ADATSZERKEZETEK ÉS ALGORITMUSOK

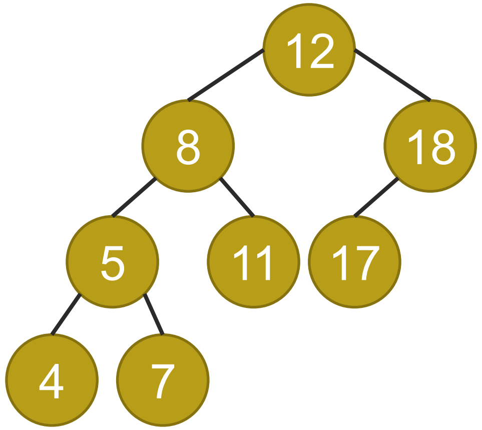
AVL fa

„Hierarchikus adatszerkezetek, keresési fák”

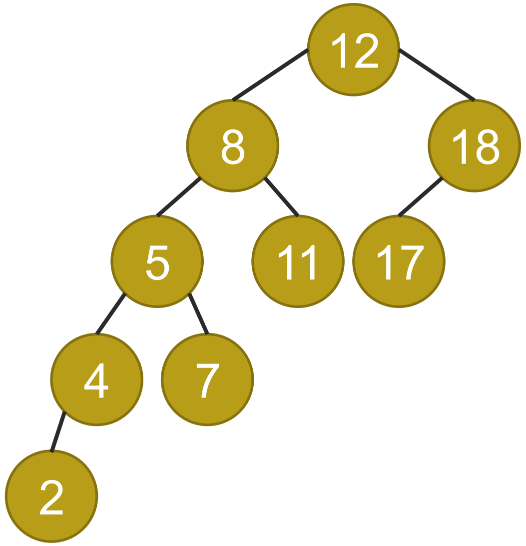
AVL fák

- Az első kiegyensúlyozott fa algoritmus
  - Kitalálói: Adelson-Velskii és Landis (1962)
- Tulajdonságok
  - Bináris rendezőfa
  - A bal és jobb részfák magassága legfeljebb 1-gyel különbözik egymástól
  - A részfák is AVL fák

AVL fa



Nem AVL fa



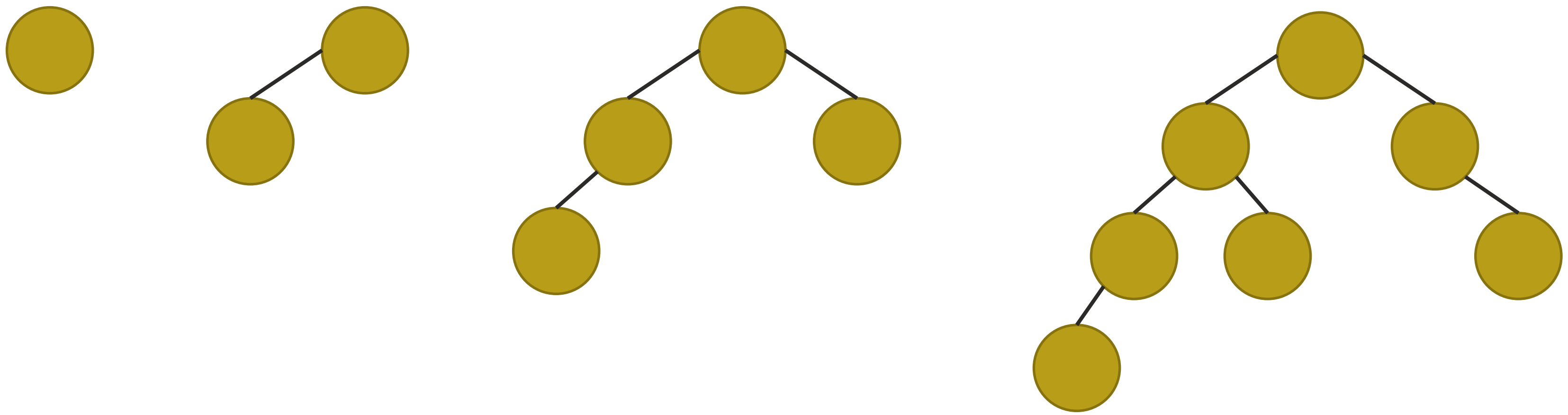
AVL fák

- Jelölje $\mathrm{m}(f)$ az f bináris fa magasságát (szintjeinek számát), ha x az f fa egy csúcsa: ekkor $\mathrm{m}(x)$ jelöli az x-gyökerű részfa magasságát
- Definíció (AVL-tulajdonság)
  - Egy bináris keresőfa AVL-fa, ha minden x csúcsára teljesül, hogy $|\mathrm{m}(\mathrm{bal}[x]) - \mathrm{m}(\mathrm{jobb}[x])| \leq 1$

AVL fák

- Mekkora a k-szintű AVL-fa minimális csúcsszáma?

$k = 1$	$k = 2$	$k = 3$	$k = 4$
$S_1 = 1$	$S_2 = 2$	$S_3 = 4$	$S_4 = 7$

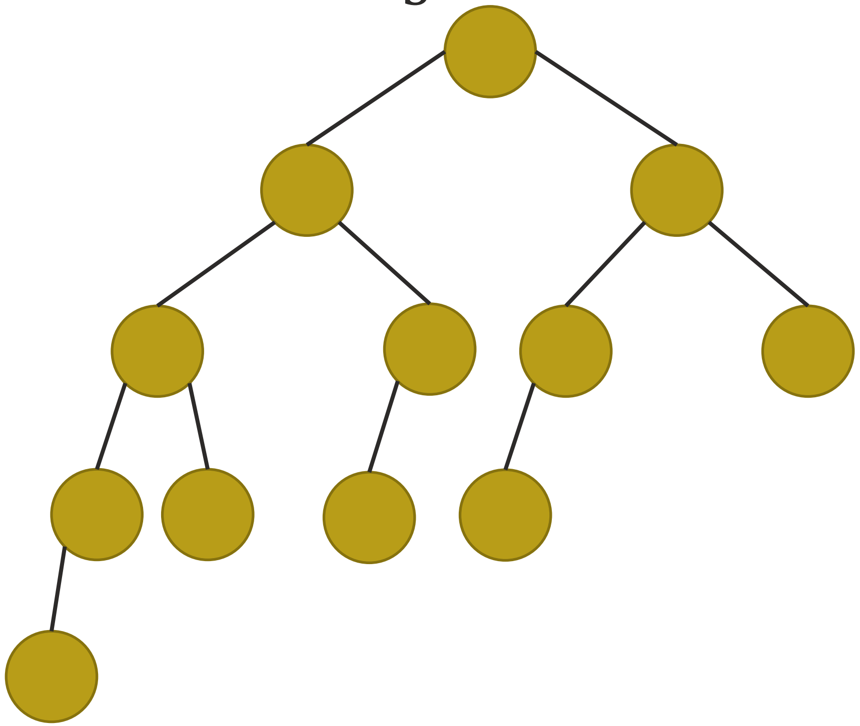


AVL fák

- Mekkora a k-szintű AVL-fa minimális csúcsszáma?

$$k = 5$$

$$S_5 = 12$$



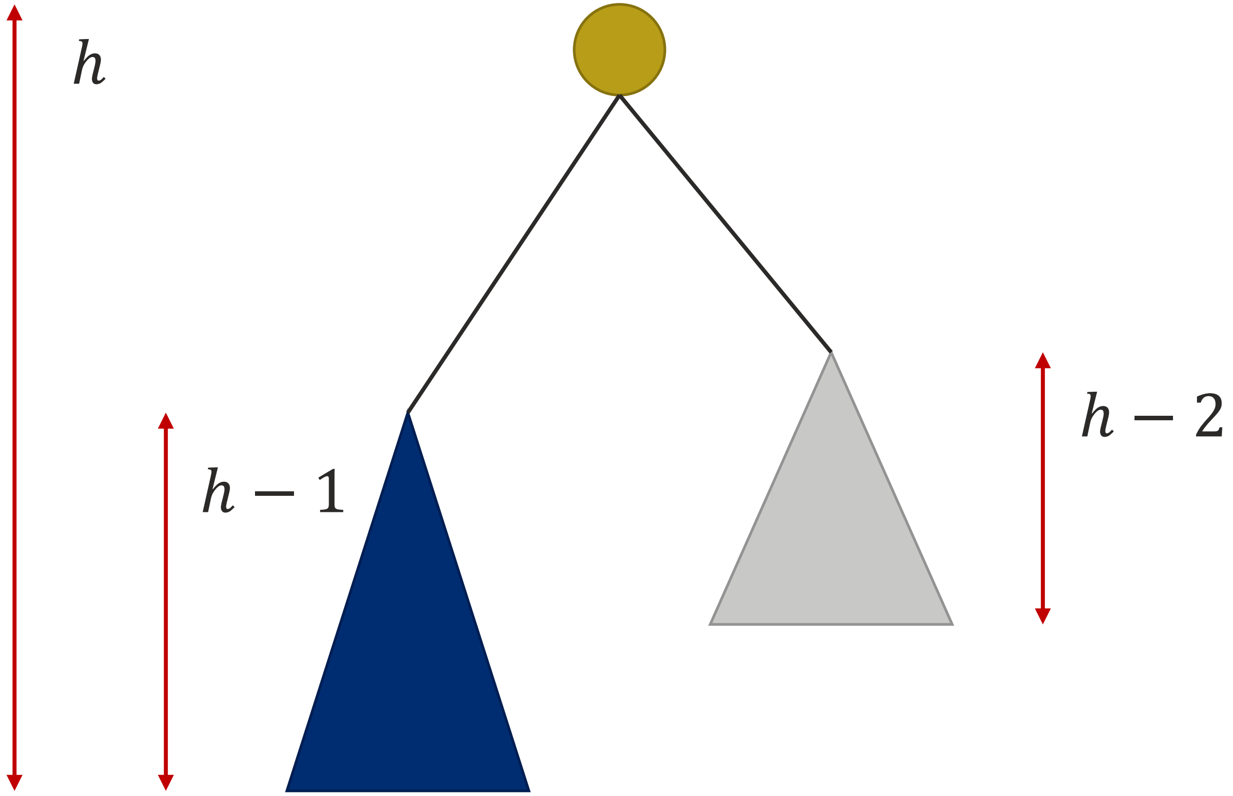
AVL fák

- Összefüggés az AVL-fa pontszáma és magassága között:
  - n adattal felépíthető fa minimális magassága?
    - Ez egy majdnem teljes bináris fa
  - n adattal felépíthető fa maximális magassága?
    - Ugyanez a kérdés: az adott h szintszámú AVL-fák közül mennyi a minimális pontszám?
  - Válasz
    - A h szintszámú minimális csúcsszámú AVL-fa gyökerének egyik részfája $h-1$, a másik $h-2$ szintű
    - Az eredeti fa minimalitása miatt pedig mindkét részfa minimális csúcsszámú

AVL fa maximális magassága

Rekurzió:

$$S_h = 1 + S_{h-1} + S_{h-2}$$



AVL fák – magasság

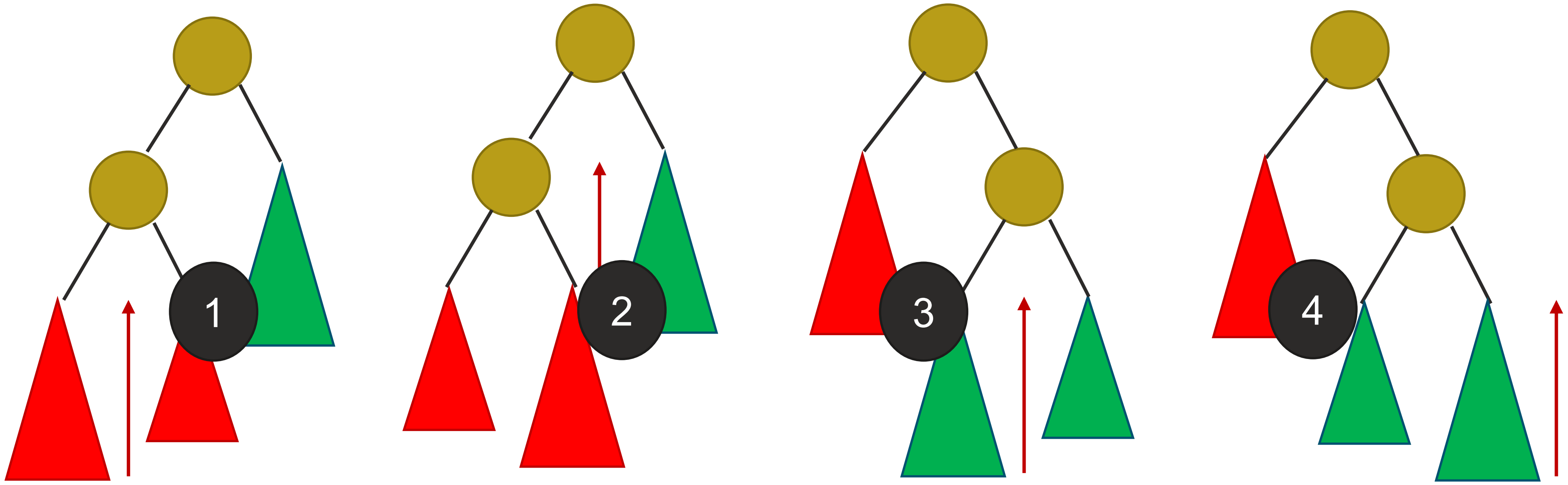
- Tétel
  Egy h magasságú AVL fának legalább $F_{h+3} - 1$ csúcsa van
- Bizonyítás
  - Legyen S_h a legkisebb h magasságú AVL fa mérete
    - ezt jelöljük majd n-nel
  - Ismert, hogy
    - $S_0 = 0$ és $S_1 = 1$, valamint $S_h = 1 + S_{h-1} + S_{h-2}$
  - Indukciót használva
    - $S_\mathrm{h} = F_{h+3} - 1$
      - Ez a „3-mal eltolt Fibonacci” szám
      - $1 + F_{h+2} - 1 + F_{h+1} - 1 = F_{h+3} - 1$

AVL fák – magasság

- Tétel: Ha F AVL fa, akkor $h(F) \leq 1{,}44 * \log_2(n+1)$ ahol n az F fa pontjainak számát jelöli.
- Bizonyítás: Legyen S_i az i magasságú, legkevesebb pontot tartalmazó AVL fa pontjainak száma, jelöljük $B_i = S_i + 1$
  - Ekkor $B_0 = 1$, $B_1 = 2$ és $B_m = B_{m-2} + B_{m-1}$ (ha $m > 1$)
  - Lemma: $\Phi^m \leq B_m$ ahol $\Phi = \frac{1+\sqrt{5}}{2}$
  - $1 = \Phi^0 \leq B_0\Phi \leq B_1$.
  - Teljes indukcióval, a $2 \dots m-1$-re igaz
    $$B_m = B_{m-2} + B_{m-1} \geq \Phi^{m-2} + \Phi^{m-1} = \Phi^{m-2}(1+\Phi)$$
  - Ugyanakkor $(1+\Phi) = \Phi^2$
- Tehát $\Phi^m \leq B_m = S_m + 1 \leq n + 1$ azaz $m * \log_2\Phi \leq \log_2(n+1)$
- Ekkor $h(F) = m \leq \left(\frac{1}{\log_2\Phi}\right) * \log_2(n+1) = 1{,}44 * \log_2(n+1)$

Újrakiegyensúlyozás beszúrásnál

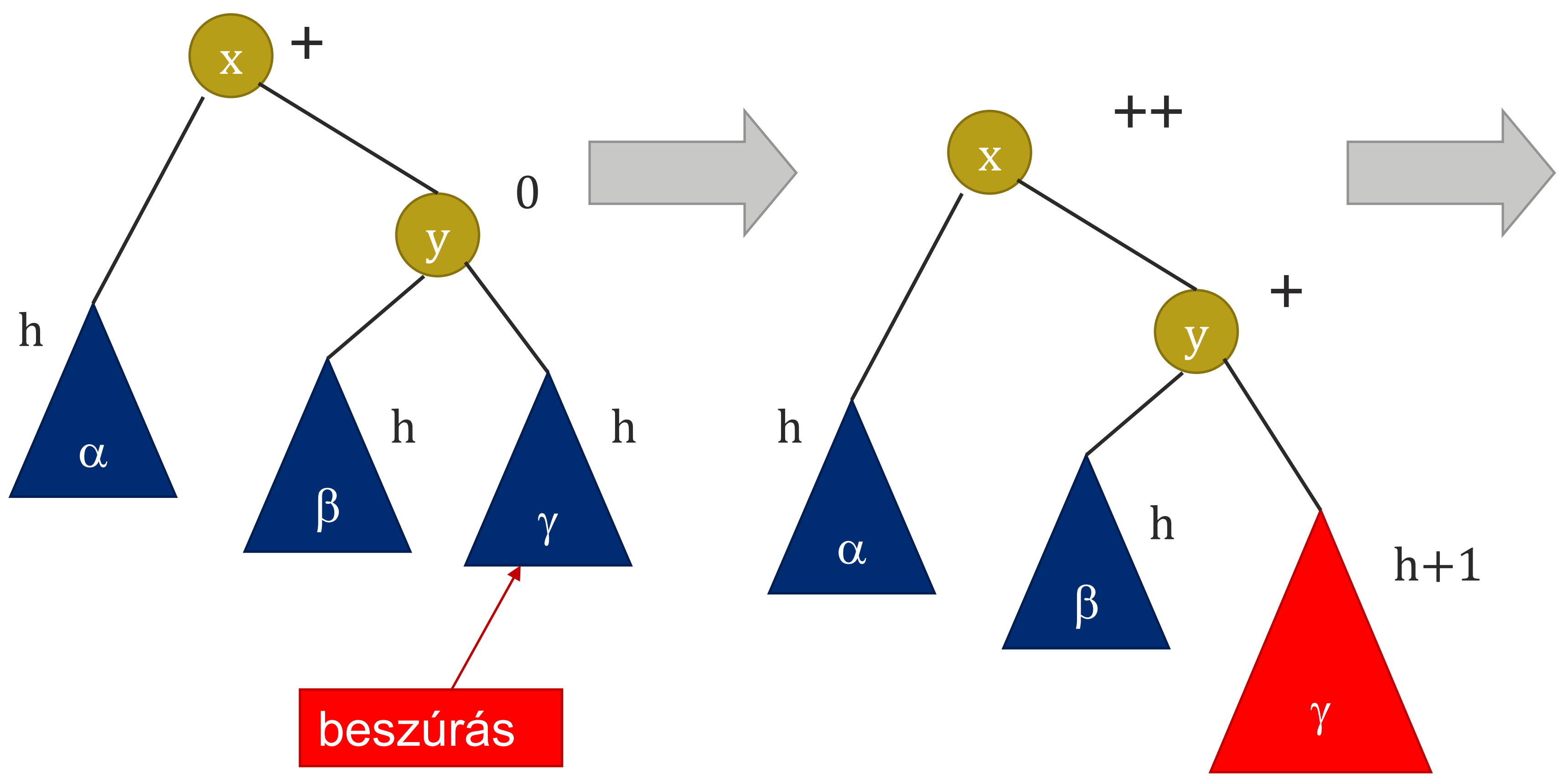
- Amikor beszúrunk egy elemet az AVL tulajdonság elromolhat
  - A helyrehozásnak négy különböző esete van
    - 1. és 4. eset, valamint a 2. és 3. eset tükörképei egymásnak



Újrakiegyensúlyozás beszúrásnál

- Egy új attribútumot vezetünk be, a kiegyensúlyozási tényezőt
  - -1 : bal részfa magasabb 1-gyel
  - 0 : egyforma magasak a részfák
  - +1: jobb részfa magasabb 1-gyel

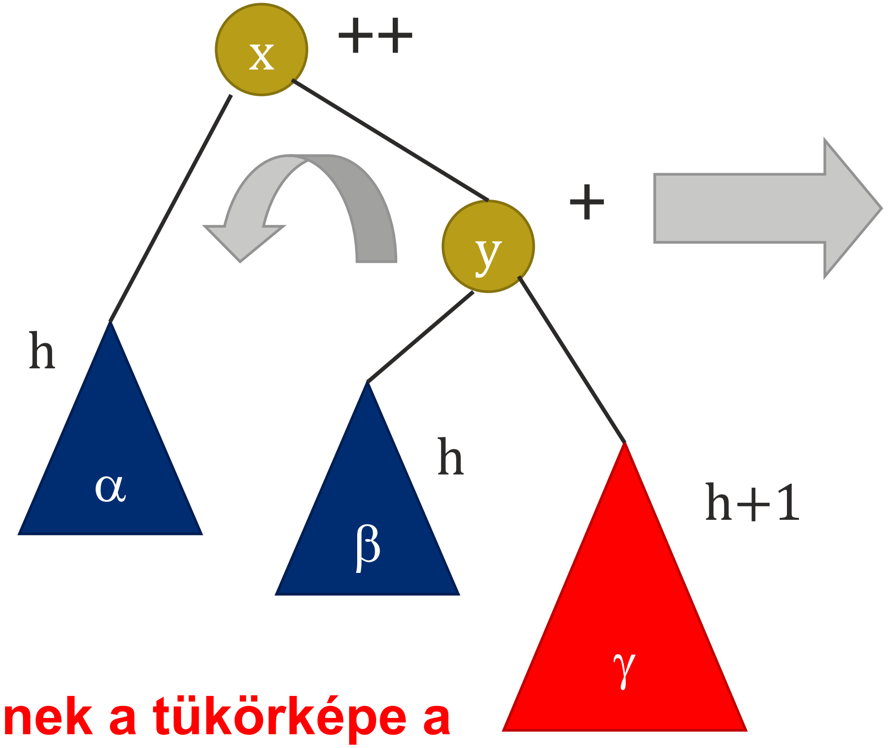
A (++,+) szabály



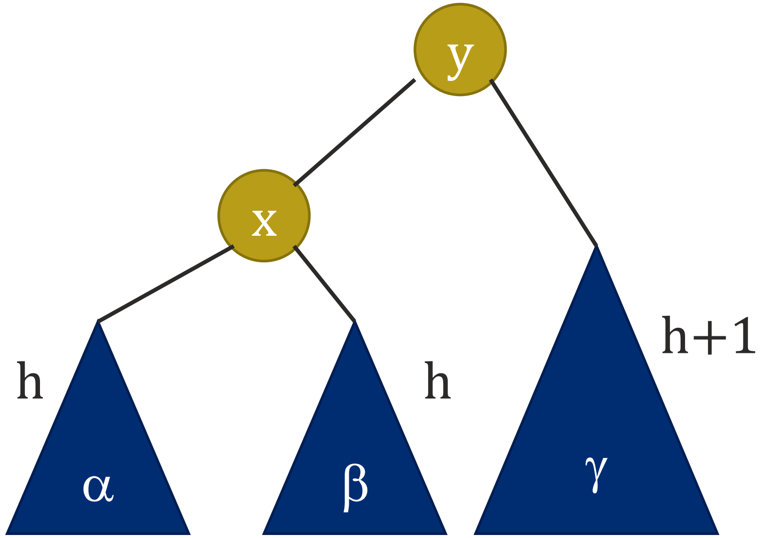
$\alpha < x < \beta < y < \gamma$

Az új levél a γ részfába került.
A beszúrás előtt a fa magassága $h+2$ volt.

A (++,+) szabály



Az új levél a γ részfába került.
A beszúrás előtt a fa magassága $h+2$ volt.
Forgatás:

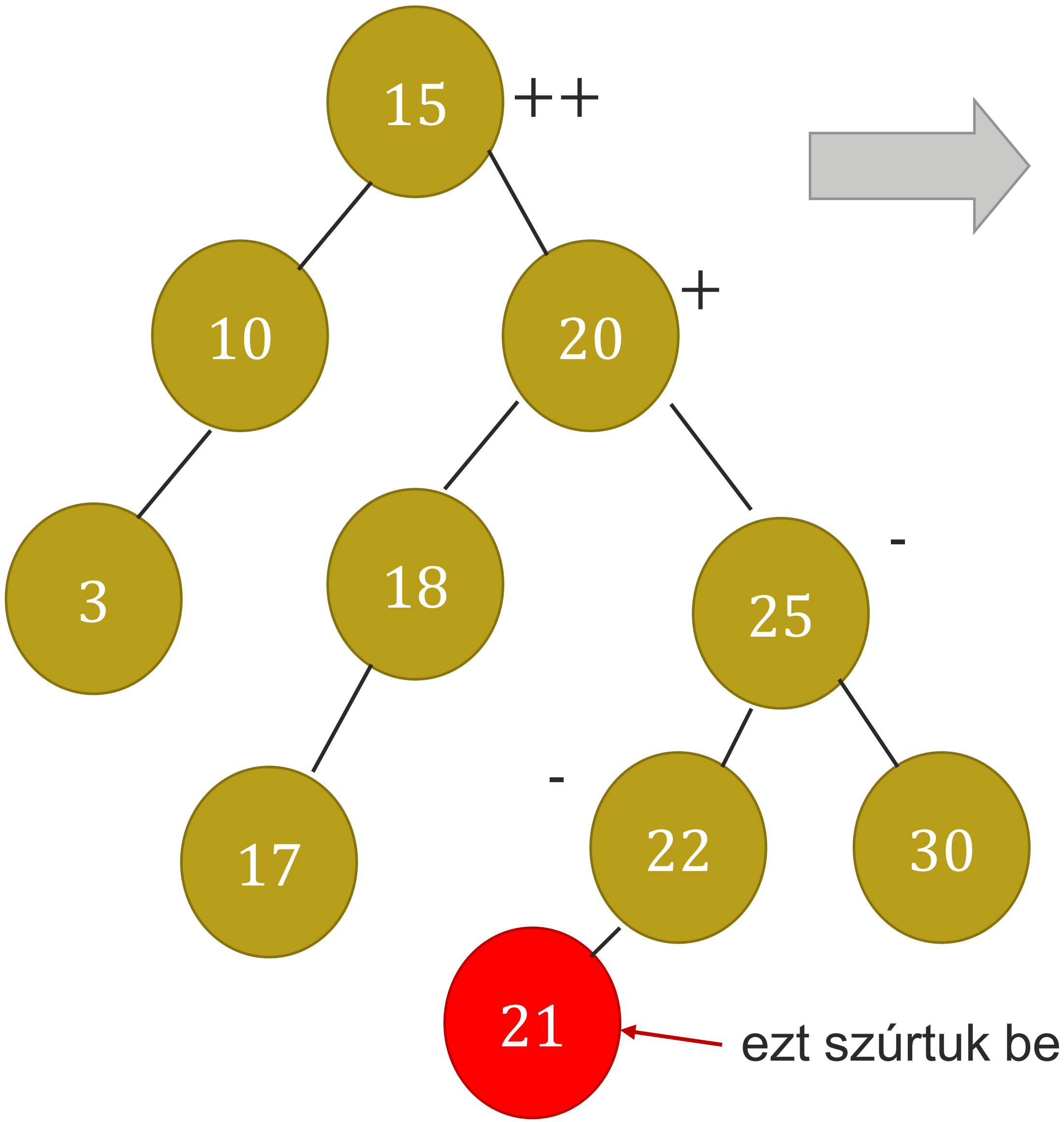


Ennek a tükörképe a (--,-) szabály! (1. eset)

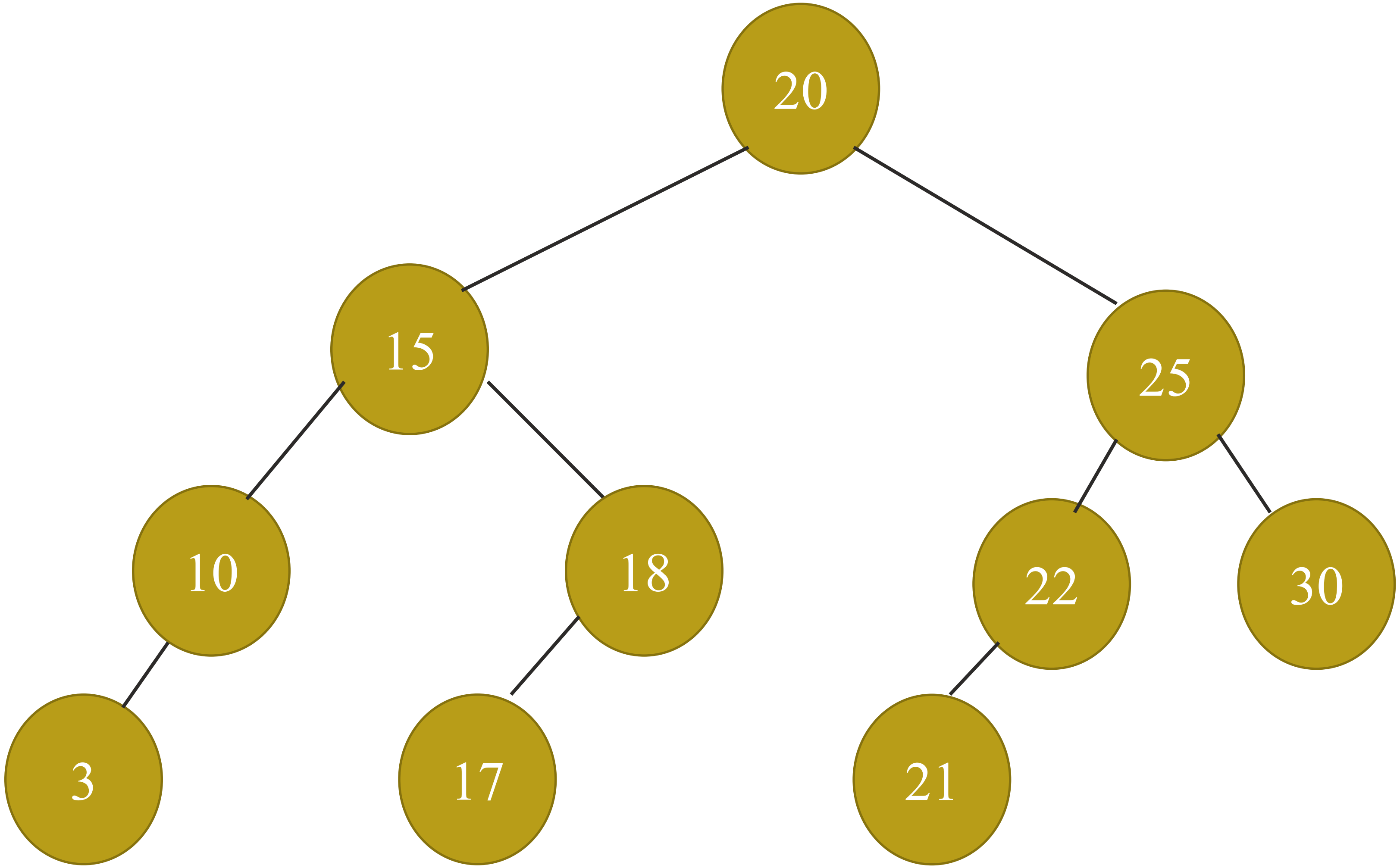
$\alpha < x < \beta < y < \gamma$

A forgatás után ismét $h+2$ a magasság. Ezért feljebb, a befoglaló fában (ha van), változatlanul érvényes az AVL tulajdonság, nem kell feljebb menni ellenőrizni.

Példa

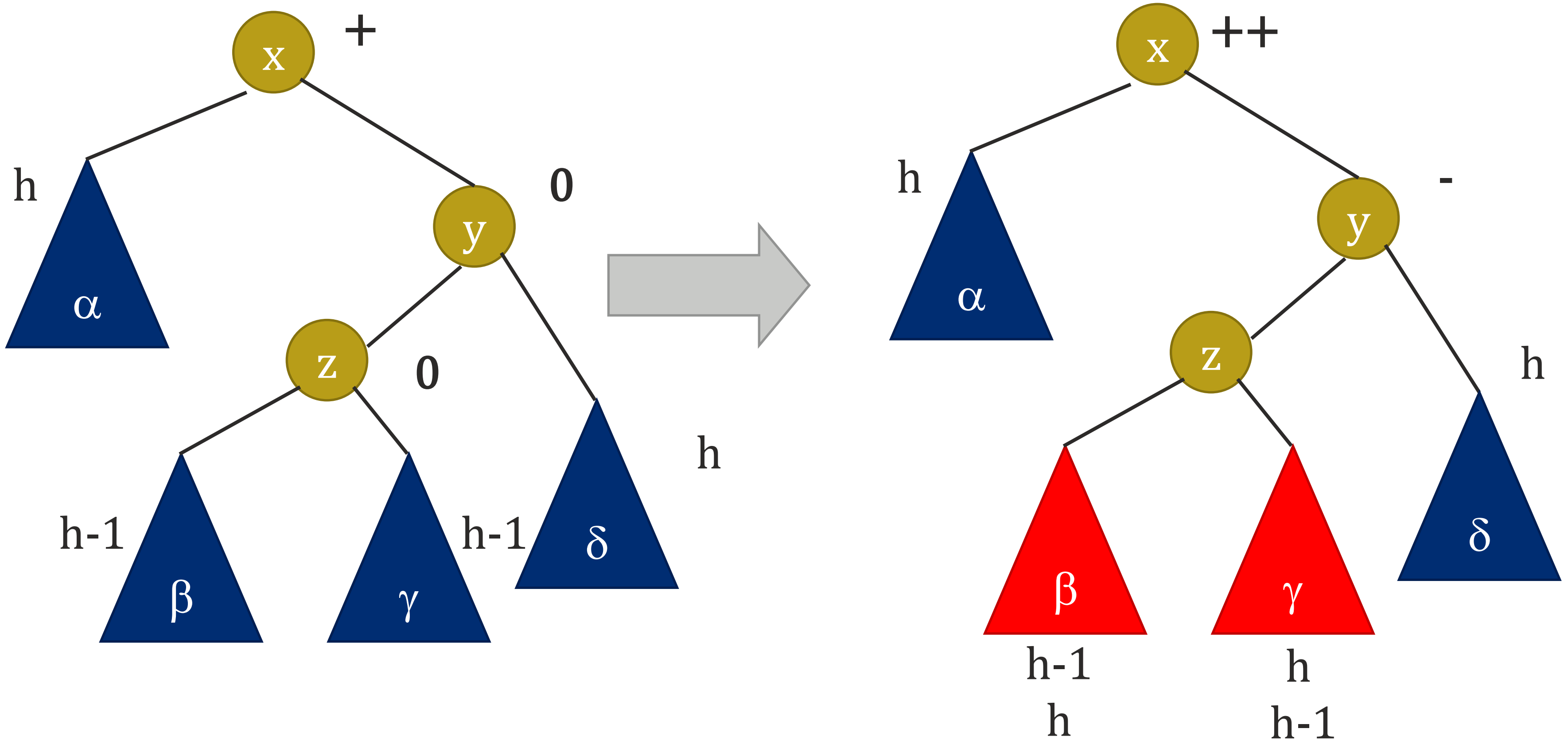


Példa



A (++,-) szabály

Az új levél a z alatti β vagy γ részfába került.
A beszúrás előtt a z csúcs alatti fák egyformák:

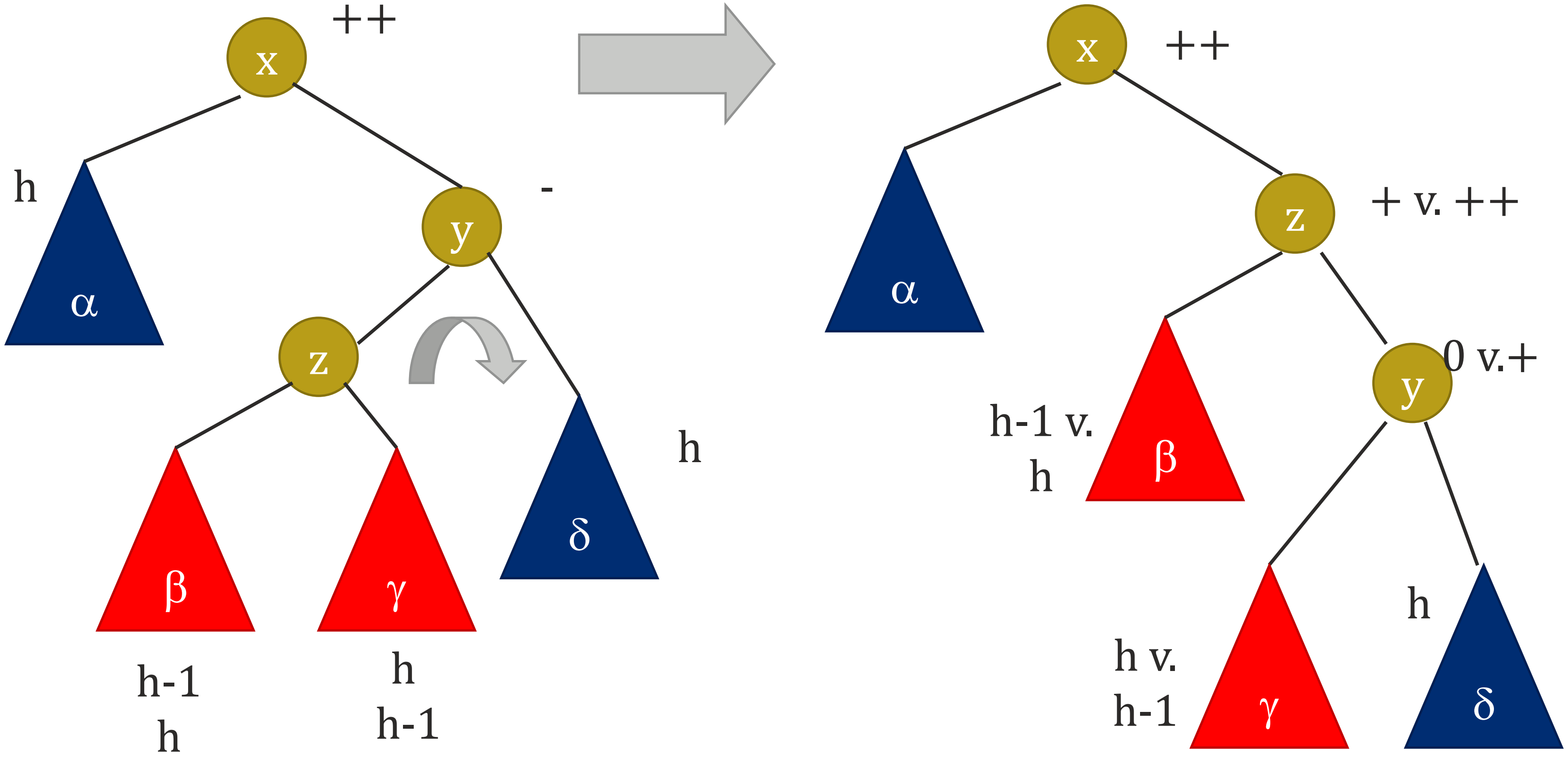


$\alpha < x < \beta < z < \gamma < y < \delta$

A beszúrás után az egyik részfa magassága h lett, a másik maradt h-1.

A (++,-) szabály

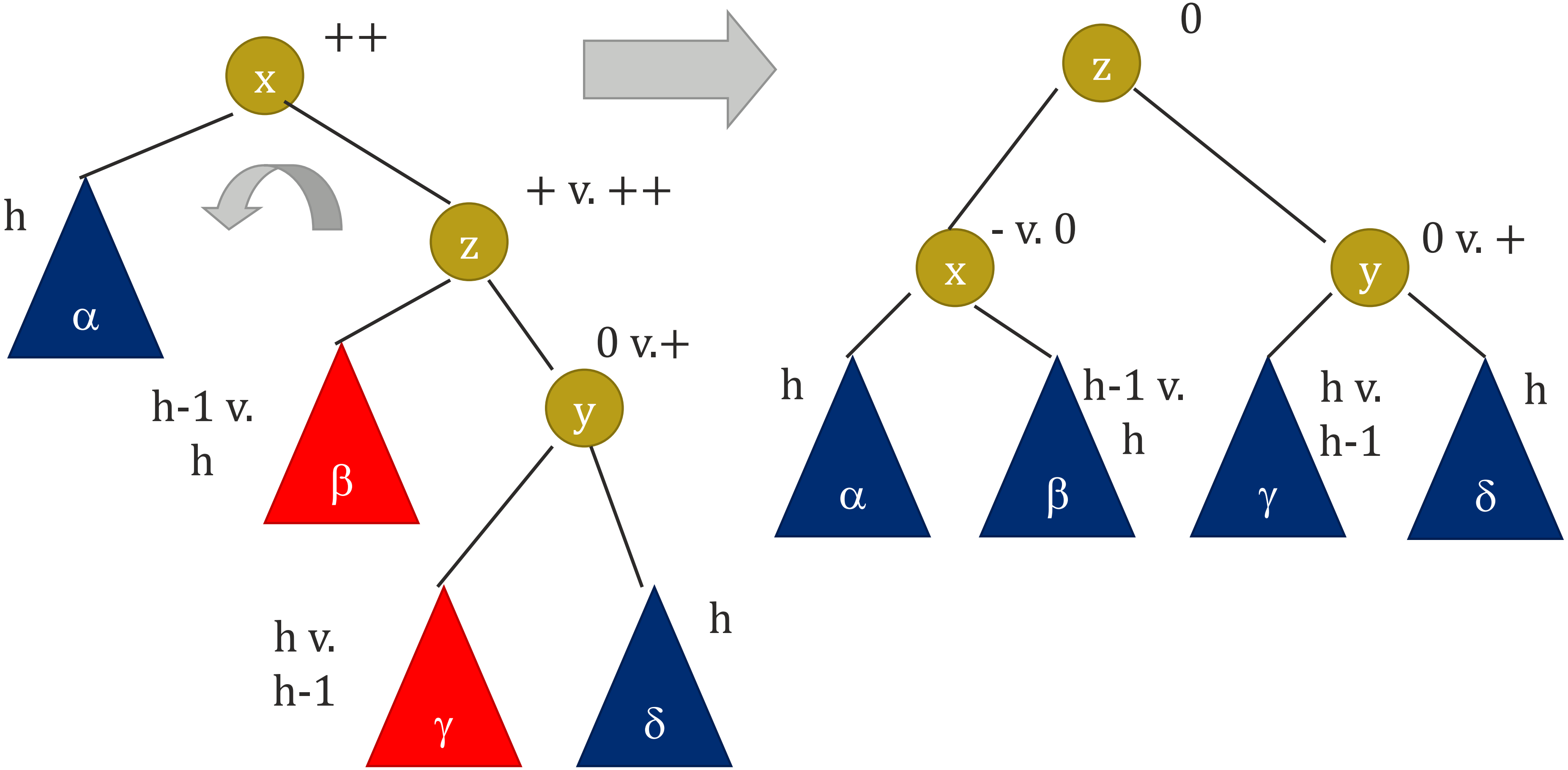
Dupla forgatás kell: először jobbra:



$\alpha < x < \beta < z < \gamma < y < \delta$

A (++,-) szabály

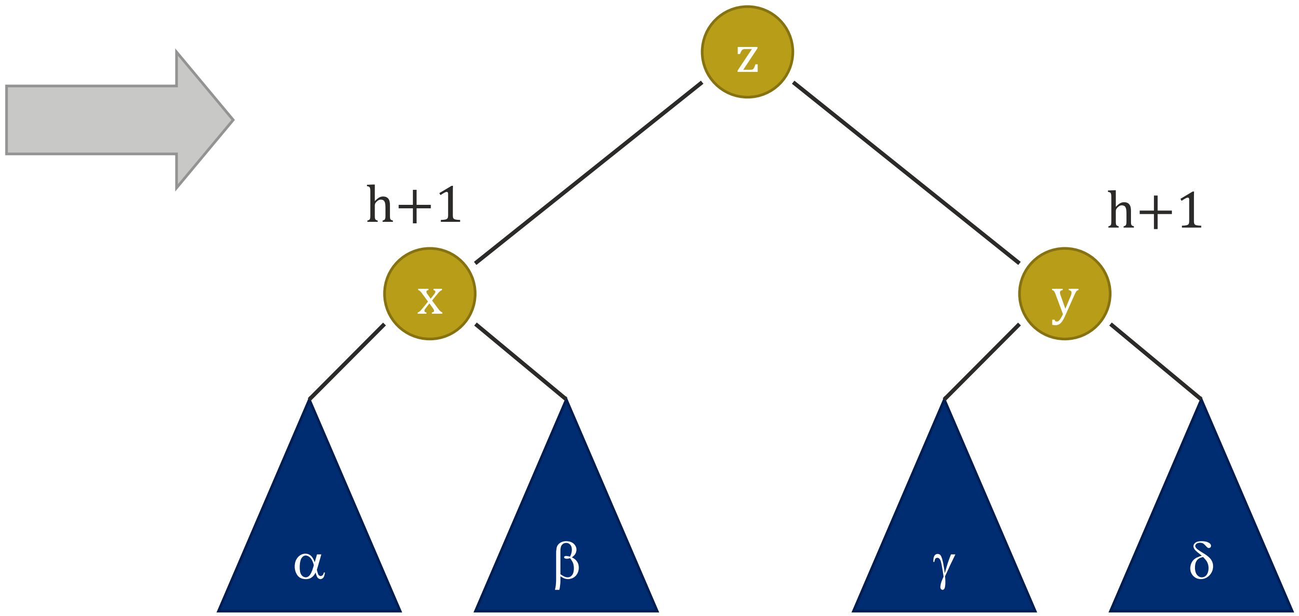
Dupla forgatás kell: azután balra:



A (++,-) szabály

A beszúrás előtt az x gyökerű fa magassága $h+2$ volt. A forgatás után ismét $h+2$ a magasság. Ezért feljebb, a befoglaló fában (ha van), változatlanul érvényes az AVL tulajdonság, nem kell feljebb menni ellenőrizni.

Végeredmény



Továbbra is igaz:
$\alpha < x < \beta < z < \gamma < y < \delta$

Ennek a tükörképe a (--,+) szabály!

A (++,-) szabály

- Ennél az esetnél a két forgatási lépés összetartozik, a kettő között nincsen feltétel vizsgálat.
  - A két forgatás között előfordulhat, hogy a részfák ($\alpha, \beta, \gamma, \delta$) a kapcsolódó szülőkkel olyan részfa-magasságot eredményeznek, amely elvben nem lehetséges $(++,++)$
  - Ez azonban átmeneti állapot, látható, hogy a dupla forgatás végeredménye mindenképpen jó lesz
    - Az átmeneti pillanatban nincs is esetvizsgálat.

Újrakiegyensúlyozás beszúrásnál

- Összefoglalva:
  - A beszúrás után az új levéltől felfelé haladva a gyökér felé újra számoljuk a csúcsok címkéit ezen az útvonalon.
  - Ha egy x csúcs címkéje ++ vagy –– lesz, akkor az x gyökerű (rész)fa (esetleg dupla) forgatásával helyreállítható az AVL tulajdonság.
  - A tényleges helyreállítási lépés műveletigénye: $\mathcal{O}(1)$

Újrakiegyensúlyozás beszúrásnál

- Tétel
  - Legyen S egy n csúcsból álló AVL-fa.
  - `BESZÚR(s; S)` után legfeljebb egy (esetleg dupla) forgatással helyreállítható az AVL-tulajdonság.
  - A beszúrás költsége ezzel együtt is $\mathcal{O}(\log n)$.
- Bizonyítás
  - az előzőekből következik