2.7 Effizienz

Problem:

Spielbäume können RIESIG werden!!

Unsere Lösung:

- Wir erzeugen die `ME`-Strategie nicht für alle möglichen Spiel-Verläufe, sondern erst nach dem ersten Zug der Gegnerin. Spart ... Faktor 9
- Wir berücksichtigen Zug-Zwang. Spart ... ??!!...:-)
- Wir sind mit akzeptablen `ME`-Zügen zufrieden. Spart ungefähr ... Faktor 2

Achtung:

- Für Tic-Tac-Toe reicht das vollkommen aus: pro Spielverlauf werden zwischen 126 und 1142 `MyChoice`-Knoten angelegt ...
- Für komplexere Spiele wie Dame, Schach oder gar Go benötigen wir weitere Ideen ...

1. Idee: Eröffnungen

- Tabelliere Anfangs-Stücke optimaler Spiel-Verläufe.
- Konstruiere die Strategie erst ab der ersten Konfiguration, die von den tabellierten Eröffnungen abweicht ...

Beispiel: Tic-Tac-Toe

Wir könnten z.B. beste Antworten auf jeden möglichen Eröffnungs-Zug tabellieren:

```
public interface Opening {
   int[] OPENING = {
      4, 4, 4, 4, 2, 4, 4, 4, 4
   };
}
```

- Die Funktion `int nextMove(int place);` schlägt dann den ersten Antwort-Zug in `OPENING` nach.

- Erst bei der zweiten Antwort (d.h. für den vierten Stein auf dem Brett) wird die `ME`-Strategie konstruiert.
- Dann bleiben grade mal höchstens $6! = 720$ Spiel-Fortsetzungen übrig ... die Anzahl der tatsächlich benötigten `MyChoice`-Knoten scheint aber nur noch zwischen 9 und 53 zu schwanken (!!!)

2. Idee: Bewertungen

Finde eine geeignete Funktion `advice`, die die Erfolgsaussichten einer Konfiguration direkt abschätzt, d.h. ohne Aufbau eines Spielbaums.

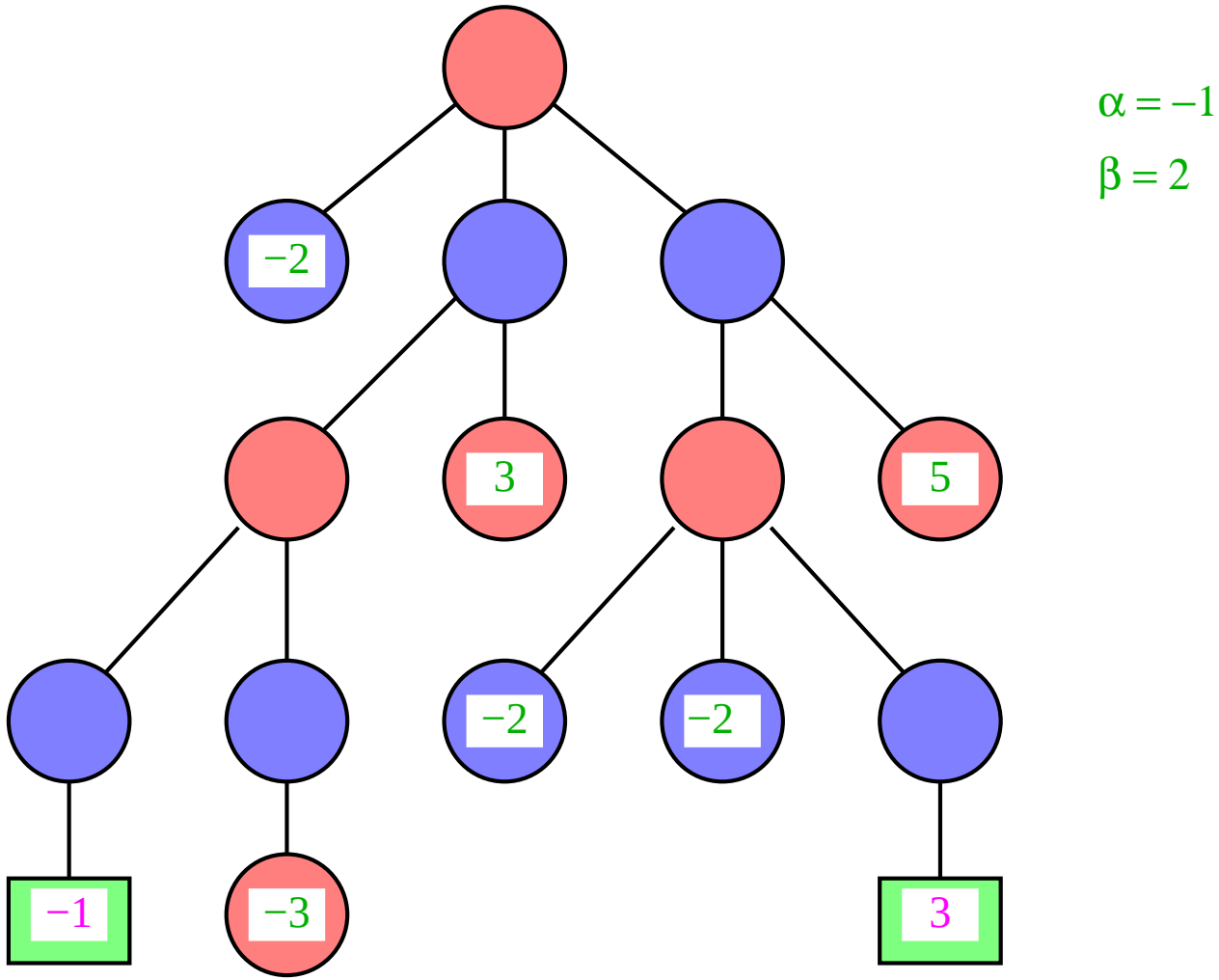
Achtung:

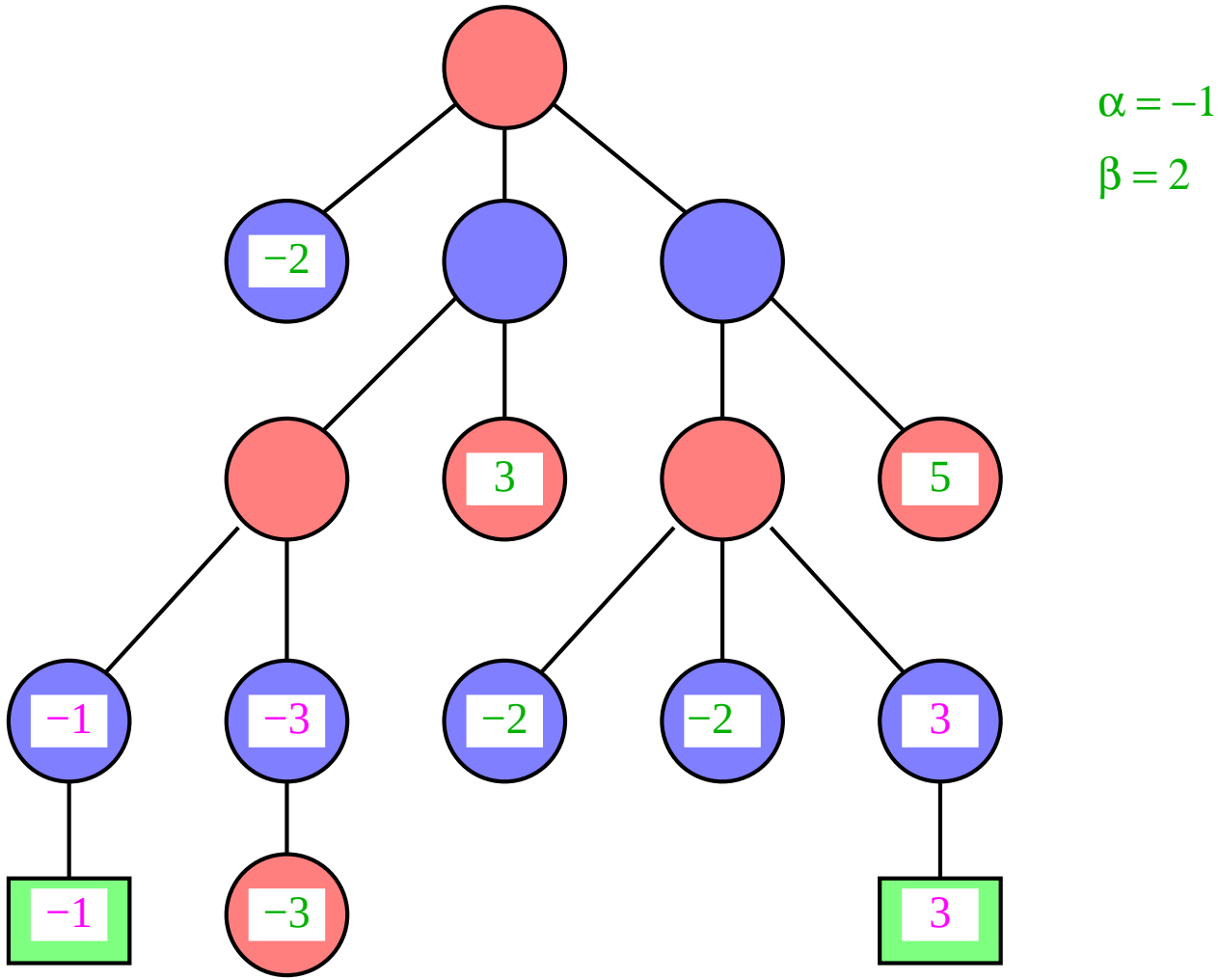
- I.a. ist eine solche Funktion nicht bekannt :-(
- Man muss mit unpräzisen bis fehlerhaften Bewertungs-Funktionen zurecht kommen ...

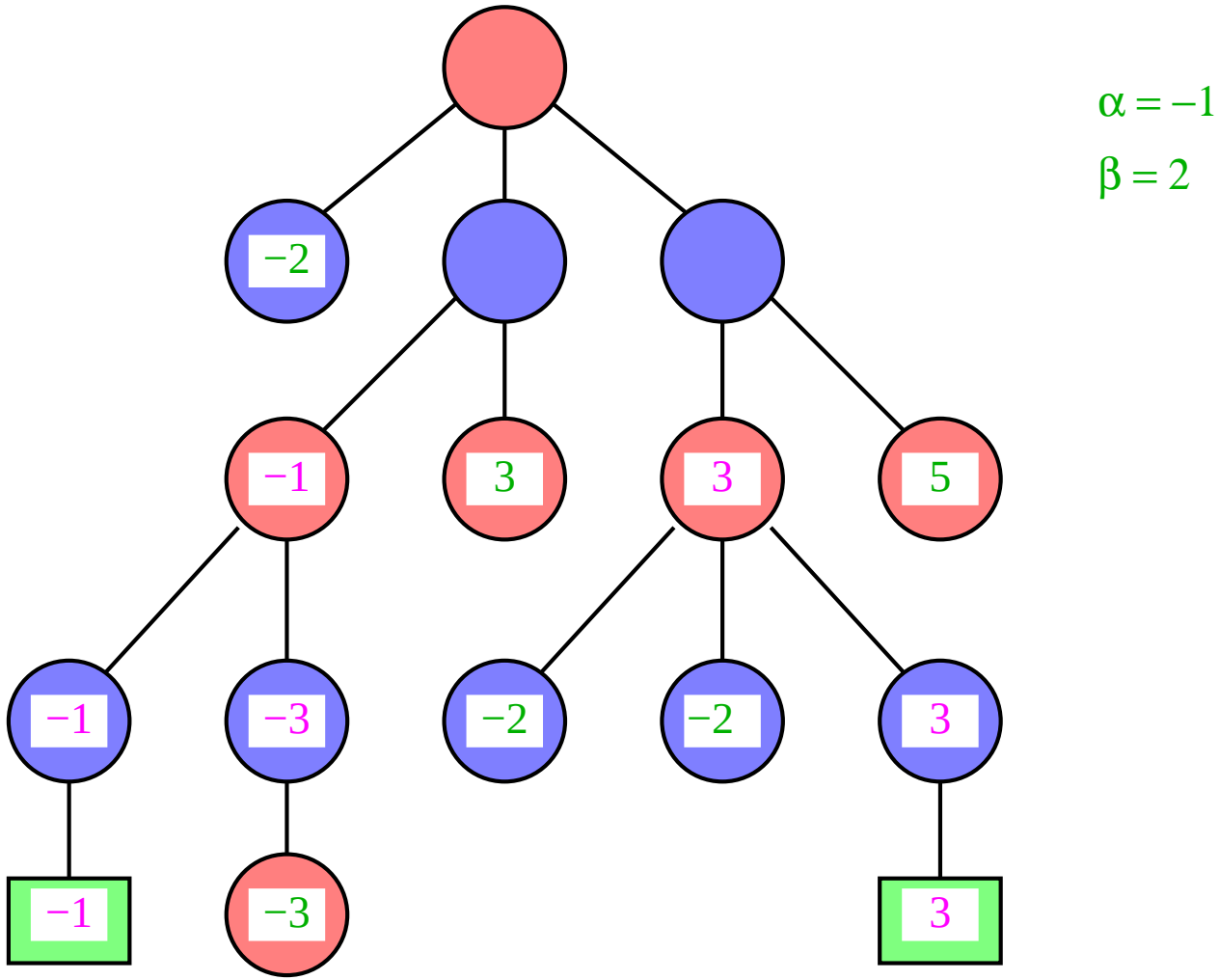
3. Idee: (α, β)-Pruning

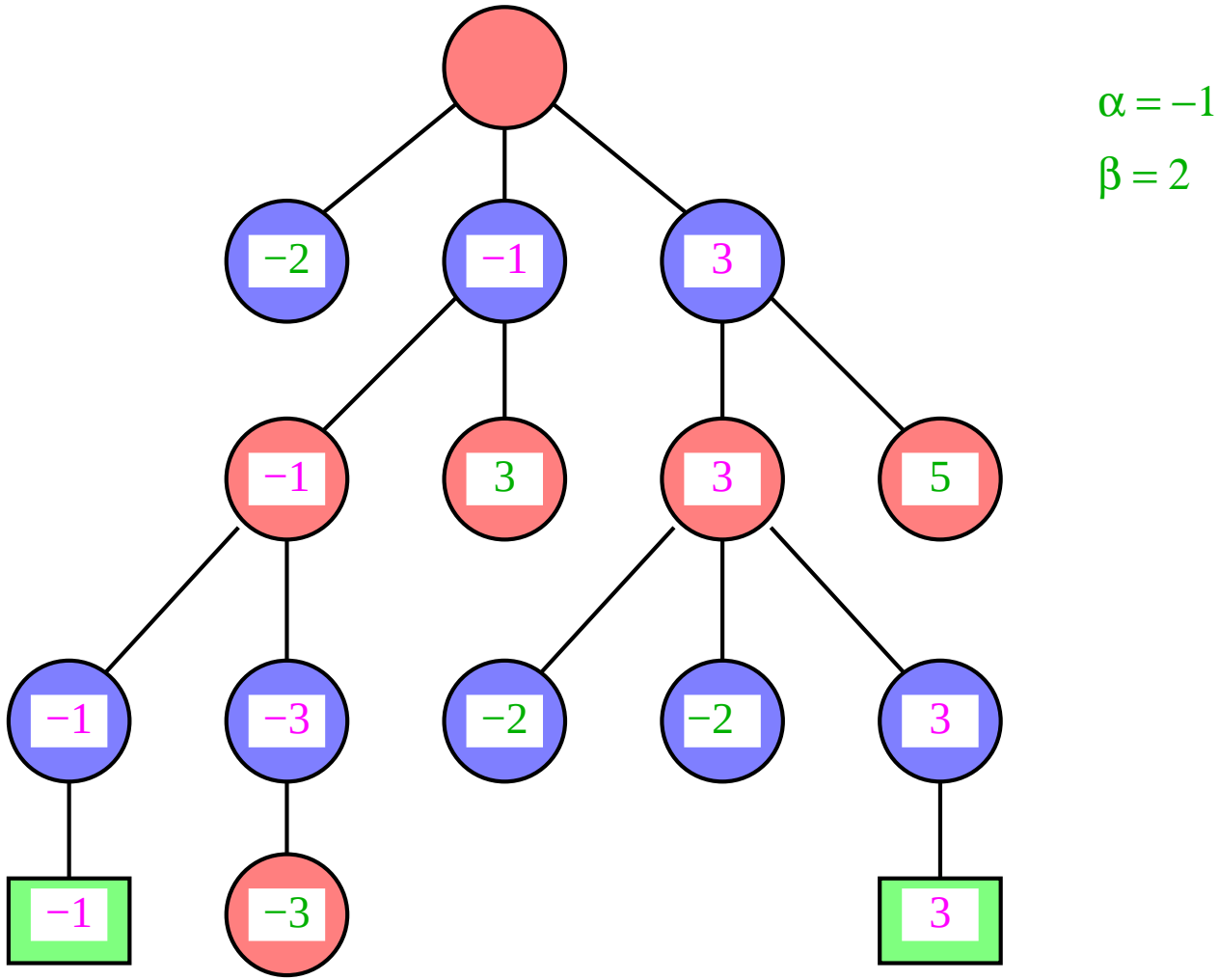
- Wir nehmen an, wir hätten eine halbwegs zuverlässige Bewertungsfunktion `advice`, d.h. es gibt Zahlen $\alpha < 0 < \beta$ so dass für Konfigurationen conf gilt:
  - Ist `advice(`conf`) <` α, gewinnt voraussichtlich die Gegnerin;
  - Ist β `< advice(`conf`)`, gewinnt voraussichtlich das Programm.
- Zur Bestimmung unseres nächsten Zugs, betrachten wir sukzessive alle Nachfolger-Konfigurationen conf.
  - Ist β `< advice(`conf`)`, ist der Zug akzeptabel.

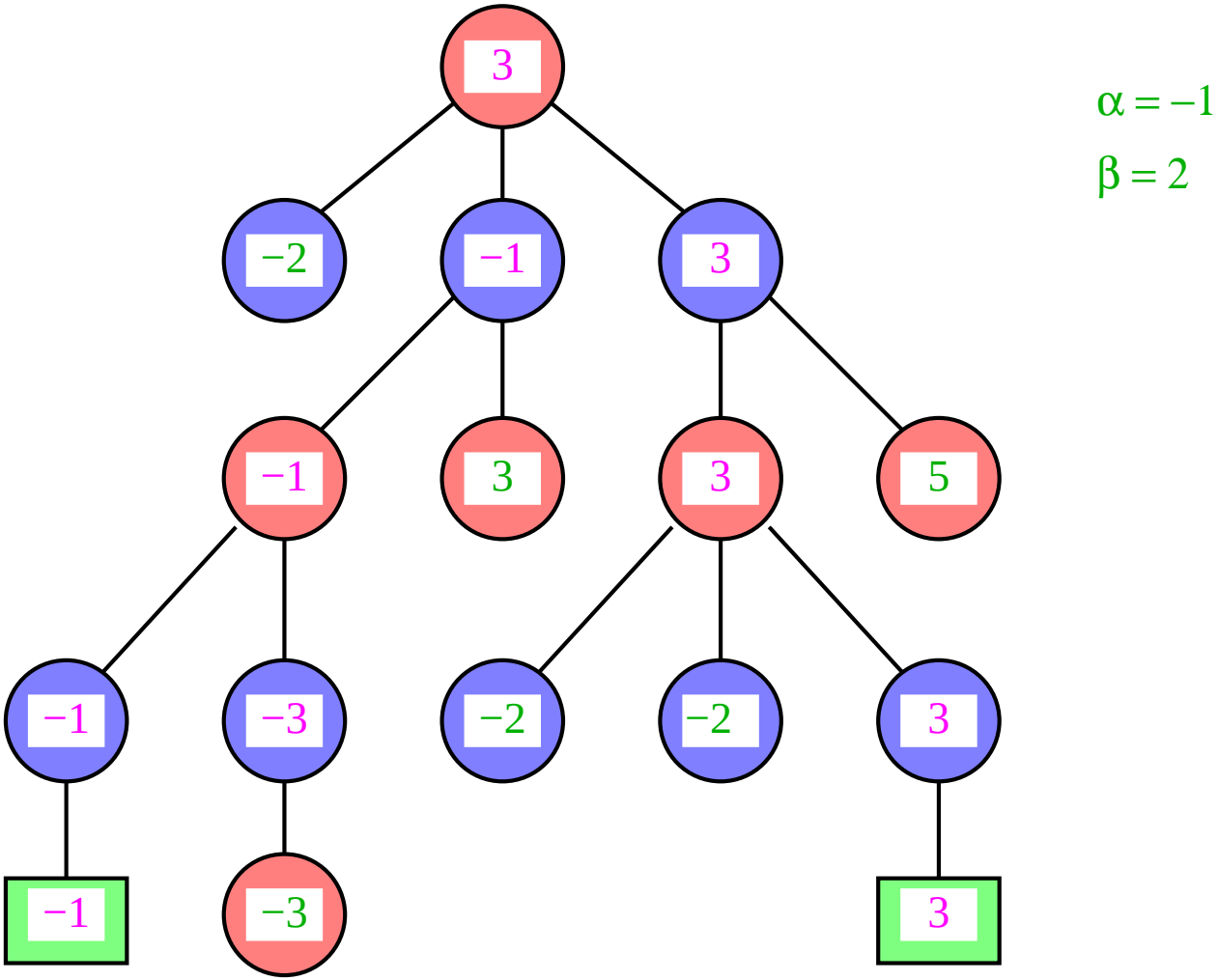
- Gibt es keinen akzeptablen Zug, betrachten wir rekursiv die Nachfolger aller Konfigurationen conf, für die $\alpha <$ `advice(`conf`)` .
- Für gegnerische Konfigurationen gehen wir dual vor ...


α = −1
β = 2
−2
3
5
−2
−2
−1
−3
3


α = −1
β = 2
−2
3
5
−1
−3
−2
−2
3
−1
−3
3

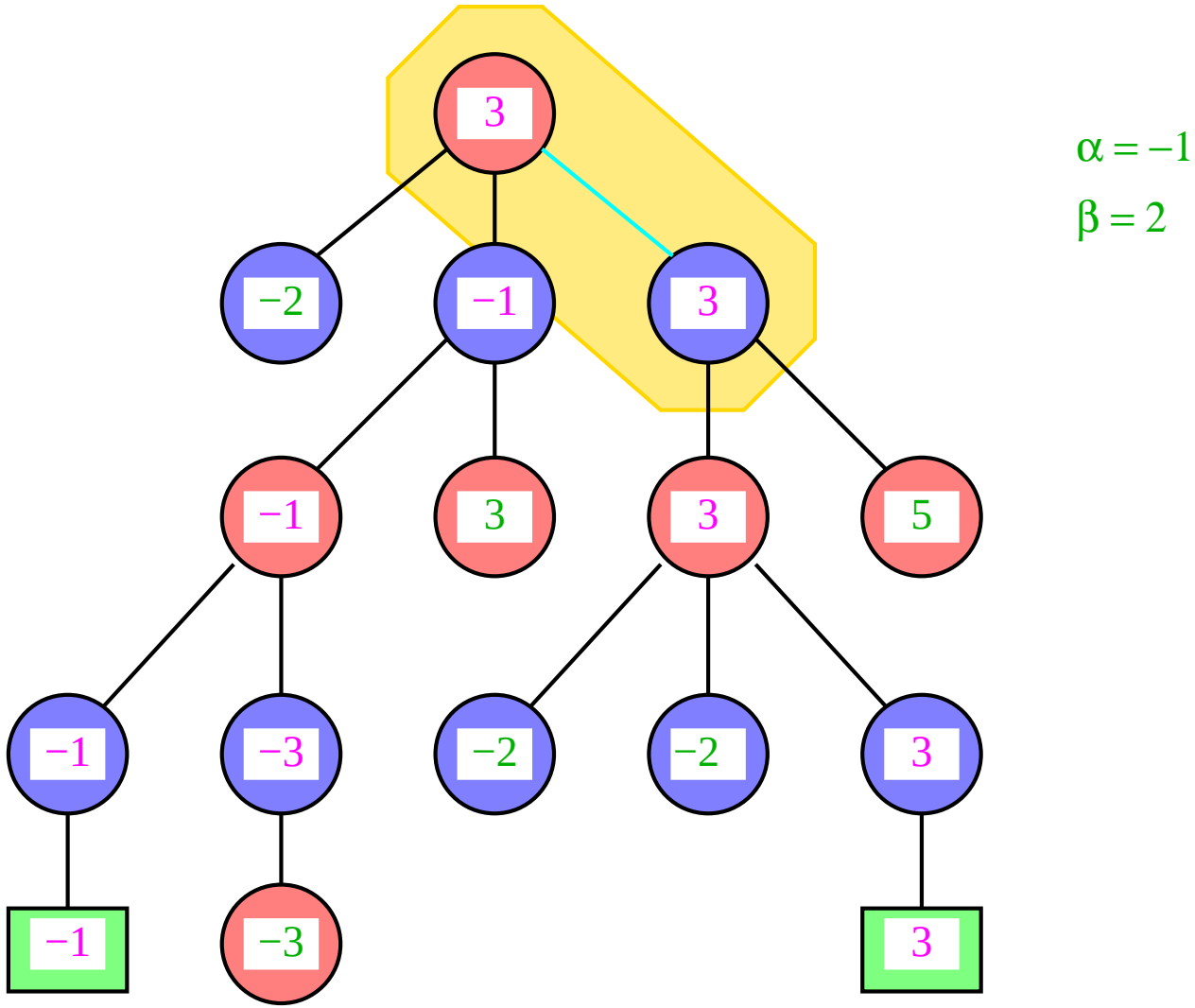

α = −1
β = 2
−2
−1
3
3
5
−1
−3
−2
−2
3
−1
−3
3


α = −1
β = 2
−2
−1
3
−1
3
3
5
−1
−3
−2
−2
3
−1
−3
3



$\alpha = -1$

$\beta = 2$



$\alpha = -1$

$\beta = 2$

Vorteil:

Die Anzahl der zu untersuchenden Konfigurationen wird (hoffentlich ;-) beträchtlich eingeschränkt!

Nachteil:

Ist die Bewertungsfunktion offensichtlich fehlerhaft, lässt sich das Programm austricksen ...

Frage:

Wie findet man eine Bewertungsfunktion deren Fehlerhaftigkeit nicht so offensichtlich ist???

Ausblick:

- Nicht alle 2-Personen-Spiele sind endlich.
- Gelegentlich hängt der Effekt eines Zugs zusätzlich vom Zufall ab.
- Eventuell ist die aktuelle Konfiguration nur partiell bekannt.

$\Longrightarrow$ Spieltheorie

3 Korrektheit von Programmen

- Programmierer machen Fehler :-)
- Programmierfehler können teuer sein, z.B. wenn eine Rakete explodiert, ein firmenwichtiges System für Stunden ausfällt ...
- In einigen Systemen dürfen keine Fehler vorkommen, z.B. Steuerungssoftware für Flugzeuge, Signalanlagen für Züge, Airbags in Autos ...

Problem:

Wie können wir sicherstellen, dass ein Programm das richtige tut?

Ansätze:

- Sorgfältiges Vorgehen bei der Software-Entwicklung;
- Systematisches Testen

  $\Longrightarrow$ formales Vorgehensmodell (Software Engineering)
- Beweis der Korrektheit

  $\Longrightarrow$ Verifikation

Ansätze:

- Sorgfältiges Vorgehen bei der Software-Entwicklung;
- Systematisches Testen

  $\Longrightarrow$ formales Vorgehensmodell (Software Engineering)
- Beweis der Korrektheit

  $\Longrightarrow$ Verifikation

Hilfsmittel: Zusicherungen

Beispiel:

```
public class GGT extends MiniJava {
   public static void main (String[] args) {
   int x, y, a, b;
   a = read(); b = read();
   x = a; y = b;
   while (x != y)
      if (x > y) x = x - y;
      else       y = y - x;

   assert(x != y);

   write(x);
   }  // Ende der Definition von main();
}     // Ende der Definition der Klasse GGT;
```

Kommentare:

- Die statische Methode `assert()` erwartet ein Boolesches Argument.
- Bei normaler Programm-Ausführung wird jeder Aufruf `assert(e);` ignoriert :-)
- Starten wir Java mit der Option: –ea (enable assertions), werden die `assert`-Aufrufe ausgewertet:

  $\Rightarrow$ Liefert ein Argument-Ausdruck `true`, fährt die Programm-Ausführung fort.

  $\Rightarrow$ Liefert ein Argument-Ausdruck `false`, wird ein Fehler `AssertionError` geworfen.

Achtung:

Der Laufzeit-Test soll eine Eigenschaft des Programm-Zustands bei Erreichen eines Programm-Punkts überprüfen.

Der Test sollte keineswegs den Programm-Zustand verändern !!!

Sonst zeigt das beobachtete System ein anderes Verhalten als das unbeobachtete ???

Achtung:

Der Laufzeit-Test soll eine Eigenschaft des Programm-Zustands bei Erreichen eines Programm-Punkts überprüfen.

Der Test sollte keineswegs den Programm-Zustand verändern !!!

Sonst zeigt das beobachtete System ein anderes Verhalten als das unbeobachtete ???

Tipp:

Um Eigenschaften komplizierterer Datenstrukturen zu überprüfen, empfiehlt es sich, getrennt Inspector-Klassen anzulegen, deren Objekte eine Datenstruktur störungsfrei besichtigen können :-)

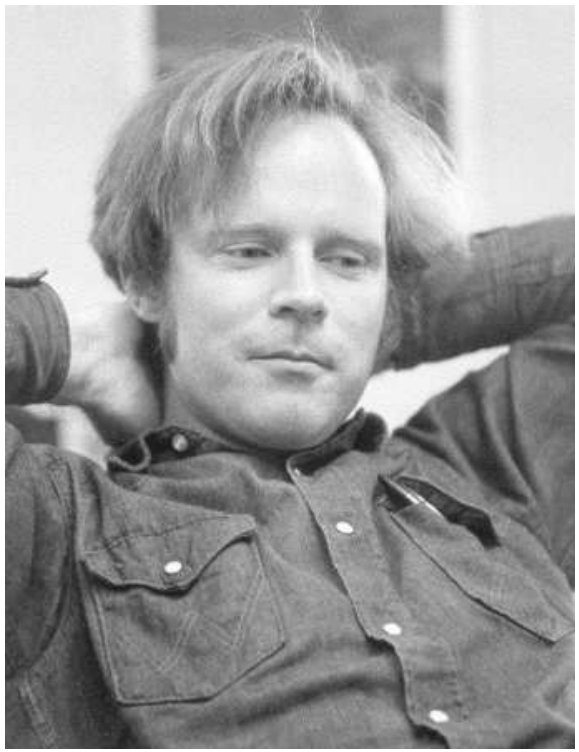
Problem:

- Es gibt i.a. sehr viele Programm-Ausführungen :-(
- Einhalten der Zusicherungen kann das Java-Laufzeit-System immer nur für eine Program-Ausführung überprüfen :-(

$\Longrightarrow$

Wir benötigen eine generelle Methode, um das Einhalten einer Zusicherung zu garantieren ...

3.1 Verifikation von Programmen



Robert W Floyd, Stanford U. (1936 – 2001)

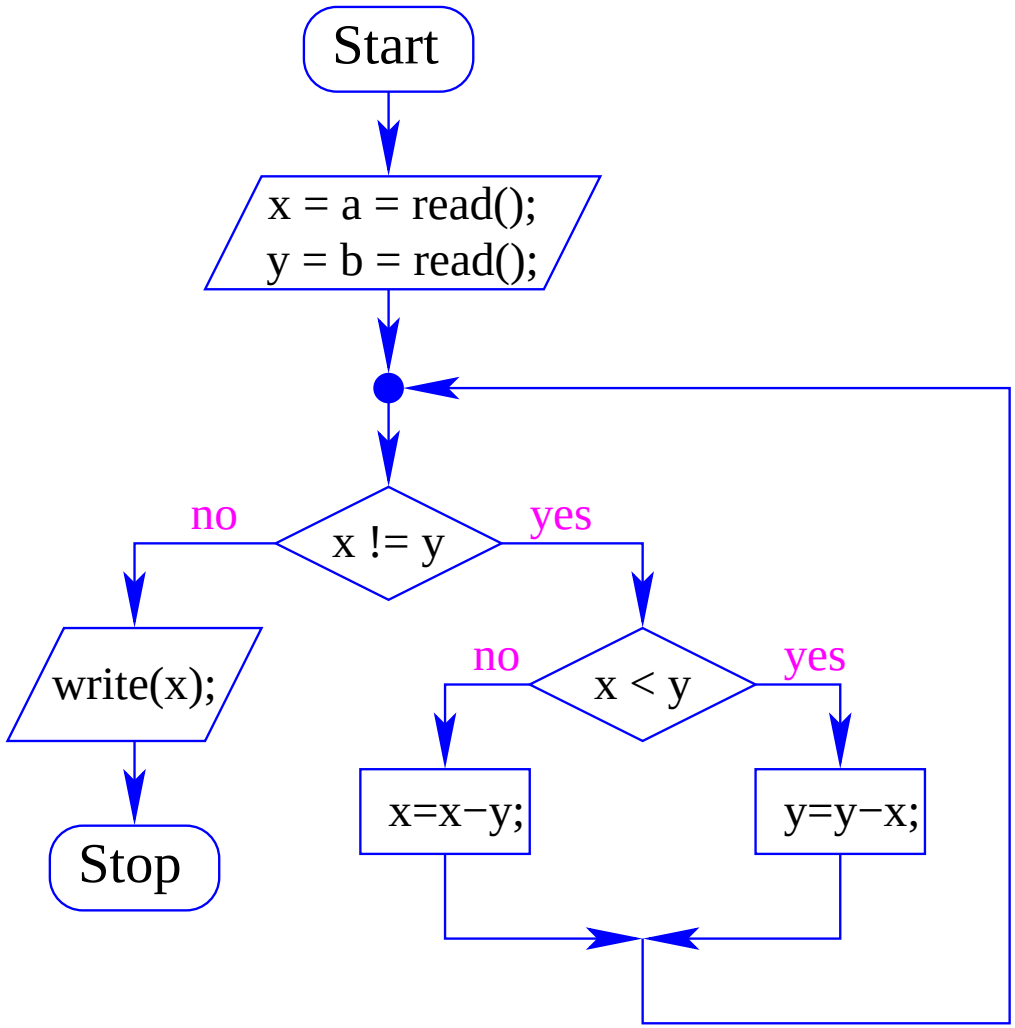
Vereinfachung:

Wir betrachten erst mal nur MiniJava ;-)

Idee:

- Wir schreiben eine Zusicherung an jeden Programmpunkt :-)
- Wir überprüfen lokal, dass die Zusicherungen von den einzelnen Anweisungen im Programm eingehalten werden.

Unser Beispiel:



Diskussion:

- Die Programmpunkte entsprechen den Kanten im Kontrollfluss-Diagramm :-)
- Wir benötigen eine Zusicherung pro Kante ...

Hintergrund:

$d \mid x$ gilt genau dann wenn $x = d \cdot z$ für eine ganze Zahl z.

Für ganze Zahlen x, y sei $ggT(x, y) = 0$, falls $x = y = 0$ und andernfalls die größte ganze Zahl d, die x und y teilt.

Dann gelten unter anderem die folgenden Gesetze:

$$
\begin{aligned}
ggT(x,0) &= |x| \\
ggT(x,x) &= |x| \\
ggT(x,y) &= ggT(x,y-x) \\
ggT(x,y) &= ggT(x-y,y)
\end{aligned}
$$

Idee für das Beispiel:

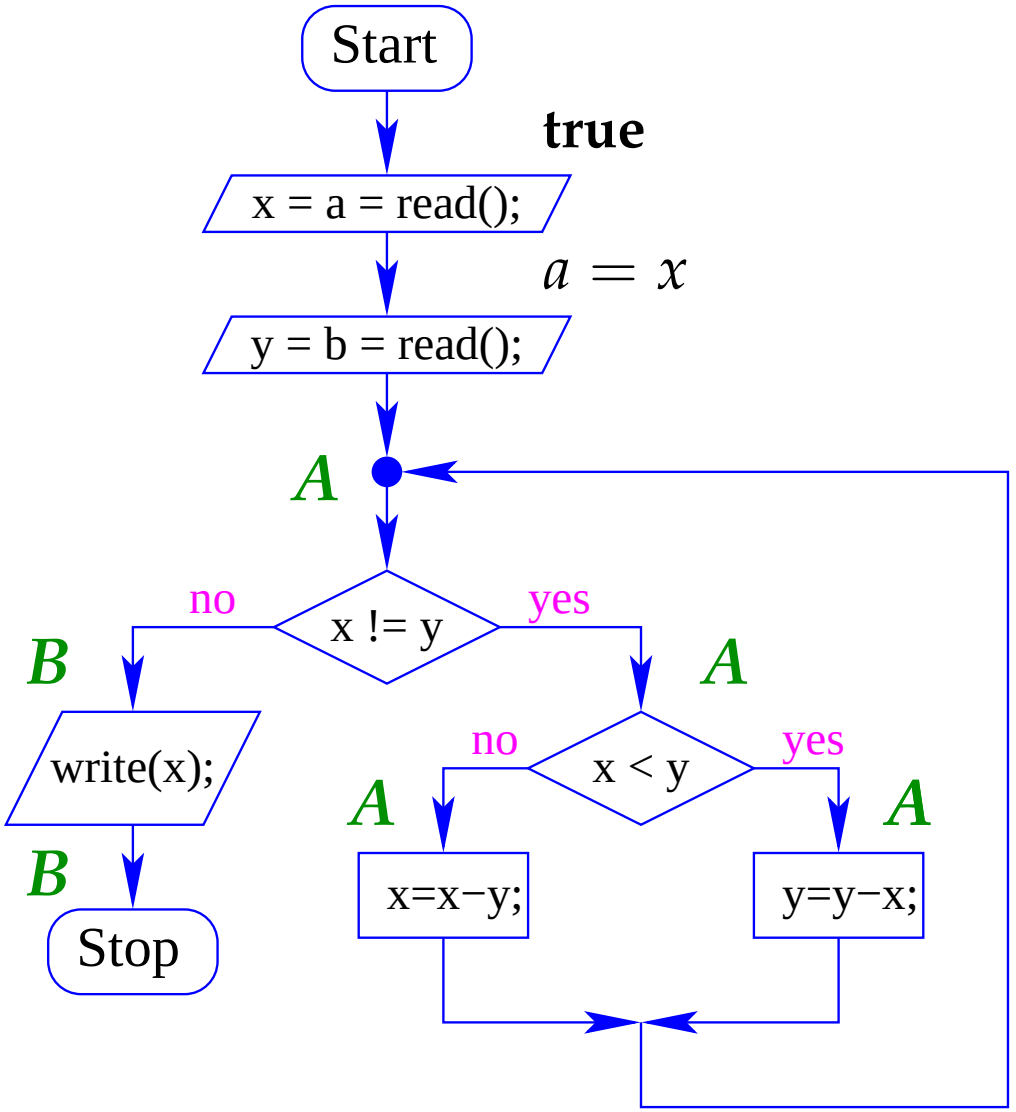
- Am Anfang gilt nix :-)
- Nach `a=read(); x=a;` gilt $a = x$:-)
- Vor Betreten und während der Schleife soll gelten:

$$A \quad \equiv \quad ggT(a,b) = ggT(x,y)$$

- Am Programm-Ende soll gelten:

$$B \quad \equiv \quad A \wedge x = y$$

Unser Beispiel:



Frage:

Wie überprüfen wir, dass Zusicherungen lokal zusammen passen?

Teilproblem 1: Zuweisungen

Betrachte z.B. die Zuweisung: `x = y+z;`

Damit nach der Zuweisung gilt: $x > 0$, // Nachbedingung

muss vor der Zuweisung gelten: $y + z > 0$. // Vorbedingung

Allgemeines Prinzip:

- Jede Anweisung transformiert eine Nachbedingung B in eine minimale Anforderung, die vor Ausführung erfüllt sein muss, damit B nach der Ausführung gilt :-)

Allgemeines Prinzip:

- Jede Anweisung transformiert eine Nachbedingung B in eine minimale Anforderung, die vor Ausführung erfüllt sein muss, damit B nach der Ausführung gilt :-)
- Im Falle einer Zuweisung `x = e;` ist diese schwächste Vorbedingung (engl.: weakest precondition) gegeben durch

$$\mathbf{WP}[\![\texttt{x = e;}]\!]\,(B) \quad \equiv \quad B[e/x]$$

Das heißt: wir substituieren einfach in B überall x durch e !!!

Allgemeines Prinzip:

- Jede Anweisung transformiert eine Nachbedingung B in eine minimale Anforderung, die vor Ausführung erfüllt sein muss, damit B nach der Ausführung gilt :-)
- Im Falle einer Zuweisung `x = e;` ist diese schwächste Vorbedingung (engl.: weakest precondition) gegeben durch

$$\mathbf{WP}[\![\texttt{x = e;}]\!]\ (B) \quad \equiv \quad B[e/x]$$

  Das heißt: wir substituieren einfach in B überall x durch e !!!
- Eine beliebige Vorbedingung A für eine Anweisung s ist gültig, sofern

$$A \Rightarrow \mathbf{WP}[\![s]\!]\ (B)$$

  // A impliziert die schwächste Vorbedingung für B.

Beispiel:

Zuweisung:	`x = x-y;`
Nachbedingung:	$x > 0$
schwächste Vorbedingung:	$x - y > 0$
stärkere Vorbedingung:	$x - y > 2$
noch stärkere Vorbedingung:	$x - y = 3$:-)