



6. Kapitel

Exkurs: Speicherbereinigung

Kapitel 6: Speicherbereinigung

1. Einleitung

Alternativen

Methodik

2. Markieren

3. Verfahren

mit Freiliste

mark-and-sweep

mark-and-copy

Generationenspeicher

Paralleler Speicherbereiniger

4. Literatur



6.1 Speicherbereinigung (*SB*)

Ziel:

Wiederverwendung des Platzes nicht mehr benötigter Haldenobjekte

Speicherloch: Überflüssige Objekte bleiben erhalten

Probleme:

Aufwand (*evtl.*) beträchtlich (mehrere 10% Rechenzeit)

Bei Echtzeit- und interaktiven Aufgaben Betriebsunterbrechung vermeiden

Voraussetzung:

Alle Verweise auf überflüssige Objekte gelöscht
(Aufgabe des Anwenders, **nicht trivial !**)

6.1 SB: Alternativen

SB von Hand:

- **explizite Speicherverwaltung**, SB durch Anweisungen im Programm

automatische SB ohne Info:

- **Boehms SB**, (C, C++, ...): Bitmuster prüfen, ob sie Verweise sein könnten
- **Referenzzähler**: Jedes Objekt enthält Zähler der Verweise und seinen Umfang
 - beide Verfahren können Speicherlöcher hinterlassen

automatische SB mit Info vom Übersetzer

- **Urform: LISP-SB**, Position sämtlicher Verweise und Objektumfang vorab bekannt
- **die hier behandelten Verfahren**

6.1 SB von Hand

- *mark-dispose* (Pascal,...): markiere Haldenpegel, beseitige später alle Objekte jenseits der Marke
 - Keller von Marken erforderlich
 - nur wenn *alle* Objekte zwischen Markieren und Beseitigen überflüssig
- explizite *Freilistenverwaltung* mit expliziten Freigabeanweisungen im Programm
- Beide Verfahren
 - erfordern große Aufmerksamkeit
 - sind sehr fehleranfällig und wartungsunfreundlich
 - sind bereits für mittelgroße Programme ungeeignet

6.1 automatische SB ohne Info

Boehms SB, (C, C++,...): Bitmuster prüfen, ob sie Verweise sein könnten

- entscheide konservativ, welche (Keller-/Halden-)Inhalte Referenzen sein könnten, bestimme Länge der Bezugsobjekte, beseitige alle anderen Objekte
 - keine Verschiebung von Objekten möglich
 - kann Speicherlöcher verursachen

Referenzzähler: Jedes Objekt enthält Zähler der Verweise und seinen Umfang

- bei Zuweisungen an Verweisvariable: Zähler des bisherigen Bezugsobjekts herunter-, des neuen Bezugsobjekts heraufzählen
- Objekt beseitigen wenn Zähler null, d.h. seinen Platz in eine Freiliste aufnehmen
 - **Zusatzaufwand bei jeder Zuweisung von Verweisen**
 - **keine Verschiebung von Objekten möglich**
 - sehr große Objekte evtl. nicht allozierbar, obwohl Platz vorhanden
 - **Umfang der Referenzzähler?**
 - **Speicherlöcher: zyklische Listen werden nicht beseitigt**

6.1 automatische SB mit Info

finde *alle* überflüssigen Objekte und beseitige sie mit Hilfe von

- Freilistenverwaltung,
- Zusammenschieben oder
- Kopieren der benötigten Objekte

Voraussetzung: Lage aller Verweise und Umfang aller Objekte bekannt

- entweder aus **Systementwurf**, z.B. alle Objekte gleich aufgebaut, gleich lang, Verweise an festen Stellen
- oder durch **Selbstidentifikation**: alle Objekte (auch im Keller) enthalten Typkennung oder Länge und Positionsangaben der enthaltenen Verweise
- oder durch **Färbung der Verweise**: alle Verweise sind (explizit oder implizit) mit dem Typ des Bezugsobjekts gekennzeichnet, aus dem Typ kann auf die Lage der Verweise im Bezugsobjekt geschlossen werden
 - explizit: Verweis umfaßt Typkennung des Bezugsobjekts
 - implizit: Typbeschreibung enthält Typ des Bezugsobjekts für alle Verweise (Typbeschreibung auch für Schachteln im Keller, nicht möglich bei polymorphen Verweisen)

einfachste Lösungen: alle Objekte gleich aufgebaut oder Färbung mit impliziter Kennzeichnung

- bei Polymorphie immer Selbstidentifikation erforderlich

6.1 Methodik

1. Markiere alle benötigten Objekte:

Spannende Bäume ausgehend von Verweisen im Keller

2. Alternativen:

(a) freien Platz in Freilisten sammeln

(b) Kompression: benötigte Objekte zusammenschieben

(c) Kopieren: benötigte Objekte in neuen Speicherbereich

(b), (c) außerdem Adressen korrigieren

Voraussetzung:

- alle Verweise auffindbar
- bei Kompression, Kopieren: kein Nicht-Verweis wird fehlerhafterweise als Verweis interpretiert

6.1 Probleme

- Länge der Objekte alle gleich? Sonst: woher bekannt?
- Erkennen von Verweisen? (Keller, Register, Halde)
- Verweise immer auf Objektanfang?
- Kellerlänge bei Tiefensuche? (keine Rekursion, expliziter Keller oder Zeigerumkehr)
- Lokalität der Objekte?

6.1 Aufwand

- Programmlänge der Speicherbereinigung ca. 300-500 (oft Maschinen-) Befehle

H Haldenlänge, R Umfang des noch benötigten Restes, $H - R$ gewonnener Platz

- Aufwand $c_1R + c_2H$ (für Markieren und Aufsammeln)
- Relativer Aufwand $\frac{c_1R + c_2H}{H - R}$ (in # Befehlszyklen/Wort)
- $H / R > 0.5$: H vergrößern
- $H \geq$ verfügbarer Hauptspeicher:
Transporte Haupt-/Hintergrundspeicher dominieren Kosten
- **Anzahl Pufferfehler dominieren die Kosten immer! Auf Lokalität achten!**

Kapitel 6: Speicherbereinigung

1. Einleitung

Alternativen

Methodik

2. Markieren

3. Verfahren

mit Freiliste

mark-and-sweep

mark-and-copy

Generationenspeicher

Paralleler Speicherbereiniger

4. Literatur



6.2 Markieren

Tiefensuche (mit explizitem Keller oder Zeigerumkehr) oder
Breitensuche (bei kopierender SB)

Voraussetzungen:

- Markierungsbit für jedes Objekt
- bei nicht-uniformen Objekten (\neq LISP): komplettes Typ-Layout oder
bei polymorphen Verweisen: Typ-Layout + Typkennung jedes Objekts
- Umfang der Objekte muß bekannt sein
- bei Verweisen **in** ein Objekt:
(Objektanfang, Relativadresse) benutzen
- Welche Register enthalten Verweise?
 - bei Prozeduraufruf Liste der Register mit Verweisen übergeben

6.2 Tiefensuche mit Zeigerumkehr

Tiefensuche zur Konstruktion eines spannenden Walds aller noch zugänglichen Objekte benötigt:

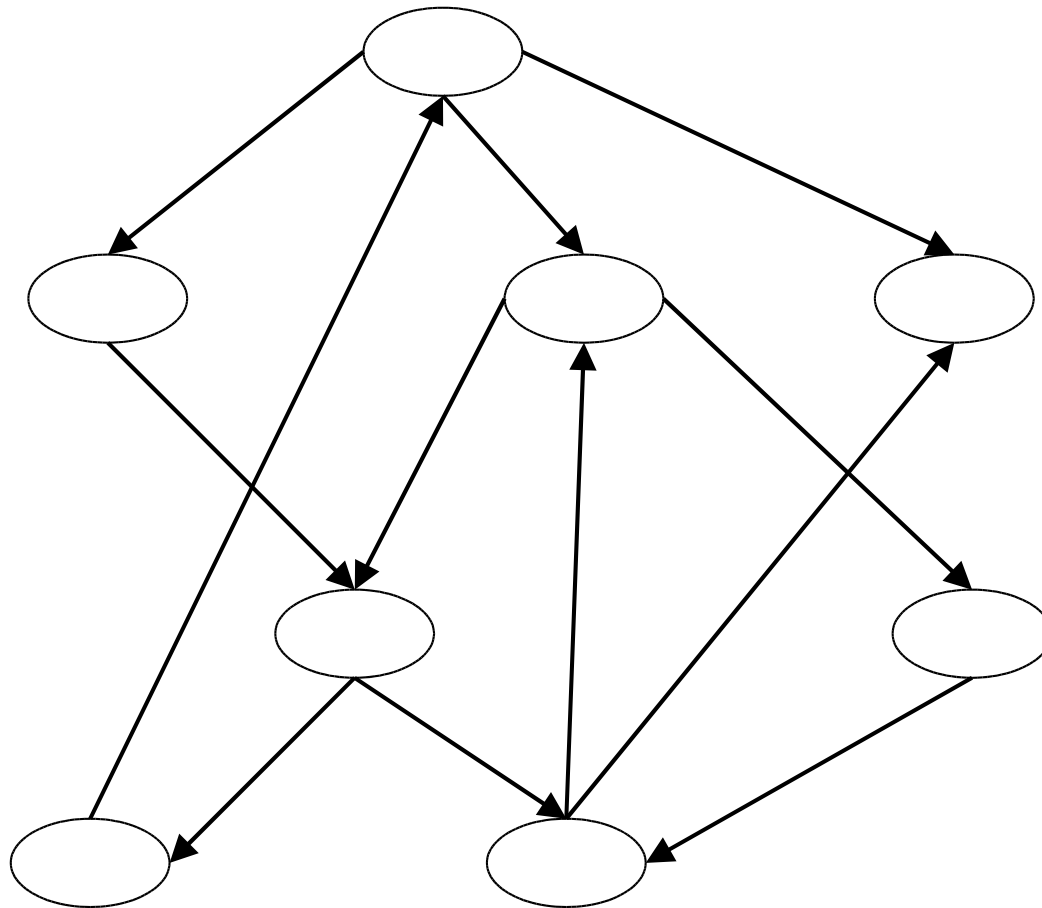
- eine boolesche Größe „markiert“ für jedes Objekt (Markierungsbit): Kennzeichen bereits besuchter Objekte
- einen Keller des aktuellen Pfads durch den Graph
 - Keller enthält Info, welcher Sohn bei Rückkehr zu einer Ecke als nächster besucht werden soll

Keller kann sehr groß werden: kontraproduktiv, wenn Speicher fehlt (und daher SB stattfindet)

Alternative: **Zeigerumkehr nach Schorr-Waite**: vor Besuch eines Sohnes benutze den Verweis auf den Sohn, um auf den Vater zu zeigen, bei Rückkehr setze den alten Verweis wieder ein.

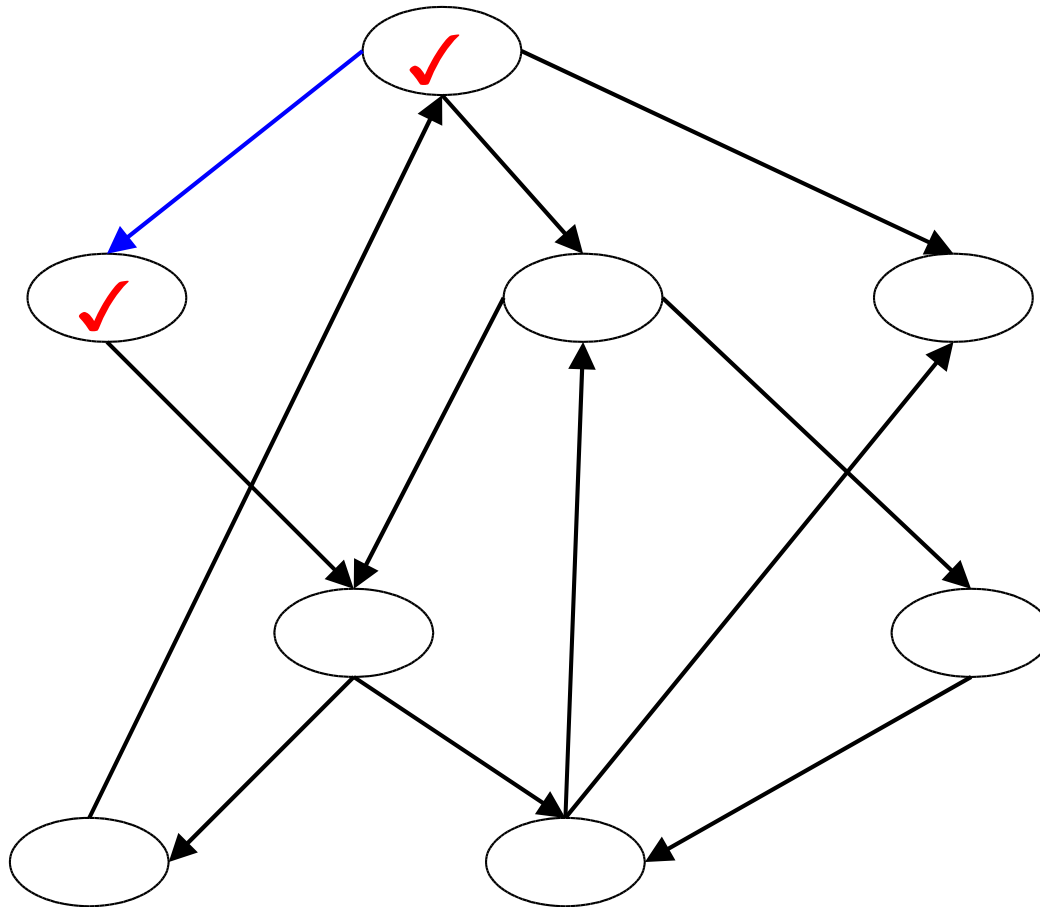
- Pfad wird im Graph gespeichert, kein Keller nötig
- zusätzlich in jeder Ecke Zähler nötig, welcher Sohn als nächster besucht werden soll
- Zählergröße = max. Anzahl Verweise im Objekt

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



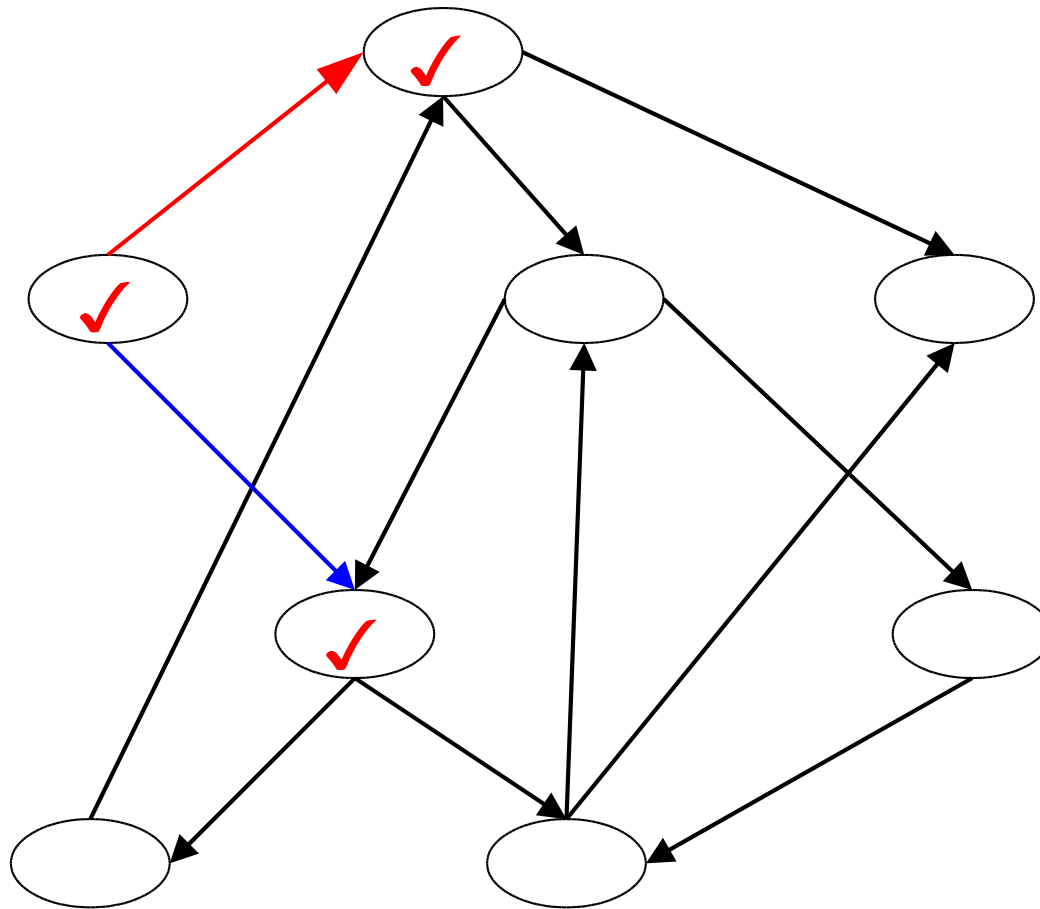
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



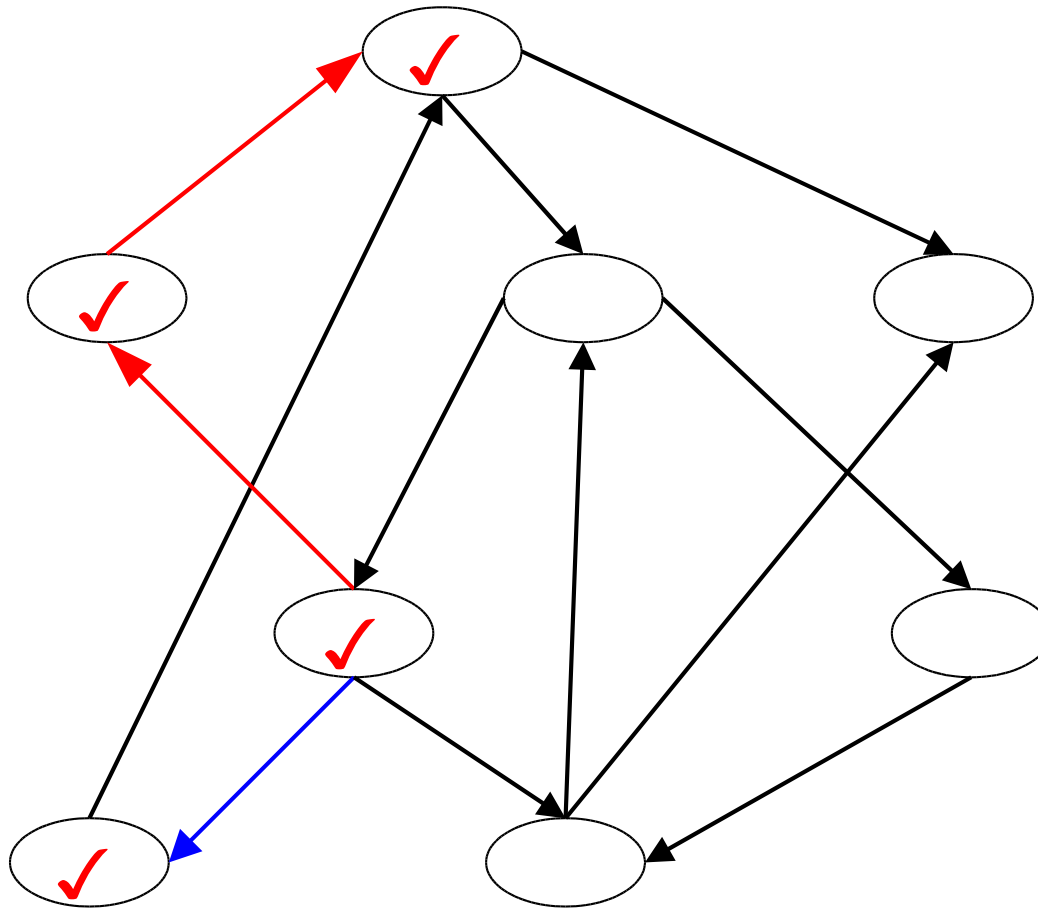
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



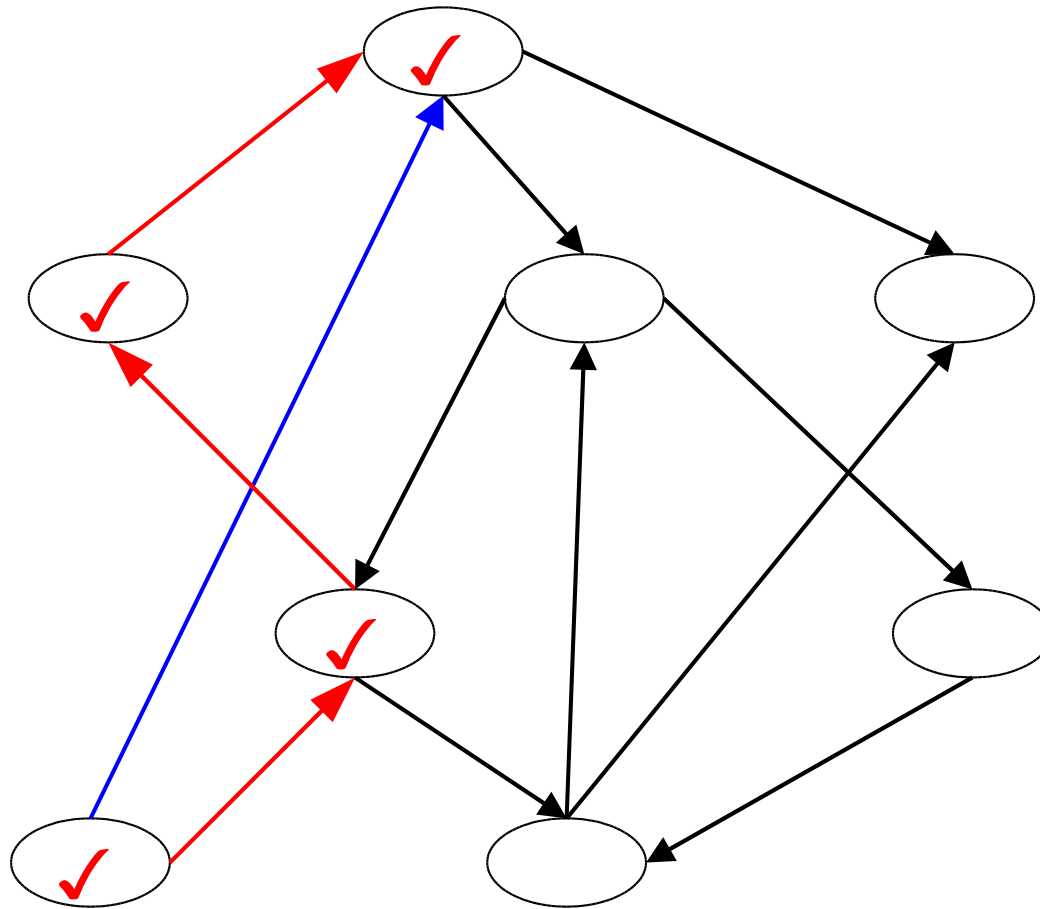
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



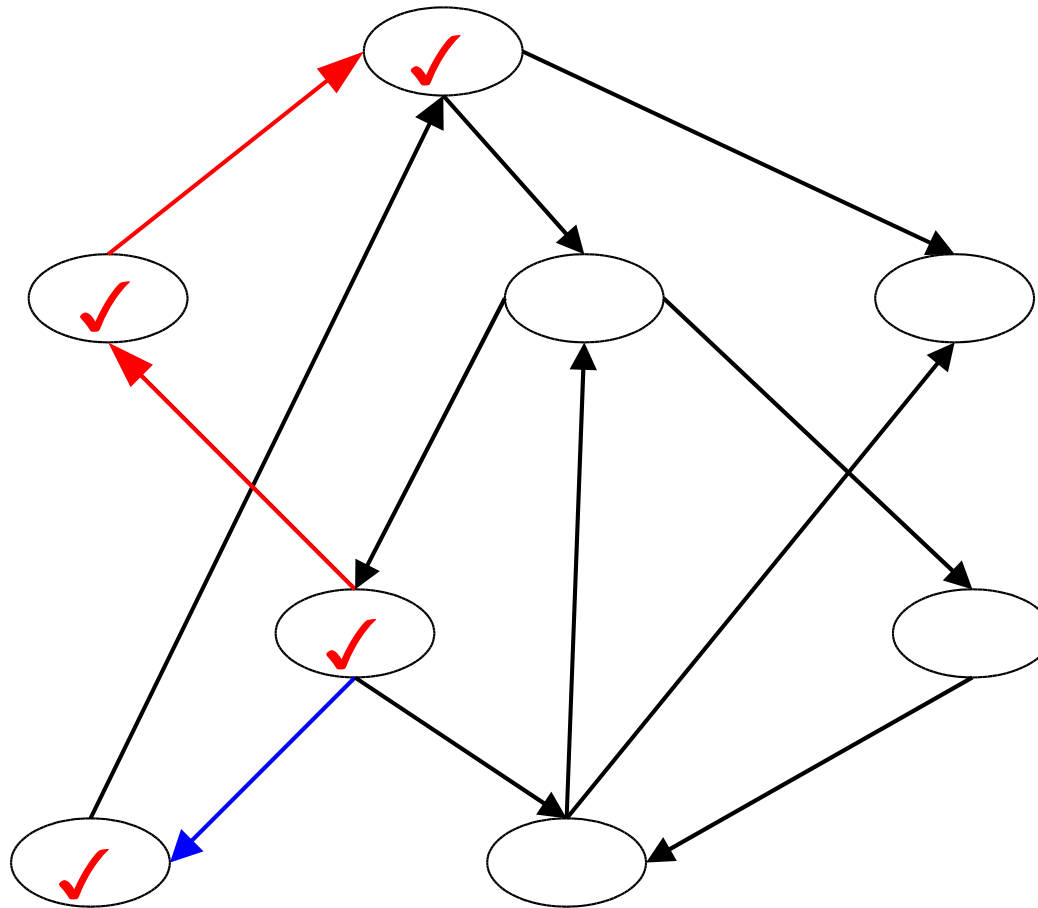
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



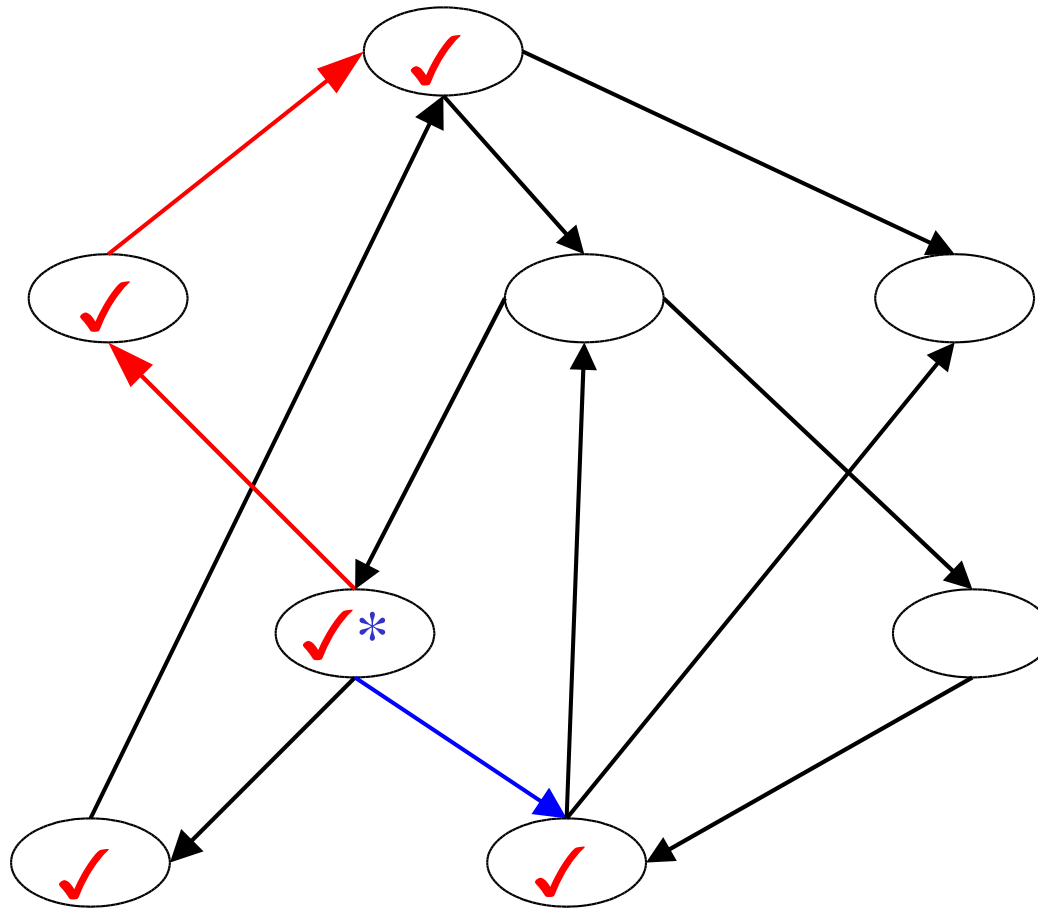
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



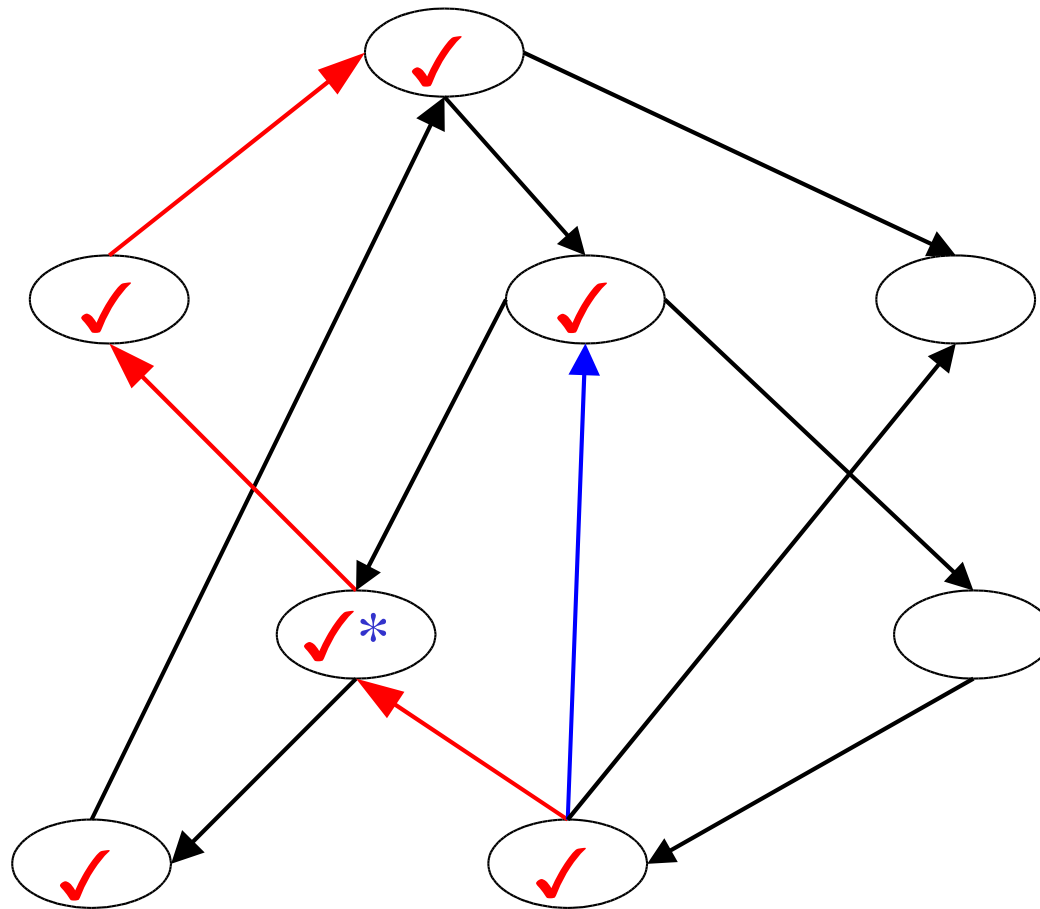
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



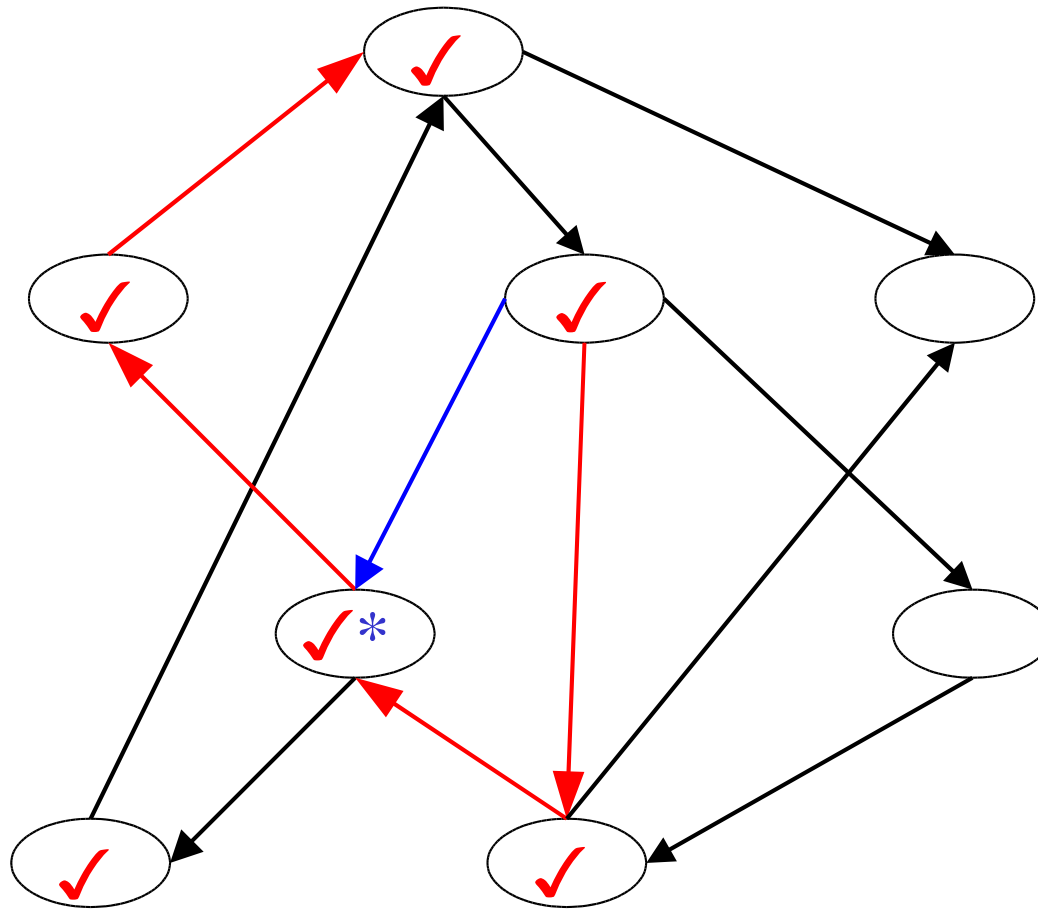
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



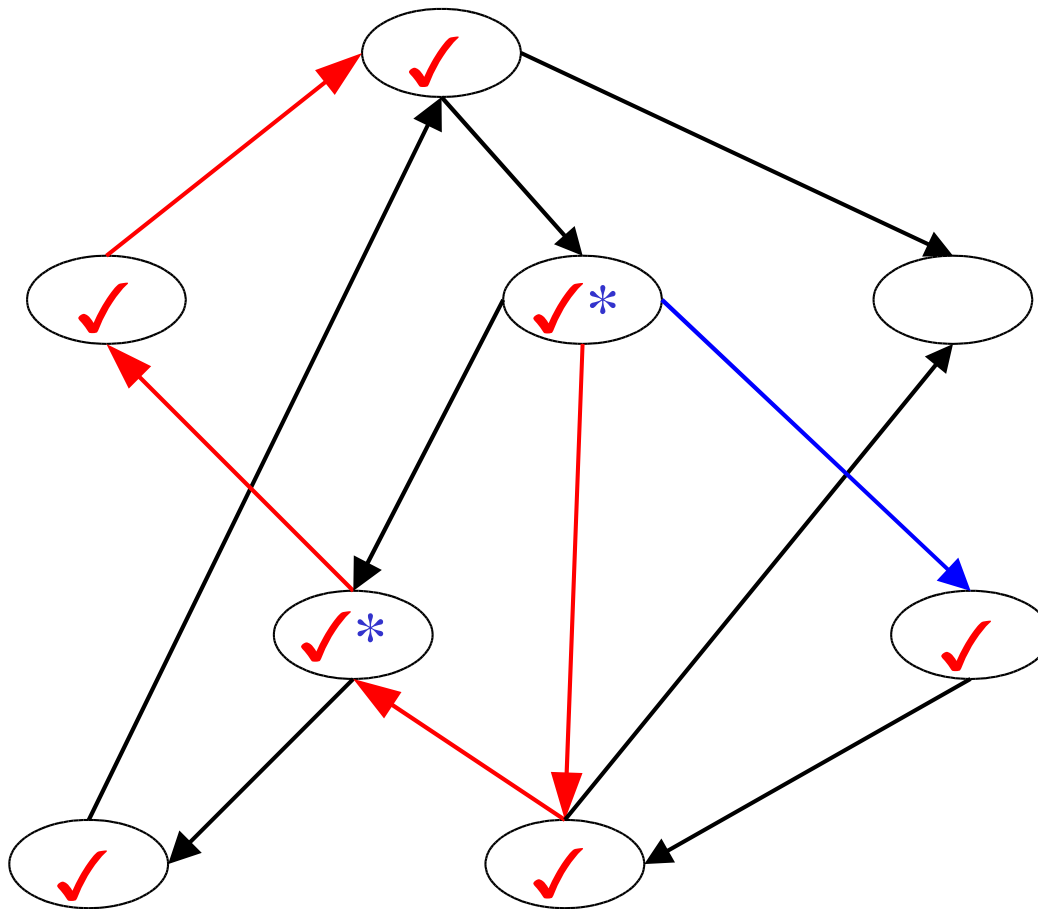
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



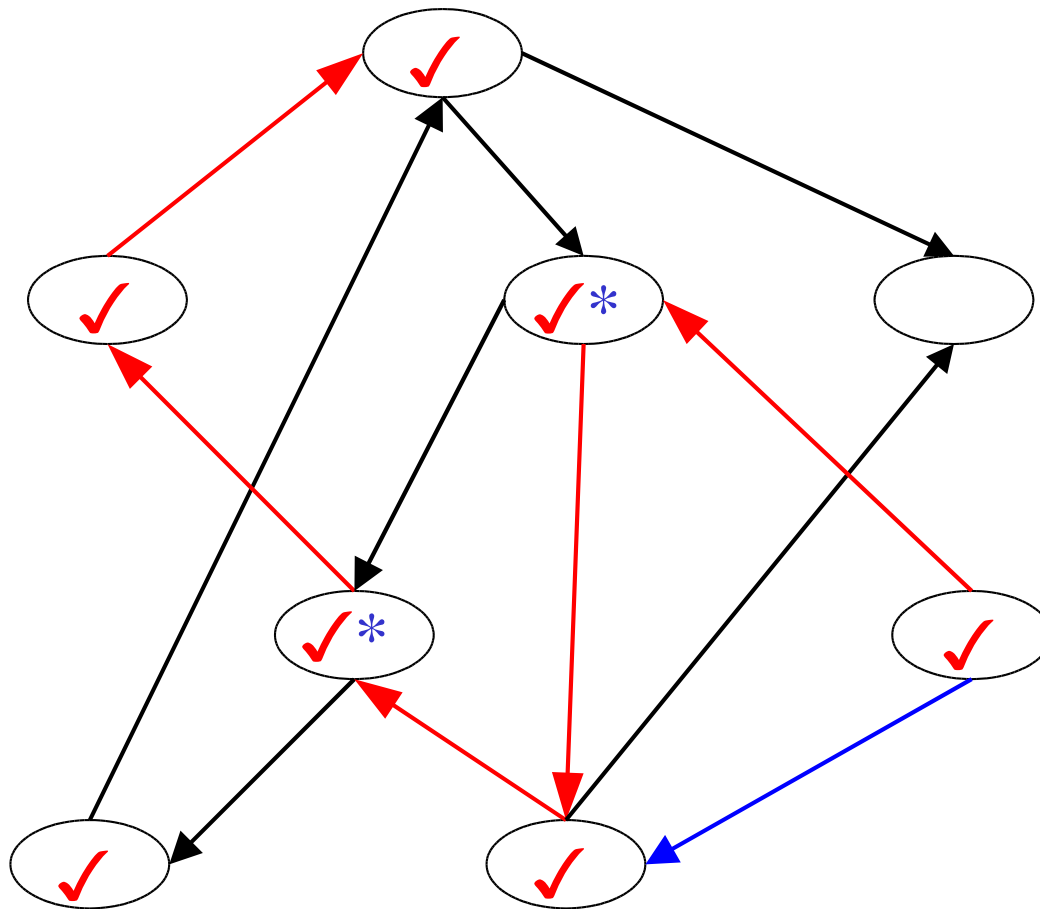
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



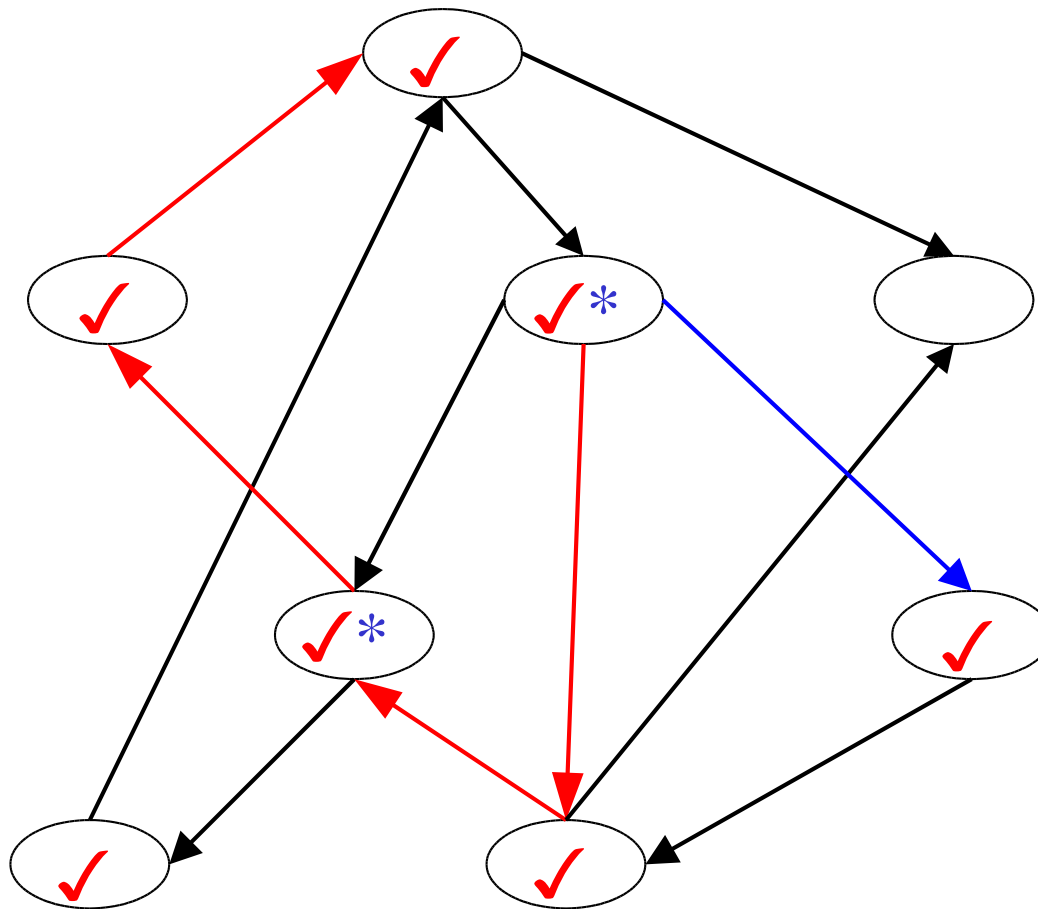
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



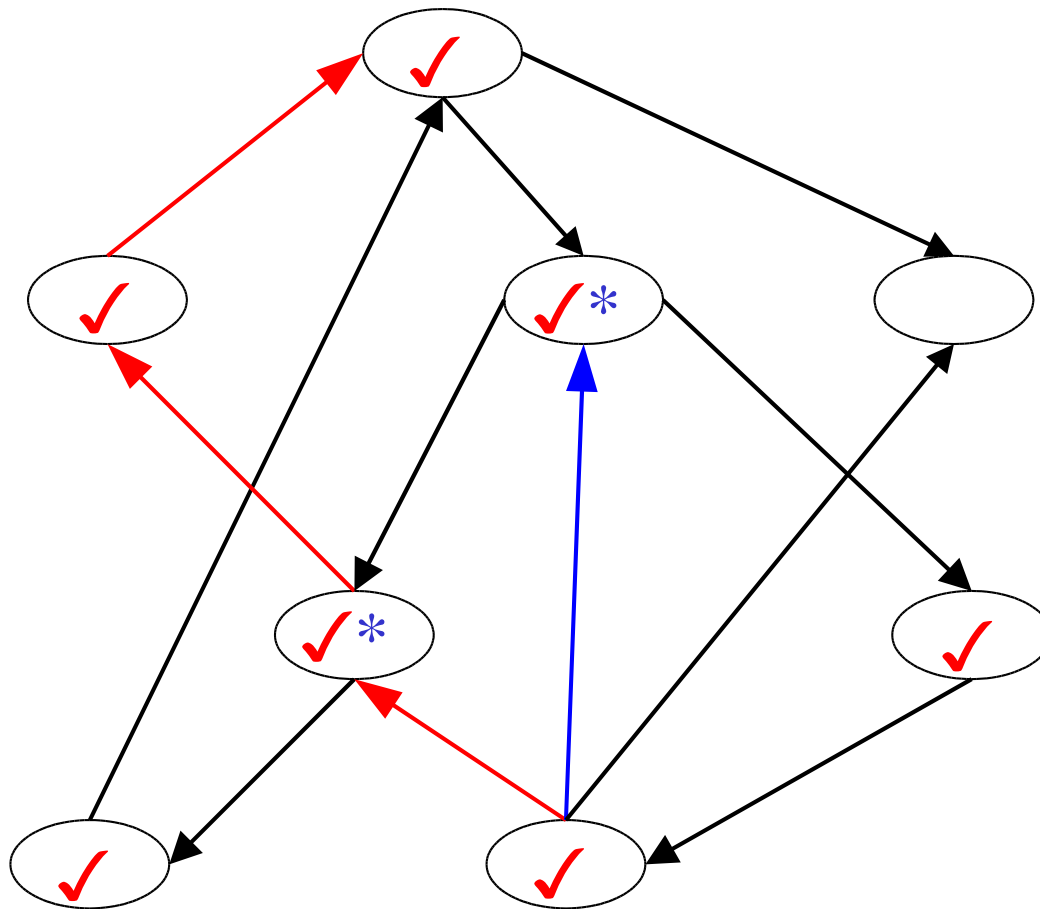
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



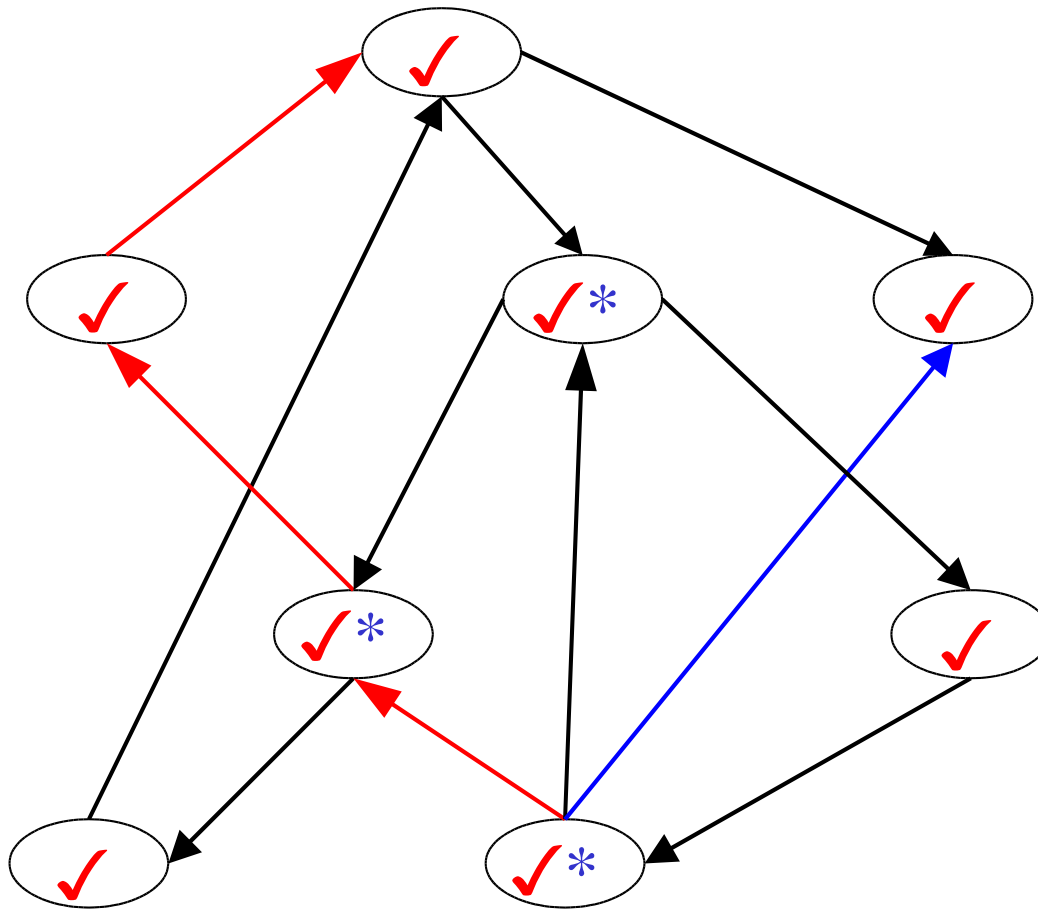
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



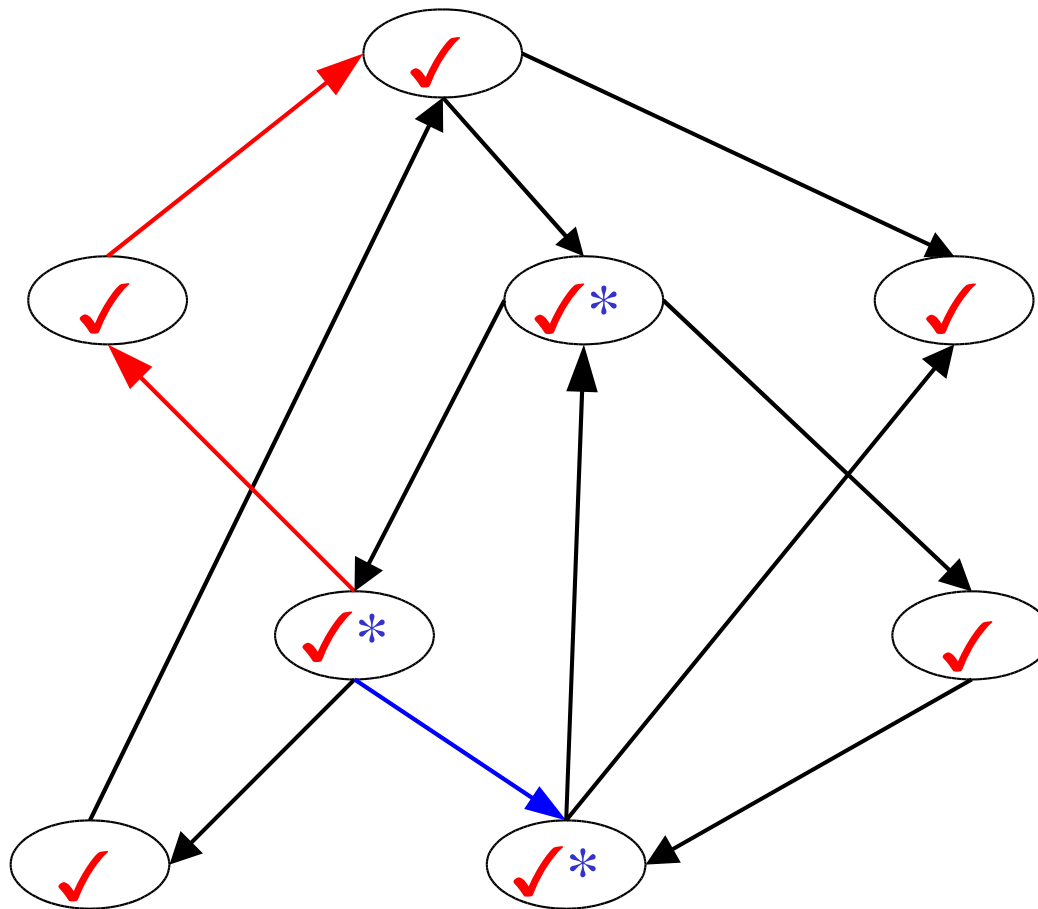
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



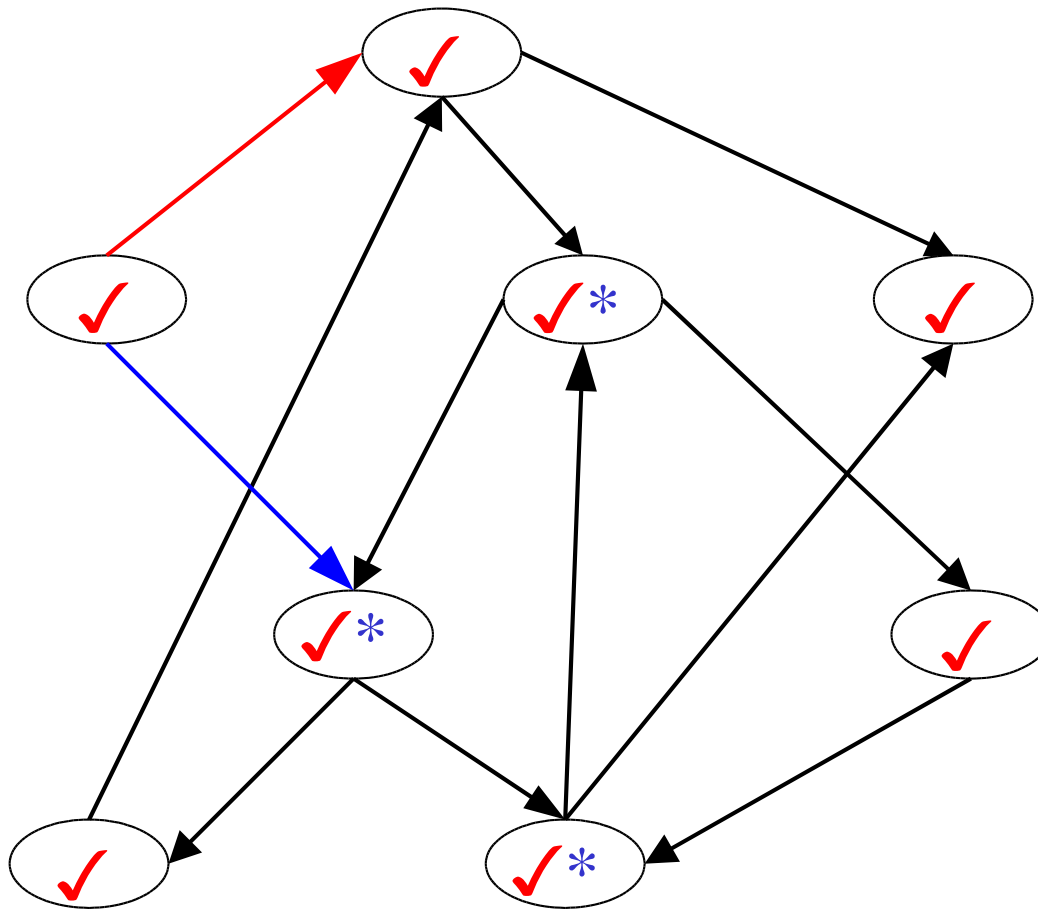
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



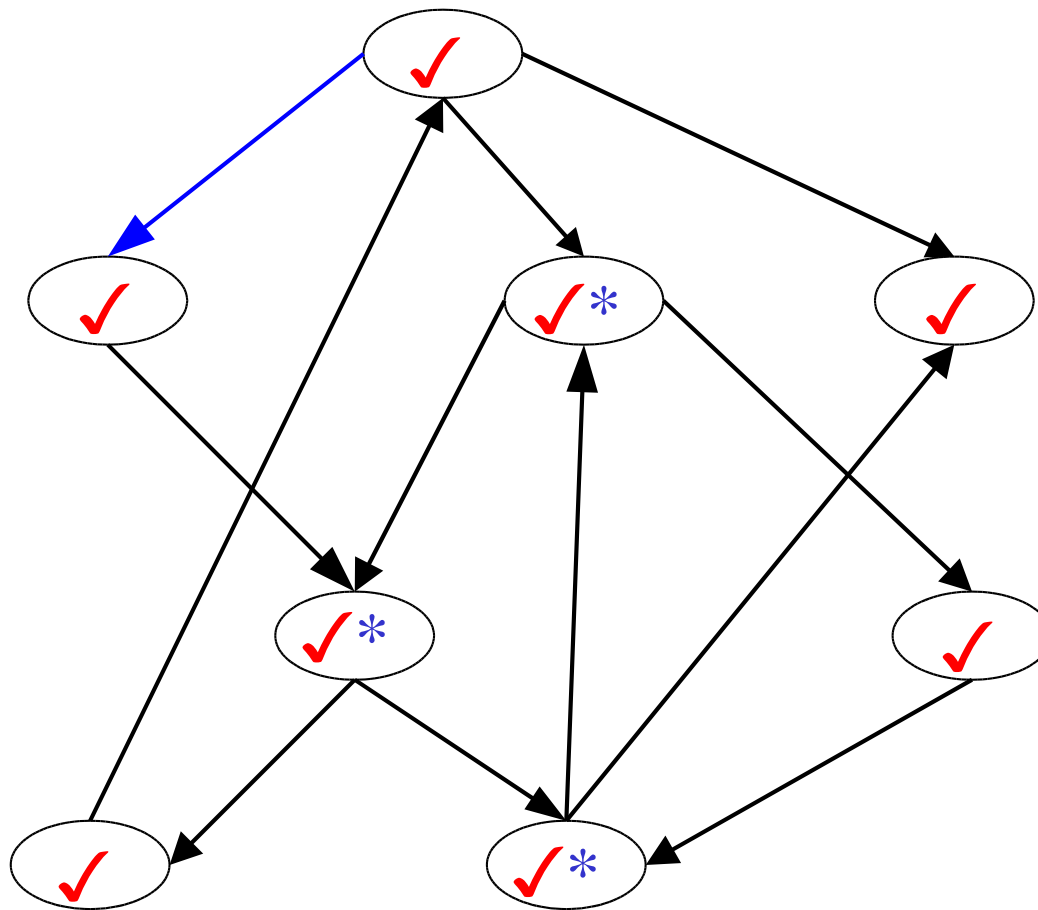
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



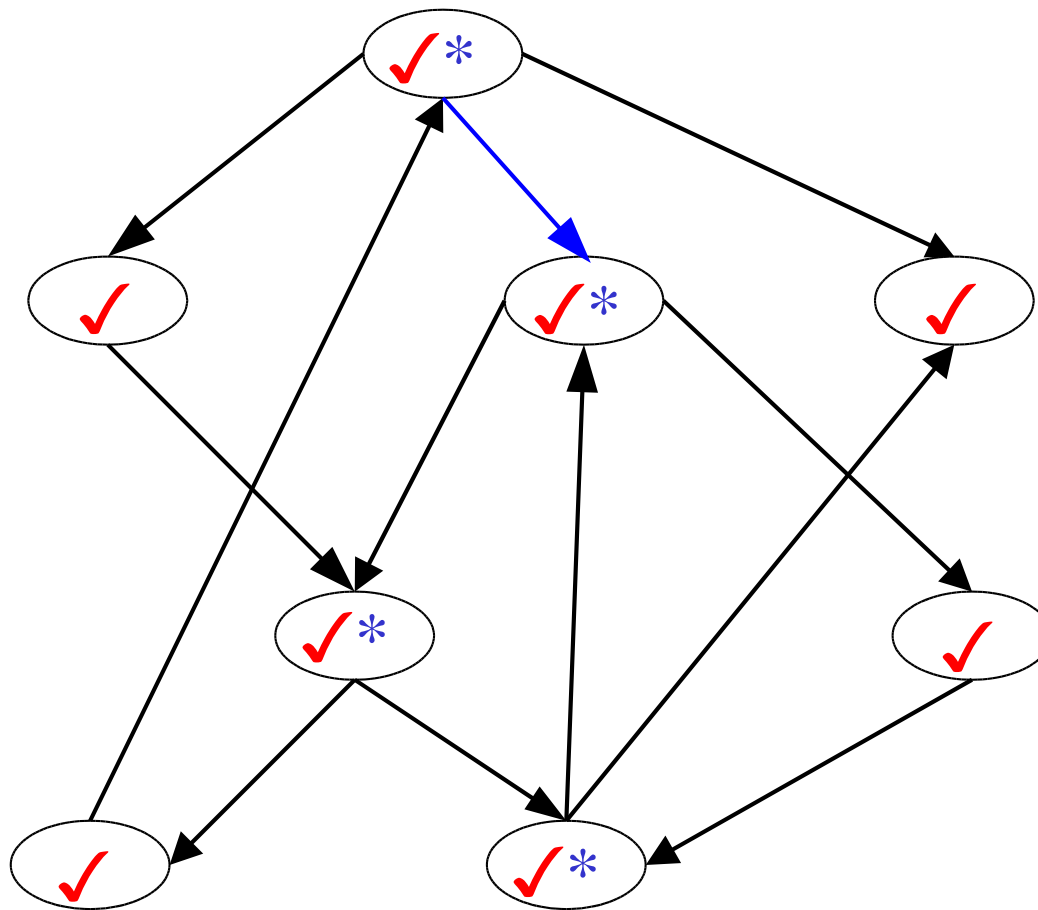
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



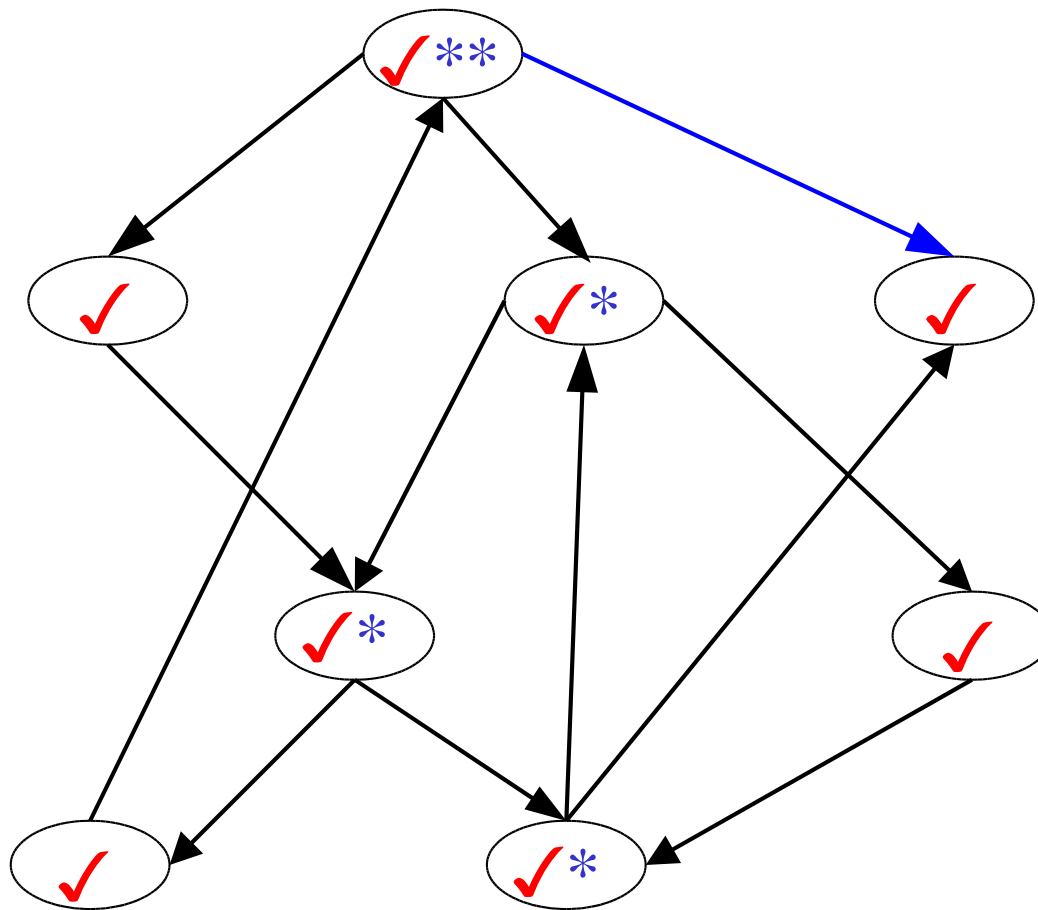
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



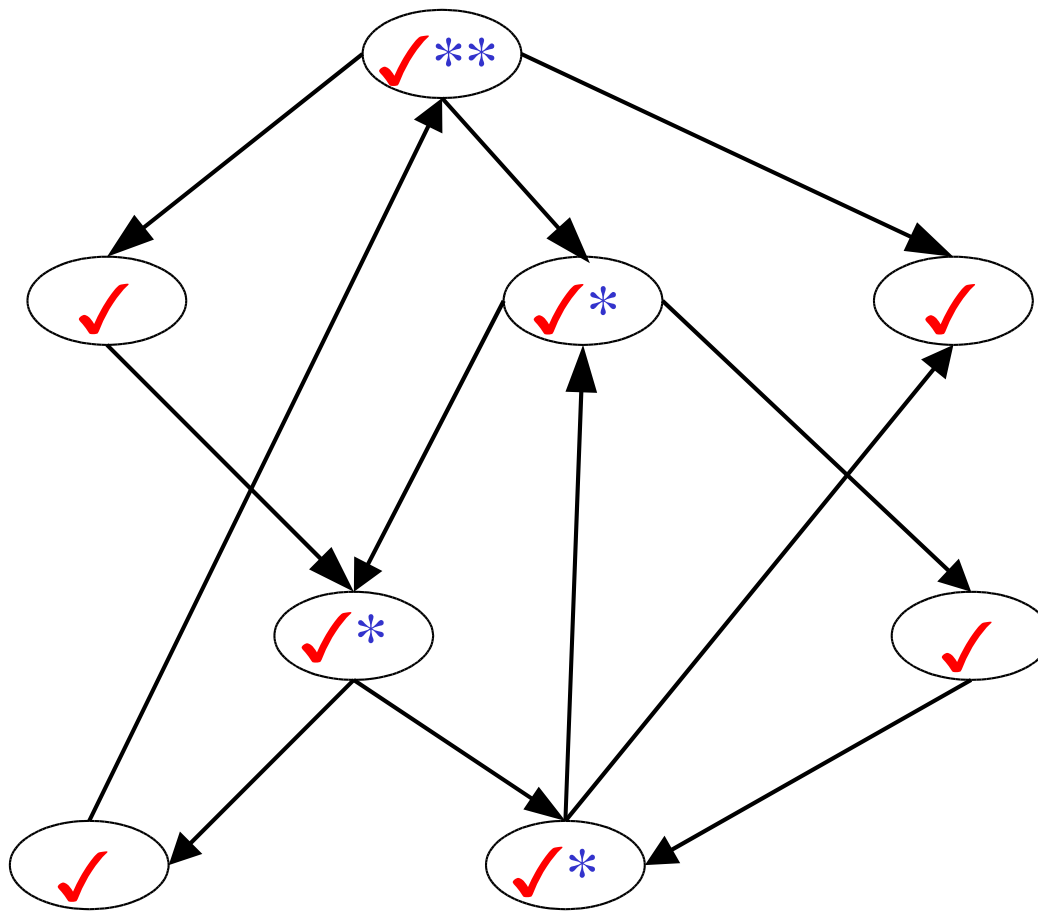
✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite



✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

6.2 Zeigerumkehr nach Schorr-Waite

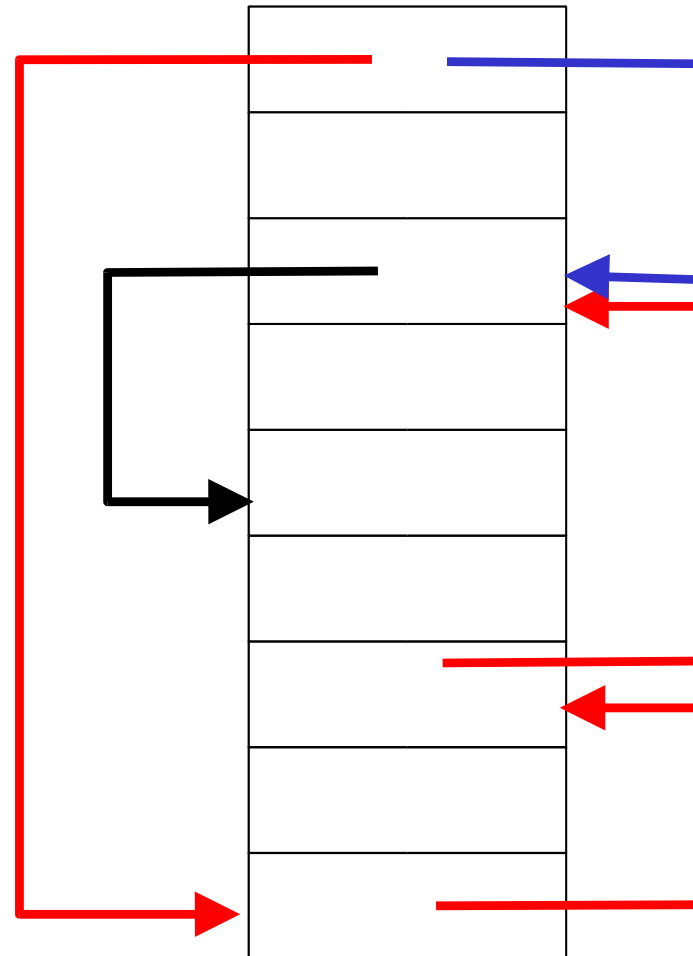
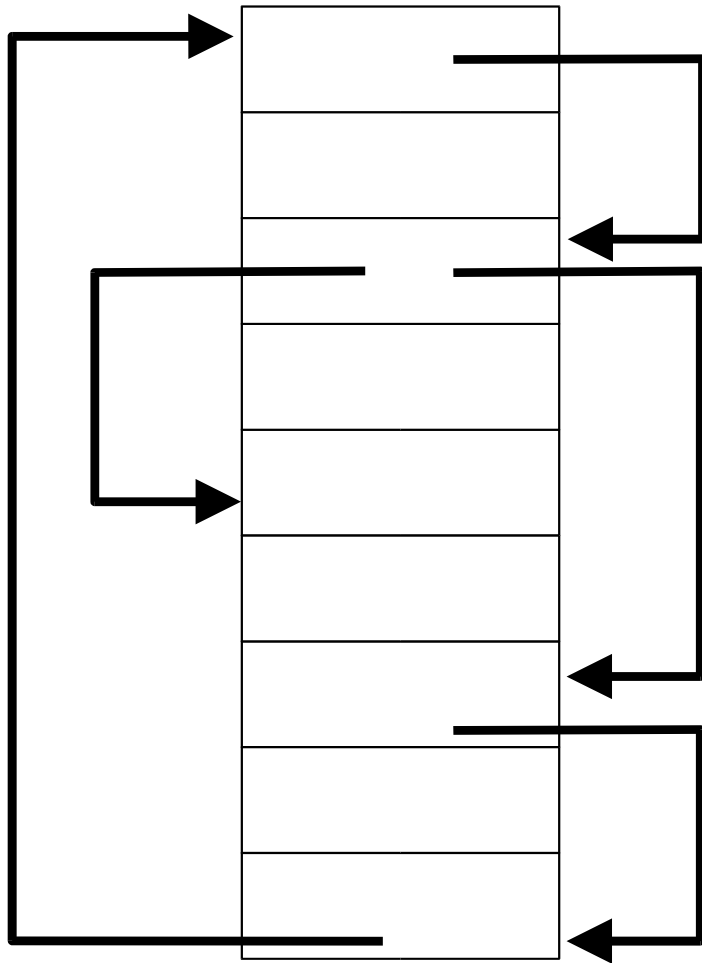


✓: Markierung
*: Anzahl Söhne

fertig!



6.2 Tiefensuche mit Zeigerumkehr



6.2 Ergebnis der Markierung

- Durch Markieren sind alle noch benötigten Objekte bekannt
- Durch lineares Absuchen der Halde kann man daraus sämtliche Lücken (= nicht mehr benötigte Objekte) ermitteln
- Damit Alternativen:
 - Aufsammeln der Lücken in Freiliste (eine, mehrere)
 - Kompression
 - Kopieren der noch benötigten Objekte in neuen Speicherbereich (kein Absuchen der Halde erforderlich)

Kapitel 6: Speicherbereinigung

1. Einleitung

Alternativen

Methodik

2. Markieren

3. Verfahren

mit Freiliste

mark-and-sweep

mark-and-copy

Generationenspeicher

Paralleler Speicherbereiniger

4. Literatur



6.3 SB mit Freiliste

- Aufsammeln der Speicherlücken
- Zusammenschließen benachbarter Zellen
- Freilisten nach *Baker*: *alle* Objekte bei Allokation in Liste aufnehmen; markierte Objekte in neue Liste
 - **Vorteil**: nach der Markierung ist die neue Freiliste unmittelbar bekannt
 - **Nachteil**: Platzbedarf doppelte Verkettung
 - **Nachteil**: Freiliste nicht nach aufsteigenden Adressen sortiert, kein Zusammenschluß von Lücken
- genereller **Vorteil** von Freilisten: Objekte ändern ihre Adresse nicht
- **Nachteil**: Probleme bei neuen großen Objekten

6.3 SB mit Kompression (*mark-and-sweep*)

Drei Durchgänge durch den Speicher (Aufwand $O(H + R)$)

1. Markieren, Lücken bestimmen,
2. Adressen ändern
mit erneuter Tiefensuche
3. Objekte zusammenschieben,
Markierung löschen
 - Bittabelle zur Lückenbestimmung oder
(*Summe Lückenlängen, aktuelle Lückenlänge, Endadresse nächstes Objekt*) am Lückenanfang eintragen

Nachteil: Aufwand zur Berechnung neuer Adressen

6.3 Adressen ändern vor Kompression

Verfahren nach Wegbreit, 1974

bei Eintrag

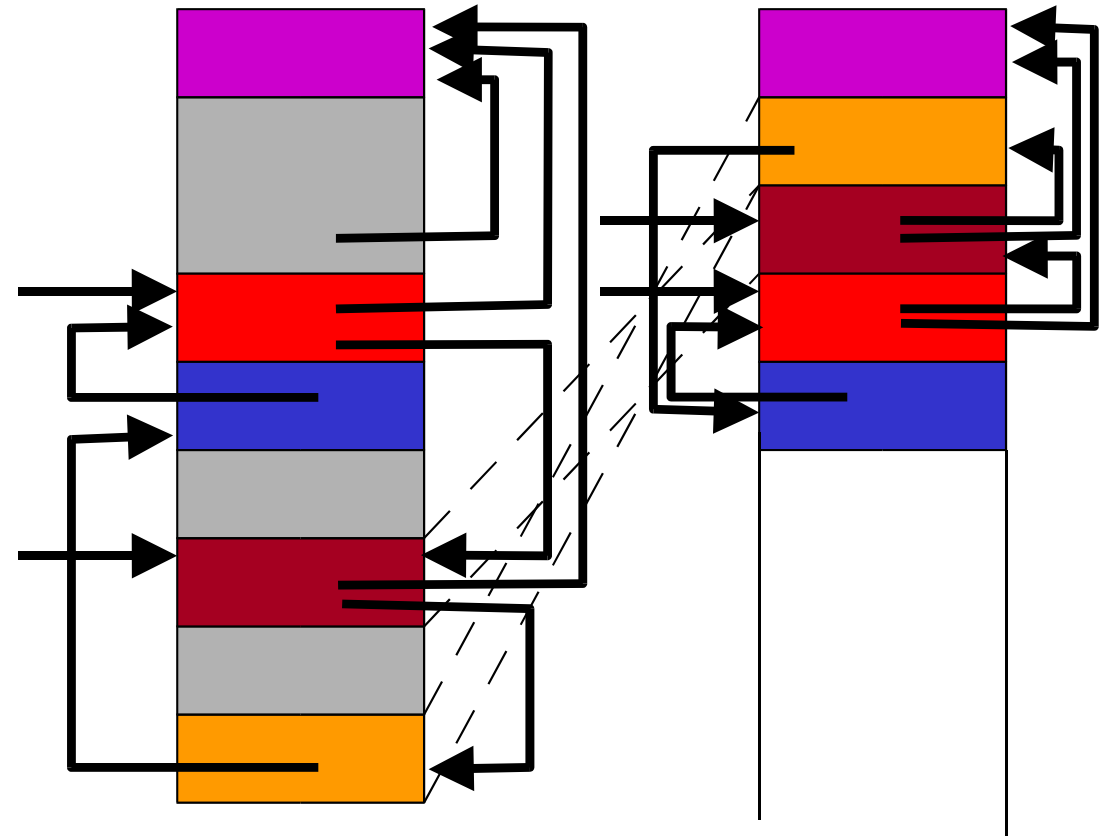
(*Summe Lückenlängen, aktuelle Lückenlänge, Endadresse nächstes Objekt*)

am Lückenanfang:

- vor dem Umzug eines Objekts o der Länge l jeden Verweis $adr(o)$ durch $adr(o) - \text{Summe Lückenlängen}$ ersetzen, Summe aus Adresse $adr(o)+l+1$ entnehmen
- nach dem Umzug nicht möglich, weil aus altem Verweis nicht auf neue Adresse geschlossen werden kann

6.3 Kompression bei Objekten gleicher Länge

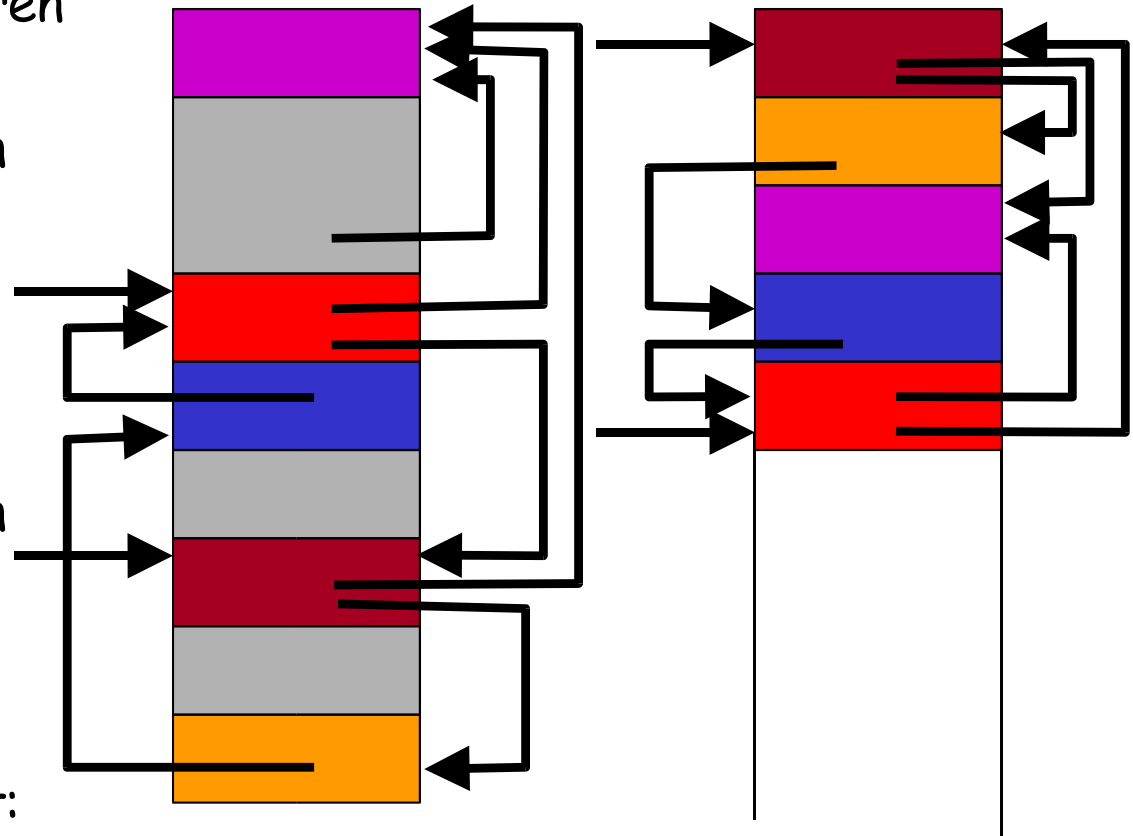
- Umzug von hinten nach vorn möglich,
- weniger Kopieroperationen
- alter Ort wird frei
 - kann Nachsendeadresse aufnehmen
 - dadurch Adreßänderung nach Umzug möglich
- Aber: teurer als Freiliste
- Berücksichtige aber auch:
 - Größe *working set*
 - Lokalität



6.3 Kopieren (*mark-and-copy*)

Prinzip:

- neuen Speicherbereich reservieren
- jedes Objekt beim Markieren sofort in neuen Bereich kopieren
- Breitensuche benutzen!
- am alten Ort Marke und Nachsendeadresse hinterlassen
- Adressen bereits während der ersten Markierungsphase ändern
- am Ende alten Speicherbereich freigeben
- **Vorteil:** Aufwand $O(R)$
 - Breitensuche erhöht Lokalität: zusammengehörige Objekte in neuem Speicher benachbart
- **Nachteil:** Verdopplung des virtuellen (!) Speicheraufwands



6.3 Generationenspeicher (*generation scavenging*)

Beobachtung: Neue Objekt sterben schnell oder werden alt;
alte Objekte sterben selten.

Idee:

- Partitioniere Speicher in n Partitionen G_0, G_1, \dots, G_{n-1} , z.B. $n = 2$ oder 3
- Speicherzuteilung nur in G_{n-1}
- Bei Überlauf SB mit Verweisen in Keller und G_0, G_1, \dots, G_{n-2} als Anker
- Benötigte Objekte altern, d. h., sie wandern von G_{n-1} nach G_{n-2} , usw., also SB mit Kopieren außer in G_0
- Häufige SB in G_{n-1} , seltener in G_{n-2} , noch seltener in G_{n-3} . . .
- Tricks um explizites Durchsuchen von G_0, G_1, \dots, G_{n-2} zu vermeiden: Vormerklisten, Vormerkseiten

6.3 Parallele Speicherbereinigung

(Dijkstra: *garbage collection on the fly*)

Speicherbereiniger (*collector*) parallel zum Programm (*mutator*)

- Dreifarbenmarkierung: weiß (noch nicht besucht) grau (besucht, Tiefensuche noch nicht fertig) schwarz (samt allen Kindern besucht)
- Zuweisung färbt Bezugsobjekt grau (nur dann wenn es weiß ist), sonst keine Intervention des Programms
- Invarianten garantiert durch SB, nicht gestört durch Programm:
 - Schwarz zeigt nicht auf weiß
 - Grau ist in Bearbeitung
 - Nach Ende Markierungsphase sind alle weißen Objekte überflüssig
- Aufwand: Synchronisation bei Bildung neuer Objekte
Befehl zum bedingten Graufärben
- Vorteil: keine längere Unterbrechung des Programms (inkrementelle SB)

6.3 Anforderungen an Übersetzer

- Alle Objekte vom gleichen Typ: keine Anforderungen
- Konservative *SB* (nach Boehm):
Objekte um Längensfeld erweitern, spezielle Speicherzuteilung aufrufen
- Sonst:
Komplette Typ-Layouts zur Laufzeit verfügbar machen,
Erkennen von Verweistypen:
 1. Statisch aus Layout (nur bei monomorphen Typen möglich)
 2. Dynamisch aus Typkennung des Bezugsobjektes (zusätzliches Kennfeld)
- Problem: Verweise in Registern und Registerablagen
- Information ist Teilmenge der Information für Testhilfen

6.4 Literatur

- [1] Andrew W. Appel. *Modern Compiler Implementation in Java*. Cambridge University Press, 1998, Kapitel 13.
- [2] Hans-Jürgen Boehm and Mark Weiser. Garbage collection in an uncooperative environment. *Software Practice Experience*, 18(9): 807-820, 1988. [In Sather verwandter Speicherbereiniger](#)
- [3] Edsger W. Dijkstra, Leslie Lamport, A. J. Martin, C. S. Scholten, and E. F. M. Steffens. On-the-fly garbage collection: an exercise in cooperation. *Communications of the ACM*, 21(11): 966-975, November 1978. [Parallele Speicherbereinigung](#)
- [4] R. Jones and R. Lins. *Garbage Collection: Algorithms for Automatic Dynamic Memory Management*. John Wiley & Sons, 1996. [Übersicht](#)
- [5] David Ungar. Generation scavenging: a nondisruptive high performance storage reclamation algorithm. *SIGPLAN Notices*, 19(5): 157-167, 1984.
- [6] David Ungar and Frank Jackson. Tenuring policies for generation-based storage reclamation. *SIGPLAN Notices*, 23(11): 1-17, 1988.
- [7] Paul R. Wilson. Uniprocessor garbage collection techniques. In Bekker and Cohen: *Memory Management, LNCS 637*, 1992, pages 1-42. [Übersichtsartikel](#)
- [8] Fridtjof Siebert. *Hard Realtime Garbage Collection in Modern Object Oriented Programming Languages*. Dissertation, Universität Karlsruhe, Fakultät für Informatik, 2001, AICAS GmbH, ISBN: 3-8311-3893-1