

# Árboles de búsqueda 1

Nicolás D'Ippolito<sup>1,2</sup>, Ariel Bendersky<sup>1,2</sup>

<sup>1</sup>Instituto de Investigaciones en Ciencias de la Computación - ICC, CONICET, Argentina.

<sup>2</sup>Departamento de Computación, FCEyN, Universidad de Buenos Aires, Buenos Aires, Argentina.

Algoritmos y Estructuras de Datos II  
Segundo cuatrimestre de 2019

## (2) La gran Gugl

- ¿Cómo busco un DNI en el padrón?
- ¿Cómo busco todas las páginas que tengan la palabra 'zapato'?
- ¿Y si además quiero poder agregar, borrar, modificar, y que todo eso sea "barato"?
- Hoy vamos a aprender nuestras primeras estructuras de datos "sin peros".

### (3) Diccionarios

- En realidad, vamos a hablar de alternativas de diseño para diccionarios y también para conjuntos.
- Notemos que son parecidos, así que vamos a trabajar con el diccionario que es más genérico.

## (4) Recordemos qué es una diccionario...

**TAD**  $\text{DICCIONARIO}(\alpha, \beta)$

**observadores básicos**

$\text{def?} : \text{dicc}(\alpha, \beta) \times \alpha \longrightarrow \text{bool}$

$\text{obtener} : \text{dicc}(\alpha, \beta) \times \alpha \times c \longrightarrow \beta$   $\{\text{def?}(d, c)\}$

**generadores**

$\text{vacío} : \longrightarrow \text{dicc}(\alpha, \beta)$

$\text{definir} : \text{dicc}(\alpha, \beta) \times \alpha \times \beta \longrightarrow \text{dicc}(\alpha, \beta)$

**otras operaciones**

$\text{borrar} : \text{dicc}(\alpha, \beta) \times \alpha \times c \longrightarrow \text{dicc}(\alpha, \beta)$   $\{\text{def?}(d, c)\}$

$\text{claves} : \text{dicc}(\alpha, \beta) \times d \longrightarrow \text{conj}(\alpha)$

**Fin TAD**

## (5) Paréntesis terminológico

- A veces se habla de operaciones de ABM o ABMC:
  - **Altas**: definir una clave en el dicc.
  - **Bajas**: borrado.
  - **Modificaciones** (que pueden traducirse en baja+alta).
  - **Consultas**: def? y obtener.

## (6) Formalicemos lo que veníamos diciendo

- Si trabajamos con listas y arreglos básicamente tenemos una disyuntiva.
- Arreglo ordenado:
  - Búsqueda:  $O(\log n)$
  - Inserción/borrado:  $O(n)$
- Arreglos no ordenados, listas:
  - Búsqueda:  $O(n)$
  - Inserción/borrado:  $O(1)$
- Vamos a ver cómo salvar esta disyuntiva.

## (7) Yéndonos por las ramas

- ¿Y si trabajamos con árboles binarios?
- Recordemos a los AB: `nil()`, `bin()`, `izq()` y `der()`.
- ¿Ganamos algo? No demasiado:
  - Podemos hacer `bin()` en  $O(1)$ .
  - ¿Cuánto nos toma buscar?  $O(n)$
- ¿Y si somos cuidadosos con la forma que le damos al árbol?
- Es decir, si al buscar pudiésemos saber para qué lado ir...

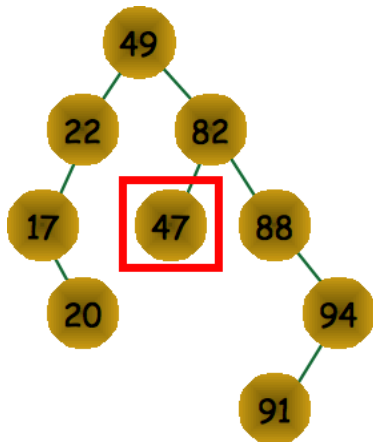
## (8) ABB

- Un Árbol Binario de Búsqueda (ABB), es un AB con la siguiente propiedad:
  - Para todo nodo, los valores de los elementos en su subárbol izquierdo son menores que el valor del nodo, y
  - los valores de los elementos de su subárbol derecho son mayores que el valor del nodo.
- Dicho de otra forma:
  - El valor de todos los elementos del subárbol izquierdo es menor que el valor de la raíz,
  - el valor de todos los elementos del subárbol derecho es mayor que el valor de la raíz, y
  - tanto el subárbol izquierdo como el subárbol derecho.... son ABB también.

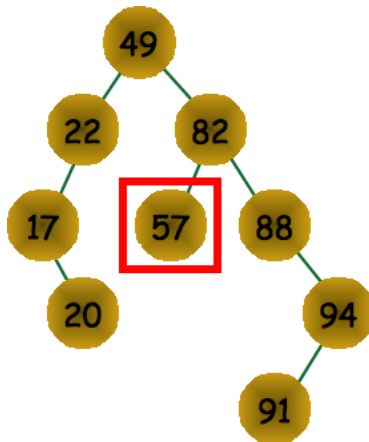


## (9) Ejemplos de ABB

¿Son ABB?



No



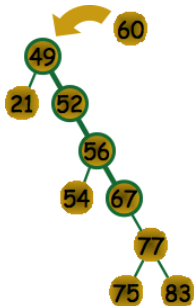
Sí

## (10) Formalicemos

- Recordemos la propiedad del ABB:
  - El valor de todos los elementos del subárbol izquierdo es menor que el valor de la raíz,
  - el valor de todos los elementos del subárbol derecho es mayor que el valor de la raíz, y
  - tanto el subárbol izquierdo como el subárbol derecho.... son ABB también.
- Esto mismo, escrito formalmente, es su **invariante de representación**:
- $EsABB?: ab(\alpha) \rightarrow bool$
- $EsABB?(a) \equiv$ 
  - $nil?(a) \vee_L$ 
    - $\forall c : \alpha, está?(c, izq(a)) \Rightarrow c < clave(raíz(a)) \wedge$
    - $\forall c : \alpha, está?(c, der(a)) \Rightarrow c > clave(raíz(a)) \wedge$
    - $EsABB?(izq(a)) \wedge$
    - $EsABB?(der(a))$
- ¿Podríamos decir que  $EsABB?(bin(i, x, d)) \equiv raíz(i) < x \wedge raíz(d) > x \wedge EsABB?(i) \wedge EsABB?(d)$   
**No, recordar ejemplo anterior.**

## (11) Algoritmos de Diccionario sobre ABB

- vacío(): devolver un árbol nil.
- Búsquedas: recorremos el árbol desde la raíz y en cada paso decidimos si vamos a la izquierda o la derecha.
- definir(D, c, s) (definir en el diccionario D la clave c con el significado s).
- Veamos un ejemplo:



- Debemos buscar al padre del nodo a insertar e insertarlo ahí.
- Es decir, vamos bajando por el árbol hasta que llegamos a un padre al que le falta un hijo.

## (12) Algoritmos de diccionario sobre ABB (cont.)

idefinir( $A, c, s$ ) (definir en el ABB  $A$  la clave  $c$  con el significado  $s$ ).

if nil?( $A$ ) then return bin(nil,  $\langle c, s \rangle$ , nil)

else

Llamemos  $I$  a izq( $A$ )

Llamemos  $D$  a der( $A$ )

Llamemos  $\langle r_c, r_s \rangle$  a raíz( $A$ )

if  $c < r_c$  then return bin(idefinir( $I, c, s$ ),  $\langle r_c, r_s \rangle$ ,  $D$ )

else return bin( $I$ ,  $\langle r_c, r_s \rangle$ , idefinir( $D, c, s$ ))

end if

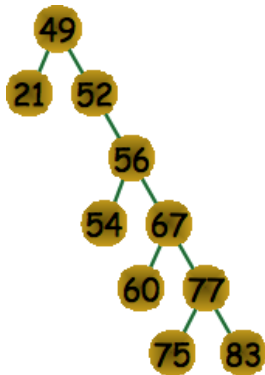
end if

## (13) Costos

- Antes de analizar el borrado... ¿logramos mejores resultados que los que teníamos con arreglos y secuencias?
- Inserción:
  - Depende de la distancia del nodo a la raíz.
  - En el peor caso,  $O(n)$ .
  - En el caso promedio (suponiendo una distribución uniforme de las claves),  $O(\log n)$ .
- Búsqueda: ídem inserción.

## (14) Ahora sí, el borrado

Analicemos cómo haríamos para borrar...

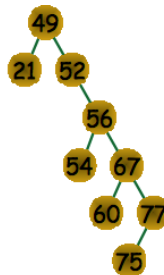
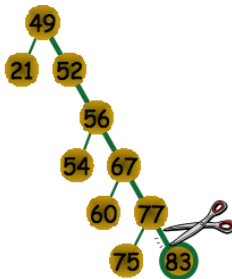
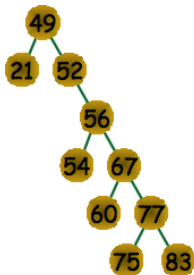


- ¿Cómo borramos el 54?
- ¿Cómo borramos el 52?
- ¿Cómo borramos el 67?
- Es decir borrar( $A, e$ ) depende de si
  - $e$  es una hoja,
  - $e$  tiene un sólo hijo, o
  - $e$  tiene dos hijos.

## (15) Borrado de hojas

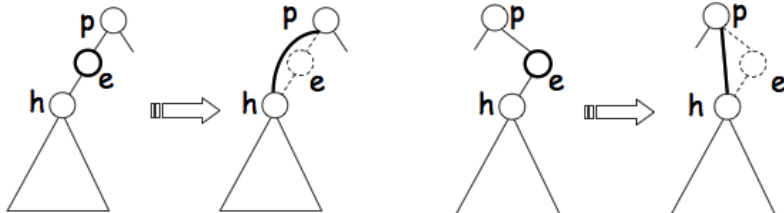
El algoritmo básico es muy sencillo:

- Buscamos al padre.
- Eliminamos la hoja.
- ¡Ojo! No tenemos forma de “retroceder” en la búsqueda.



## (16) Borrado de nodos con un solo hijo

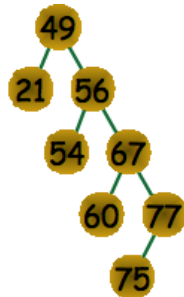
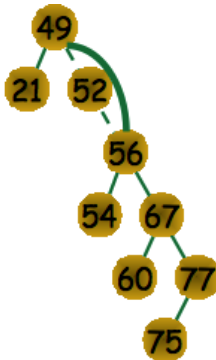
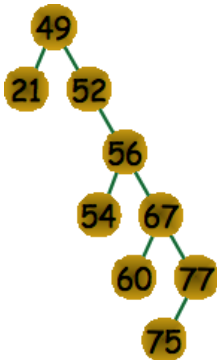
- Llamemos  $p$  al padre del nodo  $e$  que estamos buscando.
- Llamemos  $h$  al único hijo de  $e$ .
- ( $p$  podría no existir si  $e$  fuese la raíz.)
- Si existe  $p$ , reemplazamos la conexión  $\langle p, e \rangle$ , con la conexión  $\langle p, h \rangle$ .





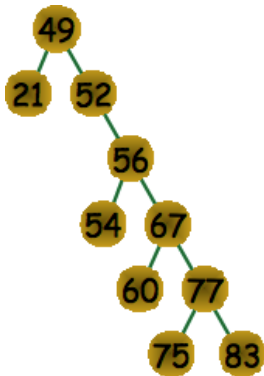
## (17) Borrado de nodos con un solo hijo (cont.)

Veamos un ejemplo, borremos el 52:



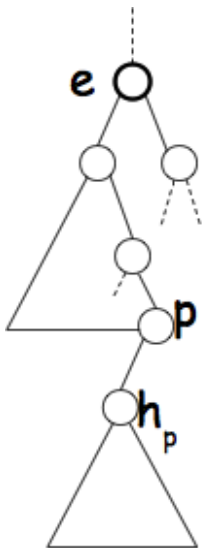
## (18) Borrado de nodos con dos hijos

Analicemos el caso borrando al 67:



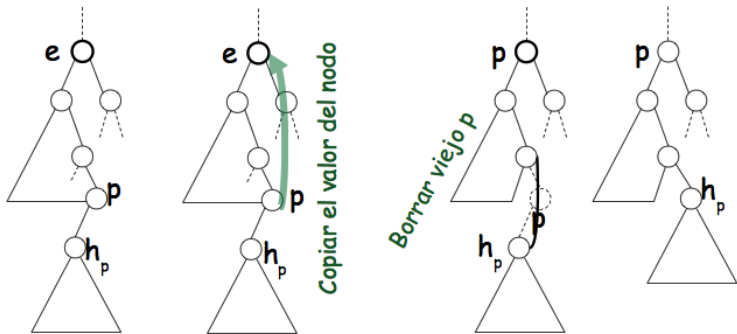
- Tenemos que poner algún nodo en el lugar del borrado.
- Si ponemos el 60, todo funciona.
- Ahora bien, ¿si el 60 tuviese como hijos al 58 y 62?
- ¿Puedo poner al 58? No.
- Pero sí al 62.
- ¿Y si el 62 a su vez tuviese hijos?

## (19) Borrado de nodos con dos hijos (cont.)



- Es decir, podemos pensar que  $e$  tiene un “predecesor”, que es el máximo elemento menor que  $e$ , y sería su antecesor si hiciésemos un inorder del árbol.
- Notemos que  $p$  no puede tener dos hijos, porque si no no sería el predecesor inmediato.
- Llamemos  $h_p$  al único hijo de  $p$ .
- Como  $p$  es el reemplazo perfecto para  $e$ , hay que poner su contenido en el lugar que antes ocupaba  $e$ .
- Ahora bien,  $p$  es una hoja o tiene un solo hijo. Es decir, volvemos a los casos anteriores.
- (También podemos hacer lo mismo en base al “sucesor”, es decir, el mínimo elemento mayor que  $e$ .)

## (20) Borrado de nodos con dos hijos (cont.)



## (21) Costo del borrado en un ABB

- (Nodos *internos* son aquéllos que no son ni raíz ni hojas.)
- El borrado de un nodo interno requiere encontrar al nodo que hay que borrar y a su predecesor inmediato.
- En el caso peor ambos costos son lineales:  $O(n) + O(n) = O(n)$

## (22) Repasando

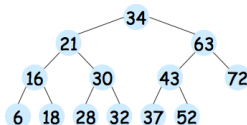
- Es decir, los ABB funcionan razonablemente bien en el caso promedio, pero no dan garantías.
- Nada impide caer en su peor caso, que sigue siendo lineal.
- Debemos notar que en ese sentido, los arreglos también son lineales en el peor caso pero ocupan menos memoria.
- ¿Podemos hacer algo más eficiente?

## (23) ¿Y si estuviese balanceado?

- Todos los algoritmos que vimos tienen un peor caso lineal.
- Pero si miramos en detalle, más bien son  $O(h)$ , donde  $h$  es la altura del árbol.
- Si distribuyésemos los nodos del ABB de manera “pareja”, de manera tal de que el árbol tuviese la mínima altura y estuviese siempre parejo, ¿qué altura tendría?
- **Teorema:** un árbol binario perfectamente balanceado de  $n$  nodos tiene altura  $\lfloor \log_2 n \rfloor + 1$ .

## (24) Balanceo perfecto (cont.)

- **Teorema:** un árbol binario perfectamente balanceado de  $n$  nodos tiene altura  $\lfloor \log_2 n \rfloor + 1$ .



- Demo (esquema)
  - Supongamos que el árbol es de altura  $h$ . Por el balanceo perfecto, el nivel  $h - 1$  está completo, y el nivel  $h$  puede o no estar completo.
  - El nivel  $k$  tiene  $2^{k-1}$  nodos (salvo el nivel  $h$  que puede tener menos).
  - El mínimo de nodos es, entonces  $n > \sum_{k=1}^{h-1} 2^{k-1} = 2^{h-1} - 1$ .
  - El máximo de nodos es  $n \leq \sum_{k=1}^h 2^{k-1} = 2^h - 1$ .
  - Por lo tanto  $h = \lfloor \log_2 n \rfloor + 1$ .
- Este resultado es fácilmente generalizable a árboles  $m$ -arios.



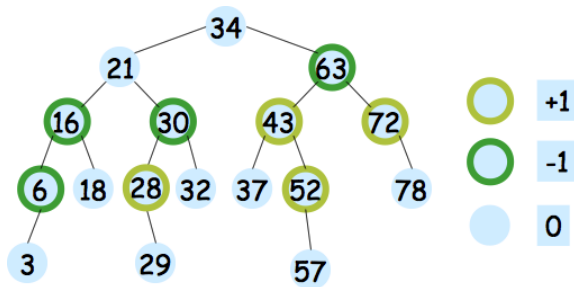
## (25) ¿Árboles perfectamente balanceados?

- Si tuviésemos árboles perfectamente balanceados todas nuestras operaciones serían  $O(\log n)$ .
- ¿Pero podemos?
- Es muy costoso mantener el balanceo perfecto.
- Sin embargo, podemos tener un balanceo “casi” perfecto, haciendo que todas las ramas tengan “casi” la misma longitud.
- Ese “casi”, lo vamos a interpretar de la siguiente manera: la longitud entre dos ramas cualesquiera de un nodo difiere a lo sumo en 1.
- Notemos que nuestros algoritmos deberían garantizar que sucesiones de inserciones y/o borrados no destruyan ese balance. O mejor dicho, que lo reestablezcan.

- Conozcamos a los AVLs:
  - Árboles Valanceados Lateralmente?
  - Árboles de Validada Longitud?
  - Adel'son-Vel'skii & Landis?
- Un árbol se dice balanceado en altura si las alturas de los subárboles izquierdo y derecho *de cada nodo* difieren en a lo sumo una unidad.
- G. Adel'son-Vel'skii & E. M. Landis (1962). "An algorithm for the organization of information". Proceedings of the USSR Academy of Sciences 146: 263-266.

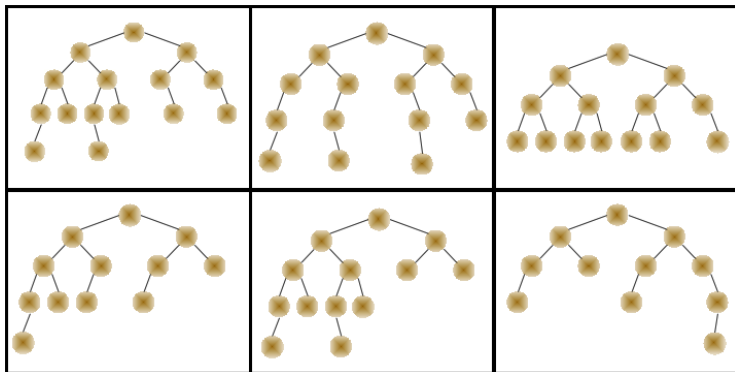
## (27) Factor de balanceo

- Para cada nodo se calcula el **factor de balanceo** (FdB):



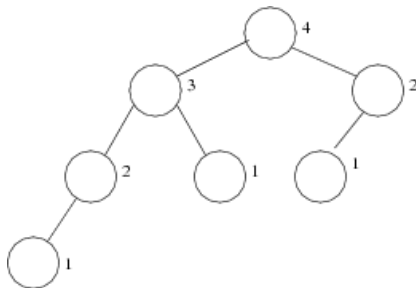
- $FdB = \text{altura del subárbol derecho} - \text{altura del subárbol izquierdo}$ .
- En un AVL,  $\forall n : \text{nodo}, |FdB(n)| \leq 1$

## (28) ¿Cuáles son AVL?



## (29) El peor de todos

- ¿Cuál es el peor AVL de todos? O mejor dicho, el más desbalanceado, pero que sigue siendo AVL.
- Definamos a  $P_h$  como el peor AVL de altura  $h$ .
- $P_0$  es el árbol vacío,  $P_1$  tiene un solo nodo.
- Ejemplo de  $P_4$  (nodos indican altura):



- Para  $h > 1$  tenemos que  $P_h$  tiene una raíz y dos subárboles,  $P_{h-1}$  y  $P_{h-2}$ .

## (30) El peor de todos (cont.)

- ¿Cuántos nodos tiene  $P_h$ ?
- Primero contemos las hojas:  $P_0$  tiene 0,  $P_1$  tiene 1, y luego tenemos ... la sucesión de Fibonacci:  $f_h = f_{h-1} + f_{h-2}$ .
- Por eso, a los  $P_h$  se los llama también **árboles de Fibonacci**.
- Y que la cantidad de nodos es los internos + las hojas.
- Es decir, que  $P_h$  tiene  $f_h$ +algo nodos, donde ese algo es  $\leq f_h$ .
- Como  $f_h$  crece exponencialmente con  $h$ , eso significa que la altura de  $P_h$ , que es  $h$ , crece logarítmicamente con la cantidad de nodos de  $P_h$  ( $\sim f_h$ +algo).
- Pero  $P_h$  es el “peor” AVL posible y aún así su altura es logarítmica en  $n$ .
- De hecho, Adel'son-Vel'skii & Landis demostraron que un árbol de Fibonacci con  $n$  nodos tiene altura  $< 1,44 \log_2(n + 2) - 0,328$ .
- Por ende, un AVL con  $n$  nodos tiene altura  $\Theta(\log n)$ .

## (31) En la próxima...

- Hoy vimos:
  - Diccionarios en base a arreglos y secuencias.
  - Sus limitaciones.
  - Introducción a las estructuras arbóreas.
  - ABBs.
  - Intro a los AVLs.
- En la próxima clase vamos a aprender los algoritmos que permiten mantener a los AVLs balanceados.