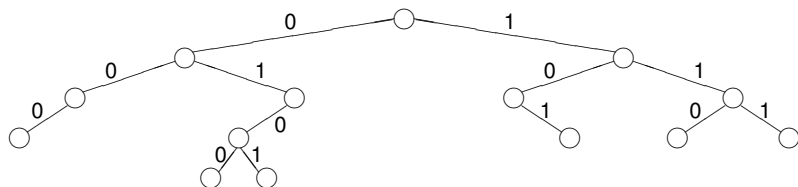
Terminología:

- Se usa terminología genealógica como **hijo, padre, nieto, abuelo, hermanos, ancestro, descendiente**.
- También de la botánica: **raíz, hoja**.
- Se define **camino, altura, profundidad, nivel**.

Sobre los niveles

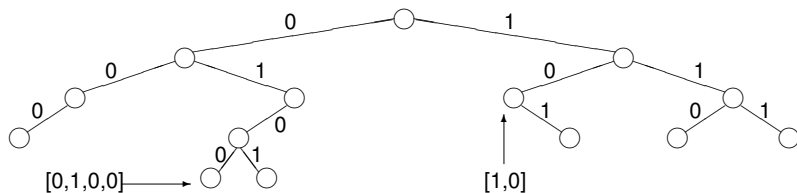
- En el nivel 0 hay a lo sumo 1 nodo.
- En el nivel 1 hay a lo sumo 2 nodos.
- En el nivel 2 hay a lo sumo 4 nodos.
- En el nivel 3 hay a lo sumo 8 nodos.
- En el nivel i hay a lo sumo 2^i nodos.
- En un árbol de altura n hay a lo sumo $2^0 + 2^1 + \dots + 2^n = 2^{n+1} - 1$ nodos.
- En un árbol “balanceado” la altura es del orden del $\log_2 k$ donde k es el número de nodos.

Indicaciones



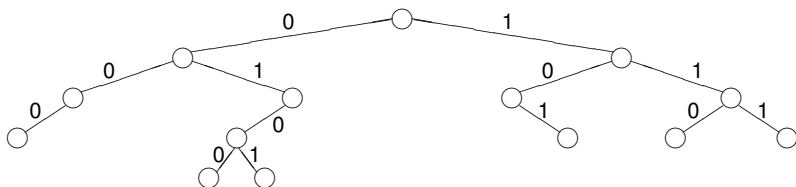
- A cada arista que conecta un padre con su hijo se la rotula 0 si es con el hijo izquierdo y 1 si es el derecho,
- Este 0 ó 1 puede entenderse como dando **indicaciones**
- 0 es ir a la izquierda
- 1 es ir a la derecha

Posiciones



- Una lista de 0's y 1's sirve para desplazarse desde la raíz hacia las hojas.
- Cada subárbol queda señalado por una lista de 0's y 1's.
- Estas listas de 0's y 1's marcan **posiciones** dentro del árbol.
- Definimos $pos = \{0, 1\}$.
- Es el conjunto de todas las posiciones.

Selección de subárbol



Dado un árbol t y una posición $p \in pos$, $t \downarrow p$ es el subárbol de t que se encuentra en la posición p :

$$\langle \rangle \downarrow p = \langle \rangle$$

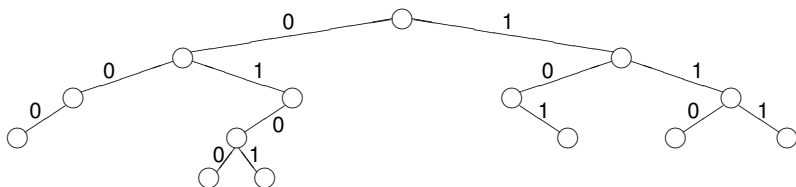
$$\langle i, e, d \rangle \downarrow [] = \langle i, e, d \rangle$$

$$\langle i, e, d \rangle \downarrow (0 \triangleright p) = i \downarrow p$$

$$\langle i, e, d \rangle \downarrow (1 \triangleright p) = d \downarrow p$$

Se define $pos(t) = \{p \in pos \mid t \downarrow p \neq \langle \rangle\}$. Es el conjunto de las posiciones del árbol binario t .

Selección de elemento



Dado un árbol t y una posición $p \in pos(t)$, $t.p$ es el elemento de t que se encuentra en la posición p :

$$\langle i, e, d \rangle . [] = e$$

$$\langle i, e, d \rangle . (0 \triangleright p) = i.p$$

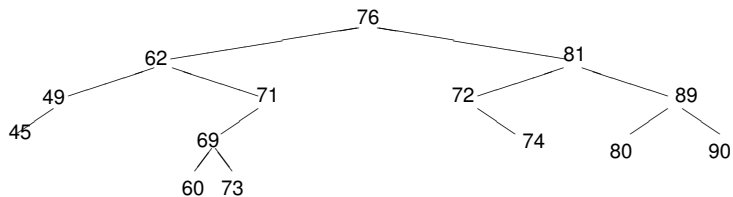
$$\langle i, e, d \rangle . (1 \triangleright p) = d.p$$

o equivalentemente $t.p = raiz(t \downarrow p)$.

Árboles binarios de búsqueda

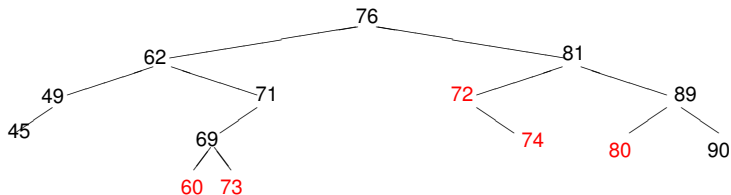
- Son casos particulares de árboles binarios,
- son árboles binarios t en donde la información está organizada de tal forma de que un algoritmo sencillo permite buscar eficientemente un elemento:
- el elemento buscado se compara con la raíz de t
 - si es el mismo, la búsqueda finaliza
 - si es menor que la raíz, la búsqueda se restringe al subárbol izquierdo de t con el mismo algoritmo
 - si es mayor que la raíz, la búsqueda se restringe al subárbol derecho de t con el mismo argumento.
- Si el árbol está “balanceado”, es un algoritmo logarítmico.

Ejemplo



¿Es un árbol binario de búsqueda?

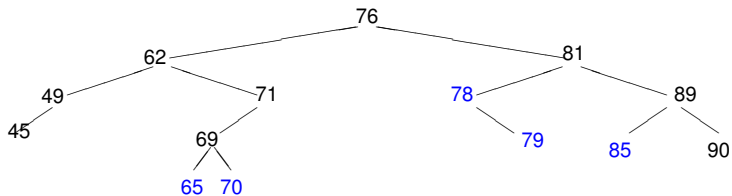
Ejemplo



No es un árbol binario de búsqueda.

- 60 debe cambiar por uno entre 63 y 68
- 72 debe cambiar por uno entre 77 y 80
- 73 debe cambiar por 70
- 74 debe cambiar por uno entre 77 y 80.
- 80 debe cambiar por uno entre 82 y 88.

Ejemplo



Ahora sí es un árbol binario de búsqueda.

Definición intuitiva

Para que este algoritmo funcione, t debe cumplir lo siguiente:

- los valores alojados en el subárbol izquierdo de t deben ser menores que el alojado en la raíz de t ,
- los valores alojados en el subárbol derecho de t deben ser mayores que el alojado en la raíz de t ,
- estas dos condiciones deben darse para todos los subárboles de t .

Si se cumplen estas condiciones, decimos que t es un **árbol binario de búsqueda** o **ABB**.

Definición en Haskell

Ver en Haskell.

Entendiendo la definición

Otra forma de decirlo:

- los valores alojados en el subárbol izquierdo de t deben ser menores que el alojado en la raíz de t ,
- los valores alojados en el subárbol derecho de t deben ser mayores que el alojado en la raíz de t ,
- estas dos condiciones deben darse para el subárbol $t \downarrow p$ para todo $p \in pos(t)$.

Formalizando la definición

- Para todo $p \in pos(t)$,
 - los valores alojados en el subárbol izquierdo de $t \downarrow p$ deben ser menores que $t.p$
 - los valores alojados en el subárbol derecho de $t \downarrow p$ deben ser mayores que $t.p$

Formalizando la definición

- Para todo $p \in pos(t)$,
 - los valores del árbol de la forma $t.(p \triangleleft 0 ++ q)$ deben ser menores que $t.p$
 - los valores del árbol de la forma $t.(p \triangleleft 1 ++ q)$ deben ser mayores que $t.p$
- habría que aclarar que siempre y cuando $p \triangleleft 0 ++ q$ y $p \triangleleft 1 ++ q$ no se vayan fuera del árbol.

Definición formal

- Para todo $p \in pos(t)$ y para todo $q \in pos$
 - si $p \triangleleft 0 \ ++q \in pos(t)$ entonces $t.(p \triangleleft 0 \ ++q) < t.p$
 - si $p \triangleleft 1 \ ++q \in pos(t)$ entonces $t.(p \triangleleft 1 \ ++q) > t.p$
- O como lo escribimos en los apuntes: $ABB(t)$ sii
 $\forall p \in pos(t). \forall q \in pos$

$$\begin{cases} (p \triangleleft 0) \ ++q \in pos(t) \Rightarrow t.((p \triangleleft 0) \ ++q) < t.p \\ (p \triangleleft 1) \ ++q \in pos(t) \Rightarrow t.p < t.((p \triangleleft 1) \ ++q) \end{cases}$$

TAD conjunto finito

Especificación

module TADCjtoFinito **where**

data Eq e \Rightarrow CjtoFinito e = Vacío
| Agregar e (CjtoFinito e)

es_vacío :: Eq e \Rightarrow CjtoFinito e \rightarrow Bool

está :: Eq e \Rightarrow e \rightarrow CjtoFinito e \rightarrow Bool

borrar :: Eq e \Rightarrow e \rightarrow CjtoFinito e \rightarrow CjtoFinito e

es_vacío Vacío = True

es_vacío (Agregar e c) = False

está e c = ?

borrar e c = ?

TAD conjunto finito

Especificación

module TADCjtoFinito **where**

...

está e Vacío = False

está e (Agregar e' c) | e == e' = True
| otherwise = **está** e c

borrar e c = ?

TAD conjunto finito

Especificación

module TADCjtoFinito **where**

...

está e Vacío = False

está e (Agregar e' c) | e == e' = True
| otherwise = **está** e c

borrar e Vacío = Vacío

borrar e (Agregar e' c) | e == e' = **borrar** e c
| otherwise = **Agregar** e' (**borrar** e c)

TAD conjunto finito

Implementación usando ABBs

```
type set = <T>
```

```
proc empty(out s:set)
```

```
    s := < >
```

```
end proc
```

```
{Post: s ~ Vacío}
```

```
fun is_empty(s:set) ret b:Bool
```

```
    b := (s = < >)
```

```
end fun
```

```
{Post: b = (s ~ Vacío)}
```

TAD conjunto finito

Implementación usando ABBs

{Pre: $e \sim E \wedge s \sim C \wedge \text{abb } s$ }

fun search(e:T,s:set) **ret** b:Bool

if is_empty(s) \rightarrow b:= False

\neg es_empty(s) \wedge e < root(s) \rightarrow b:= search(e,left(s))

\neg es_empty(s) \wedge e = root(s) \rightarrow b:= True

\neg es_empty(s) \wedge e > root(s) \rightarrow b:= search(e,right(s))

fi

end fun

{Post: b \sim **está** E C}

TAD conjunto finito

Implementación usando ABBs

```
{Pre:  $e \sim E \wedge s \sim C \wedge \text{abb } s$ }  
proc insert(in e:T, in/out s:set)  
  if is_empty(s)  $\rightarrow$  s:= <e>  
     $\neg$  es_empty(s)  $\wedge$  e < root(s)  $\rightarrow$  s:= <insert(e,left(s)),root(s),right(s)>  
     $\neg$  es_empty(s)  $\wedge$  e = root(s)  $\rightarrow$  skip  
     $\neg$  es_empty(s)  $\wedge$  e > root(s)  $\rightarrow$  s:= <left(s),root(s),insert(e,right(s))>  
  fi  
end fun  
{Post: s  $\sim$  Agregar E C  $\wedge$  abb s}
```

TAD conjunto finito

Implementación usando ABBs

```
{Pre:  $e \sim E \wedge s \sim C \wedge \text{abb } s$ }  
proc delete(in e:T, in/out s:set)  
  if  $\neg \text{is\_empty}(s)$  then  
    if  $e < \text{root}(s) \rightarrow s := \langle \text{delete}(e, \text{left}(s)), \text{root}(s), \text{right}(s) \rangle$   
       $e = \text{root}(s) \wedge \text{is\_empty}(\text{left}(s)) \rightarrow s := \text{right}(s)$   
       $e = \text{root}(s) \wedge \neg \text{is\_empty}(\text{left}(s)) \rightarrow$   
         $s := \langle \text{delete\_max}(\text{left}(s), \text{max}(\text{left}(s)), \text{right}(s)) \rangle$   
       $e > \text{root}(s) \rightarrow s := \langle \text{left}(s), \text{root}(s), \text{delete}(e, \text{right}(s)) \rangle$   
    fi  
  fi  
end fun  
{Post:  $s \sim \text{borrar } E \ C \wedge \text{abb } s$ }
```