Baumbasierte Strukturen

Baumbasierte Struktur / Organisation als Binärbaum

- Haufendateien oder sortierte Dateien → nützlich für statische Dateien
- Dateien organisiert als Binärbaum
  - Effizientes Einfügen und Löschen von Datensätzen
  - Benutzt binäre Suche
- Meist verwendete Indexstrukturen: B-, B^+- und B^*-Bäume
- Speicherstruktur für eine Datei organisiert als Binärbaum:
  - Eine Menge von Knoten; Zeiger zu dem Wurzel
  - Eine Liste von freien Knoten

Organisation als Binärbaum

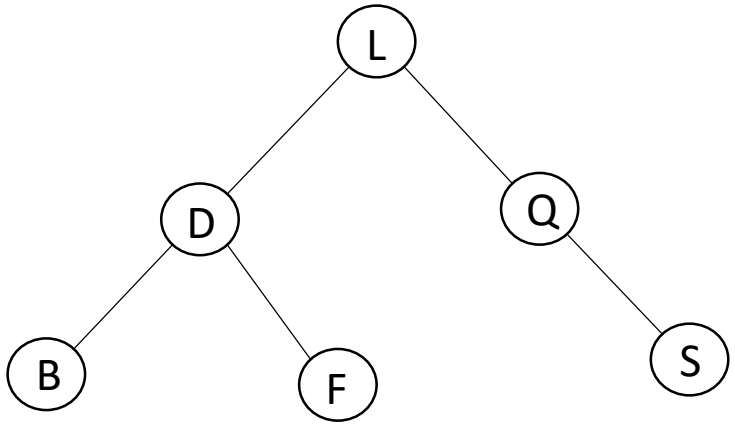
- Ein Eintrag in einem Knoten:

S_i	D_i	V_{i-1}	V_i

  - S_i – Suchschlüssel
  - D_i – Datensatz oder Datensatzindetifikator
  - V_{i-1} – Verweis auf Knoten, die kleinere Schlüsselwerte enthalten
  - V_i – Verweis auf Knoten, die größere Schlüsselwerte enthalten

Organisation als Binärbaum

- Wurzel – Zeiger zu dem Wurzel
- Frei – Zeiger zu dem Listenkopf der freien Knoten
- Binärbaum:



Wurzel = 1

Frei = 3

1	L	$Daten_L$	2	4
2	D	$Daten_D$	8	7
3			-6	NULL
4	Q	$Daten_Q$	NULL	5
5	S	$Daten_S$	NULL	NULL
6			-9	NULL
7	F	$Daten_F$	NULL	NULL
8	B	$Daten_B$	NULL	NULL
9			NULL	NULL

Einfügen und Löschen von Datensätzen

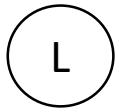
- Einen Datensatz einfügen:
  - Finde die Position wo der neue Datensatz eingefügt werden soll
  - Speichere den Datensatz in einem freien Knoten
  - Füge die Zeiger für den neuen Knoten ein
- Einen Datensatz löschen
  - Suche den Datensatz
  - 3 Fälle:
    - Keine Kinder → Elterns Zeiger = NULL
    - 1 Kind → verbinde das Kind zu dem Elternteil
    - 2 Kinder → ersetze den Knoten mit dem nächsten Nachbarwert (d.h. Mit eins von den zwei Kindern)
  - Füge den Knoten, der frei geworden ist, zu der Liste mit freien Knoten ein

Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C

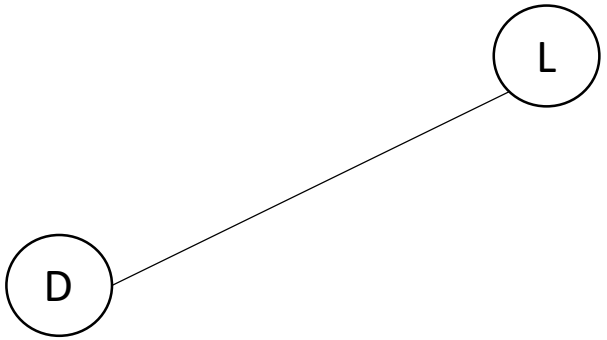
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



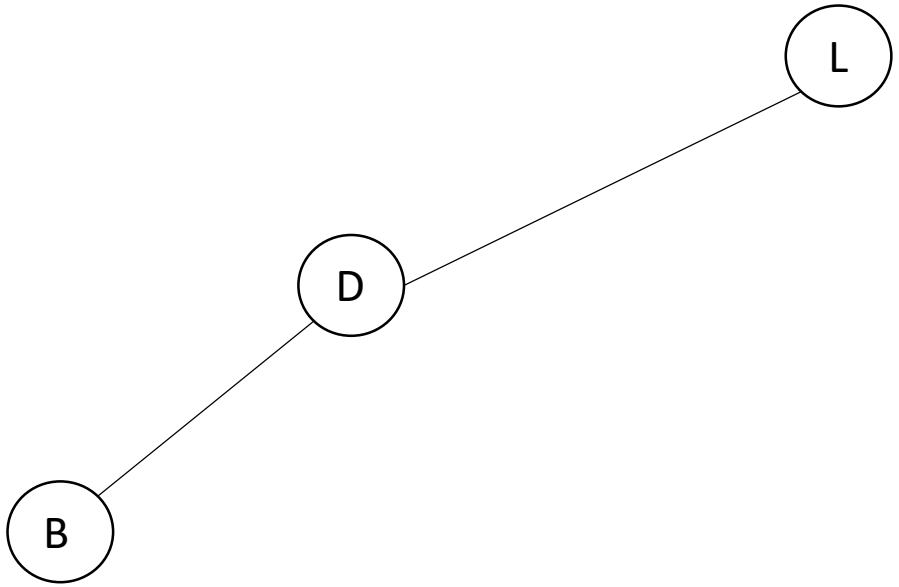
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



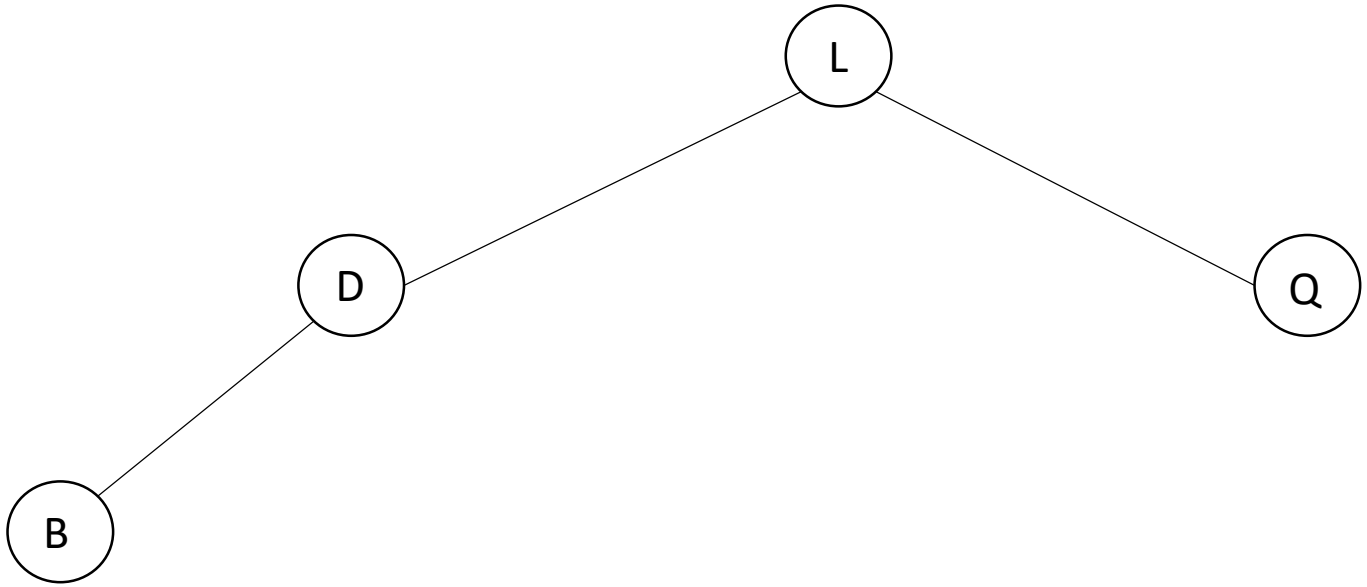
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



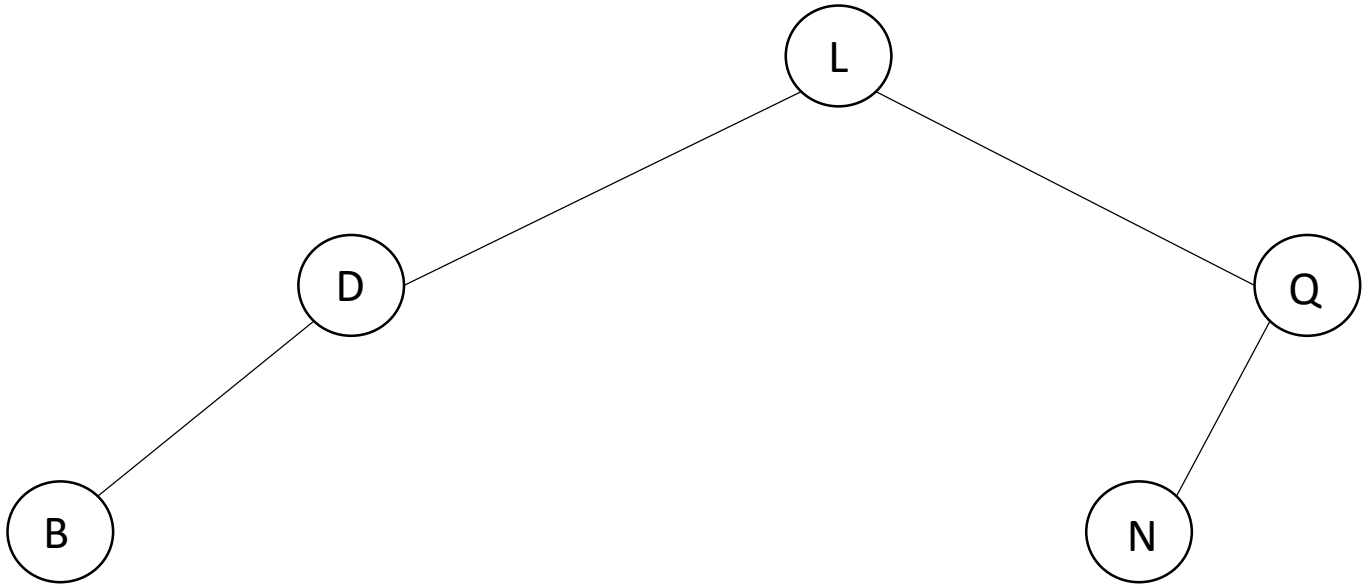
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



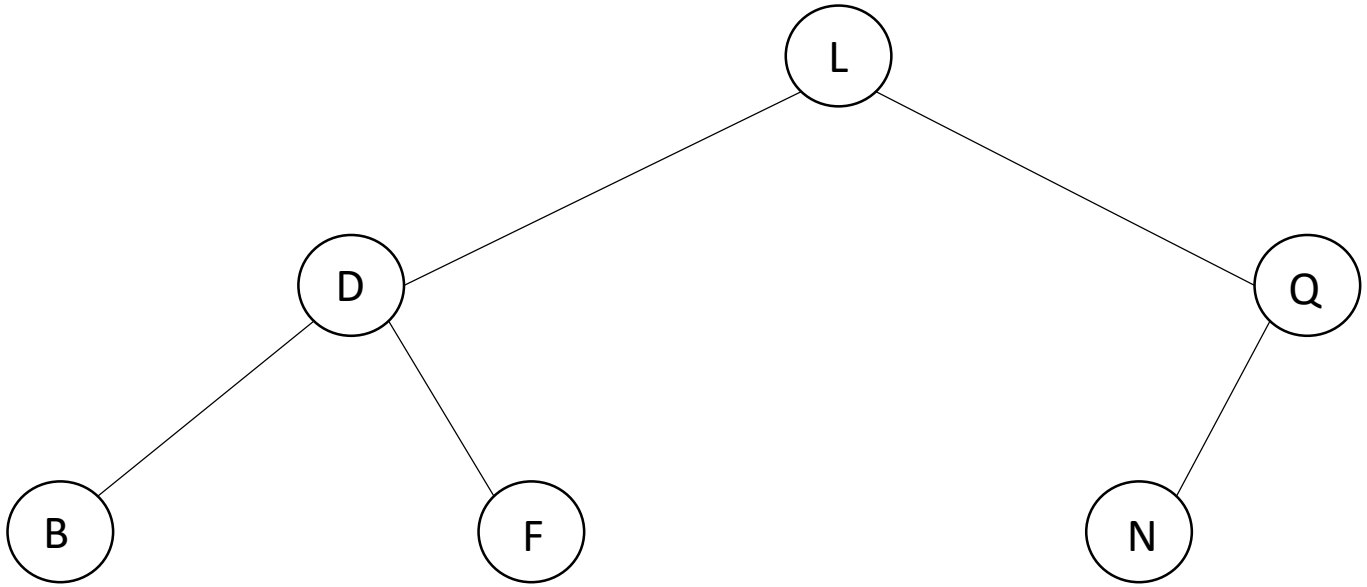
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



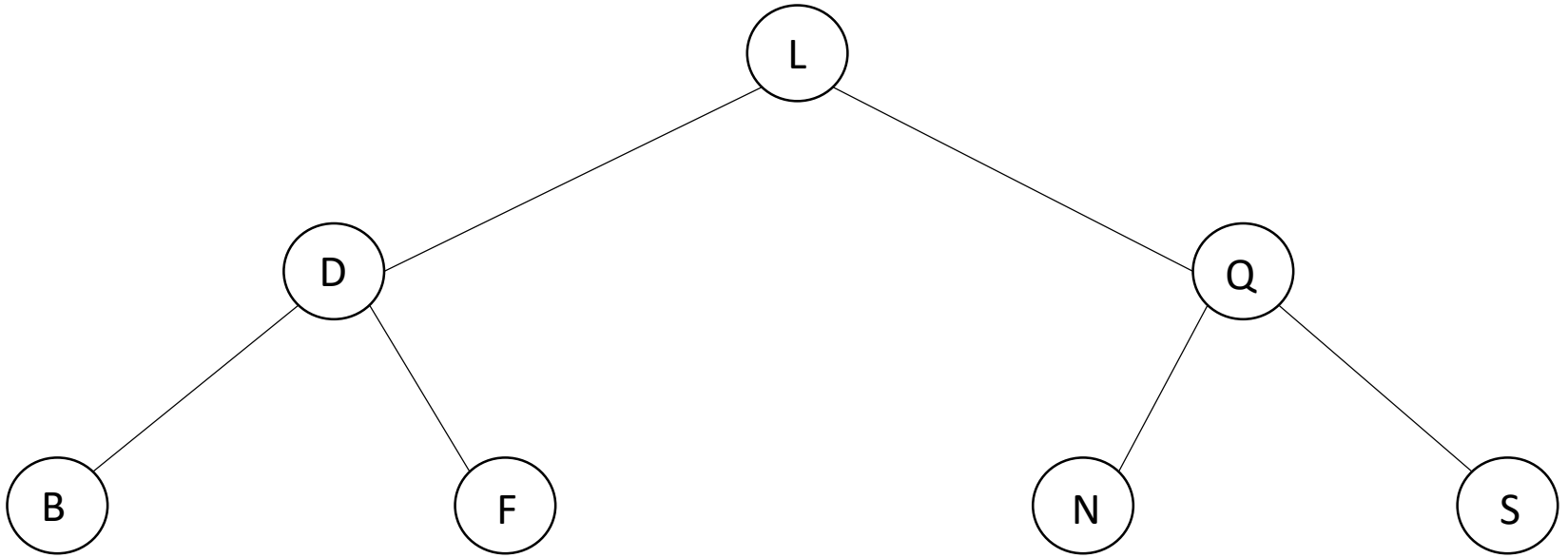
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



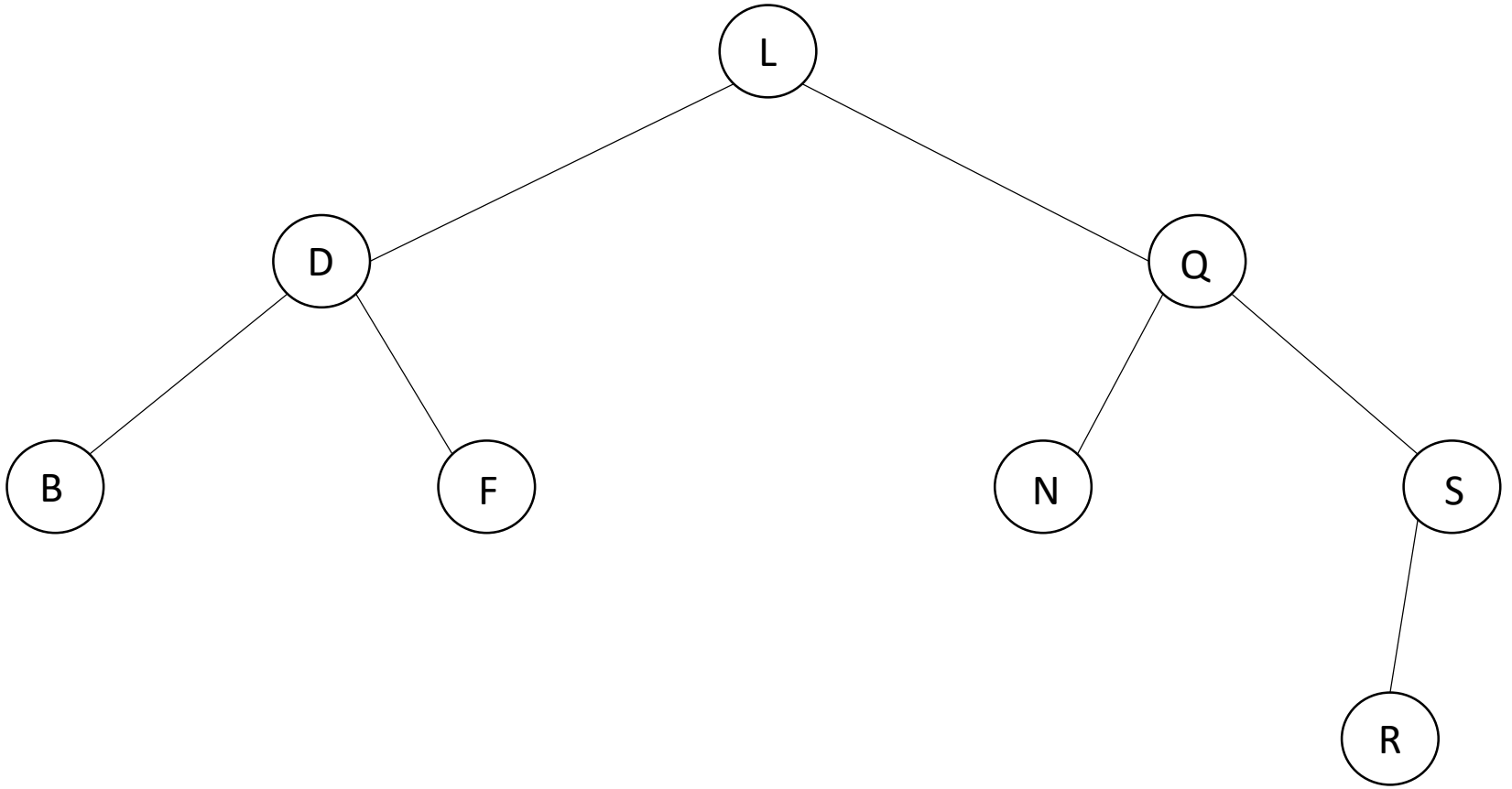
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



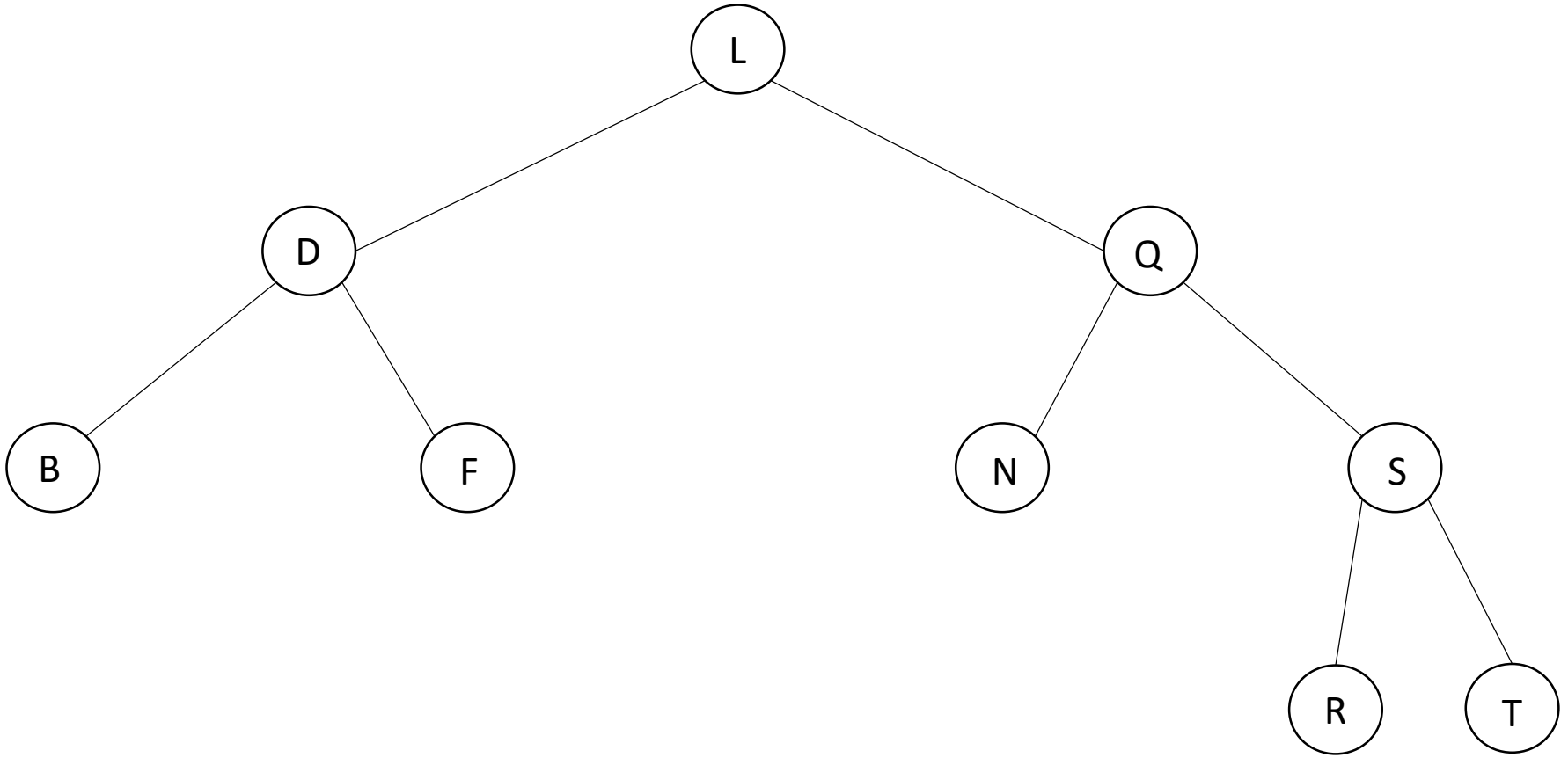
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



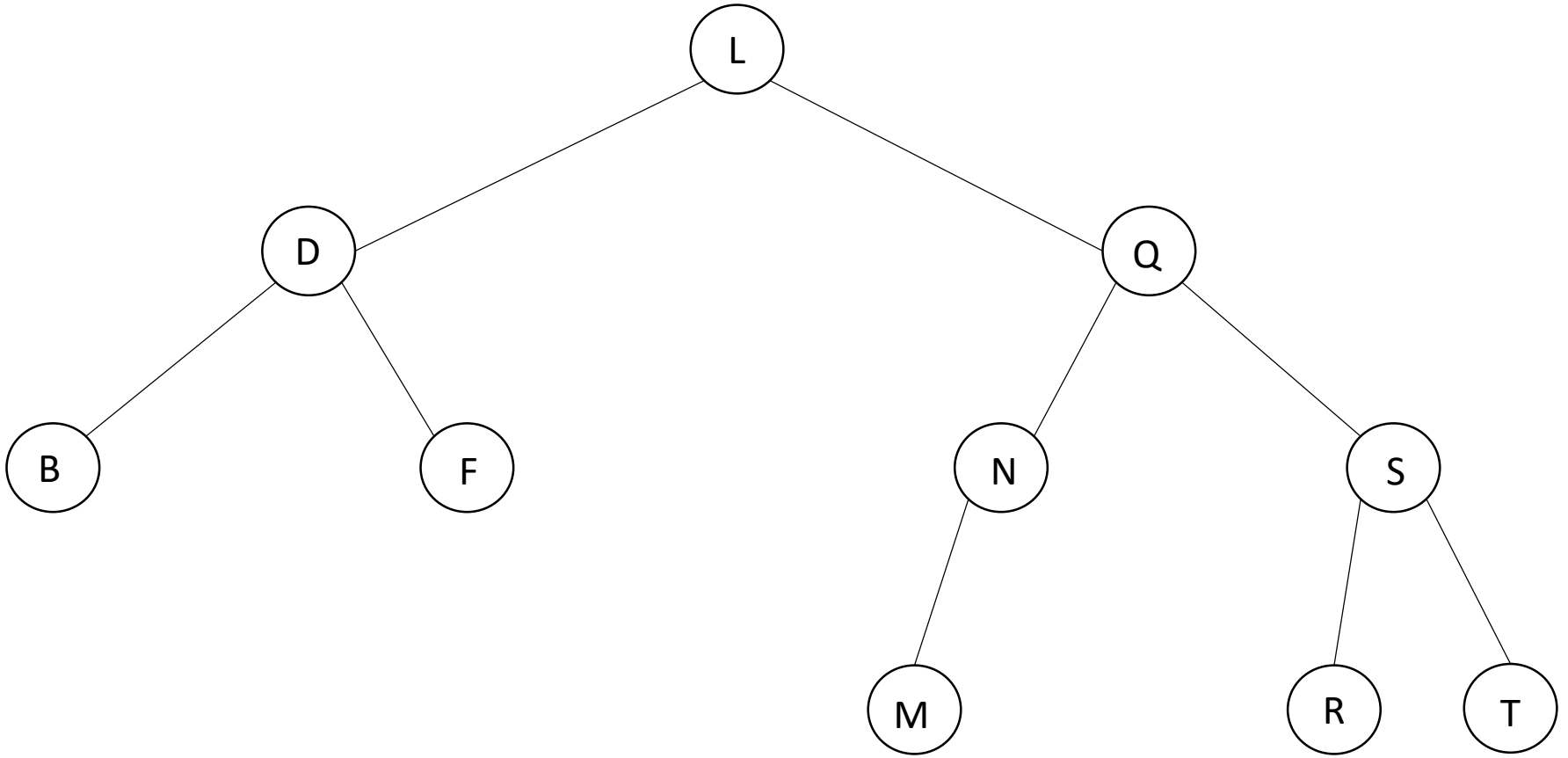
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



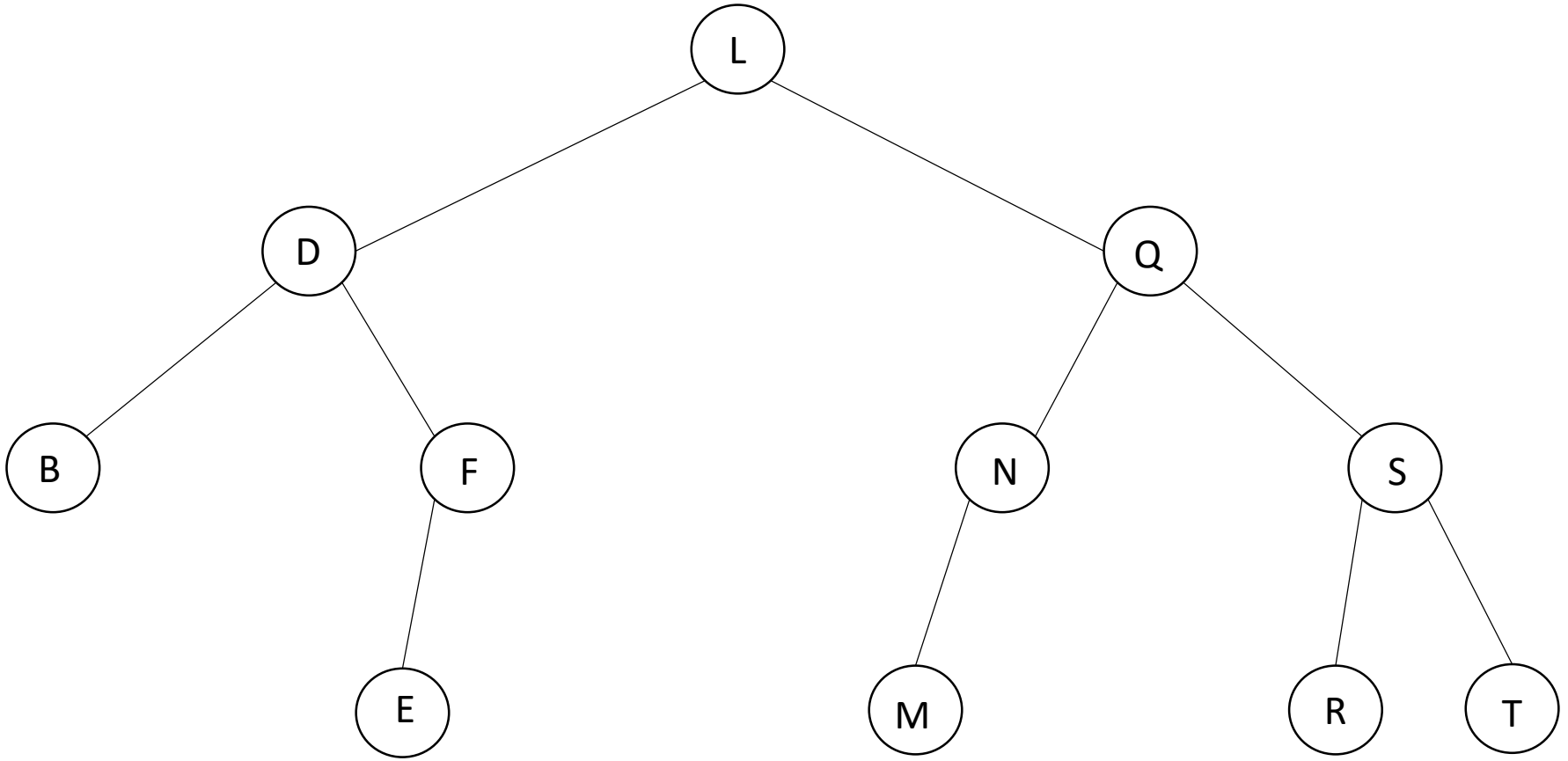
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



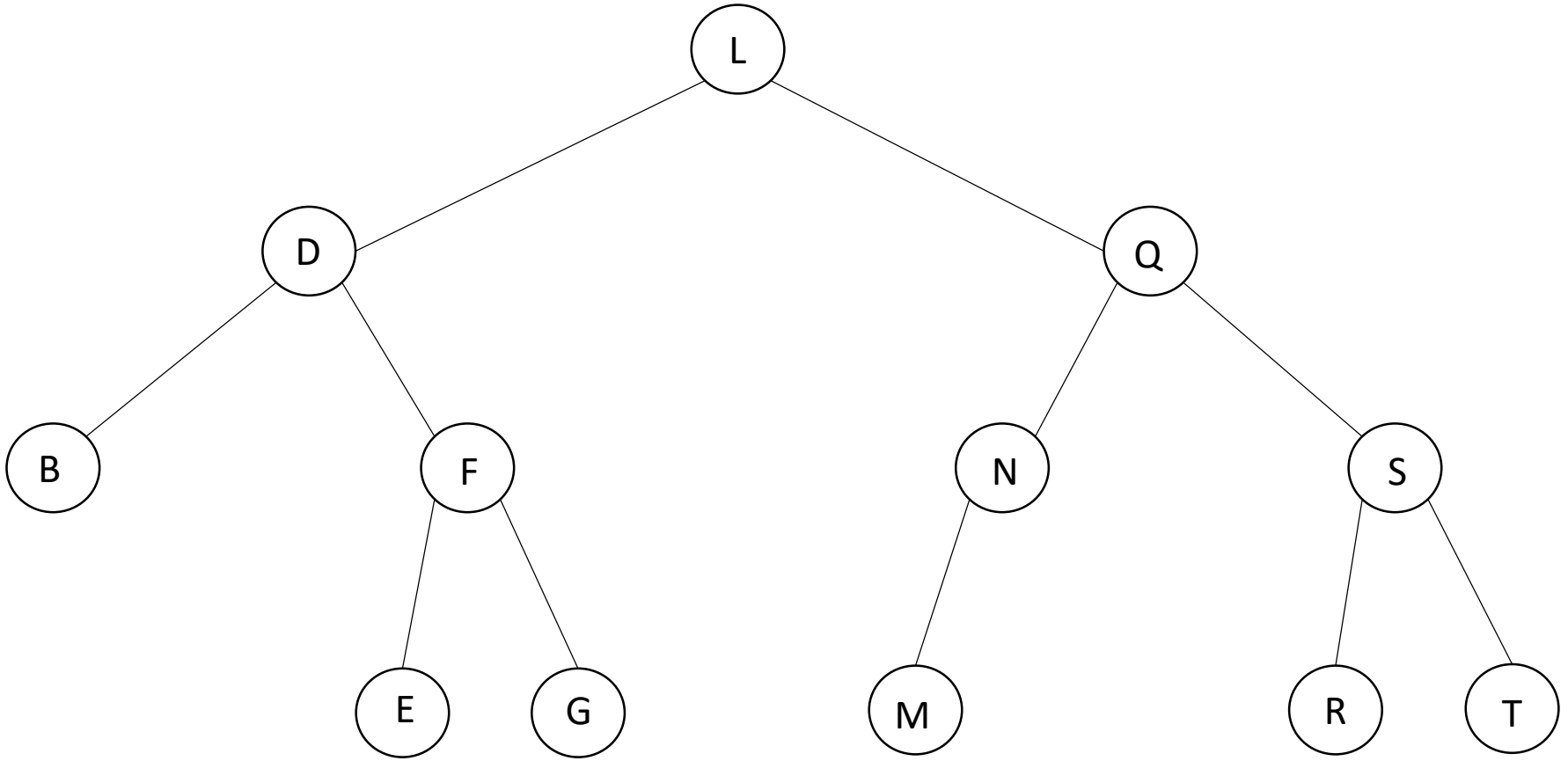
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



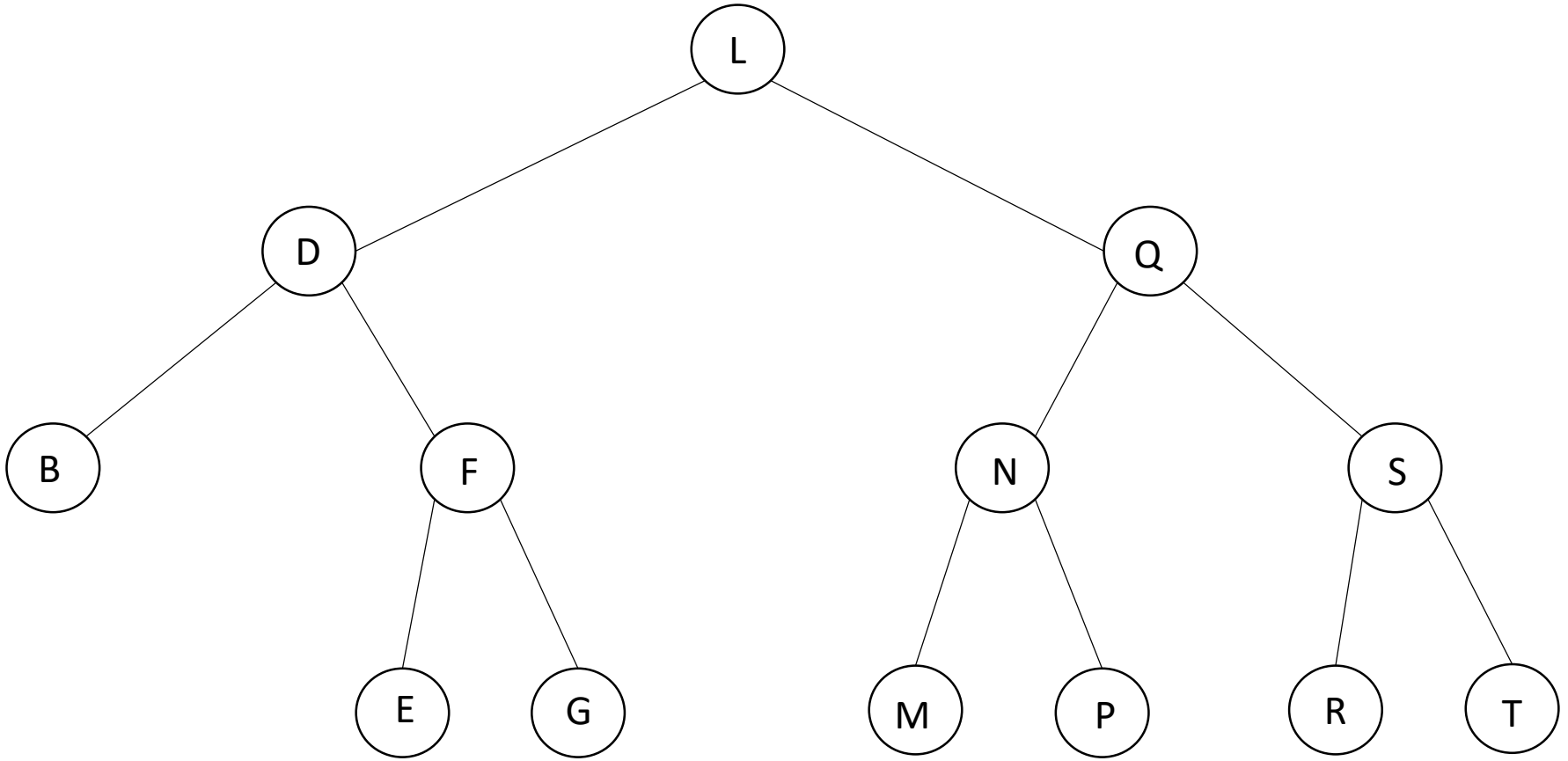
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



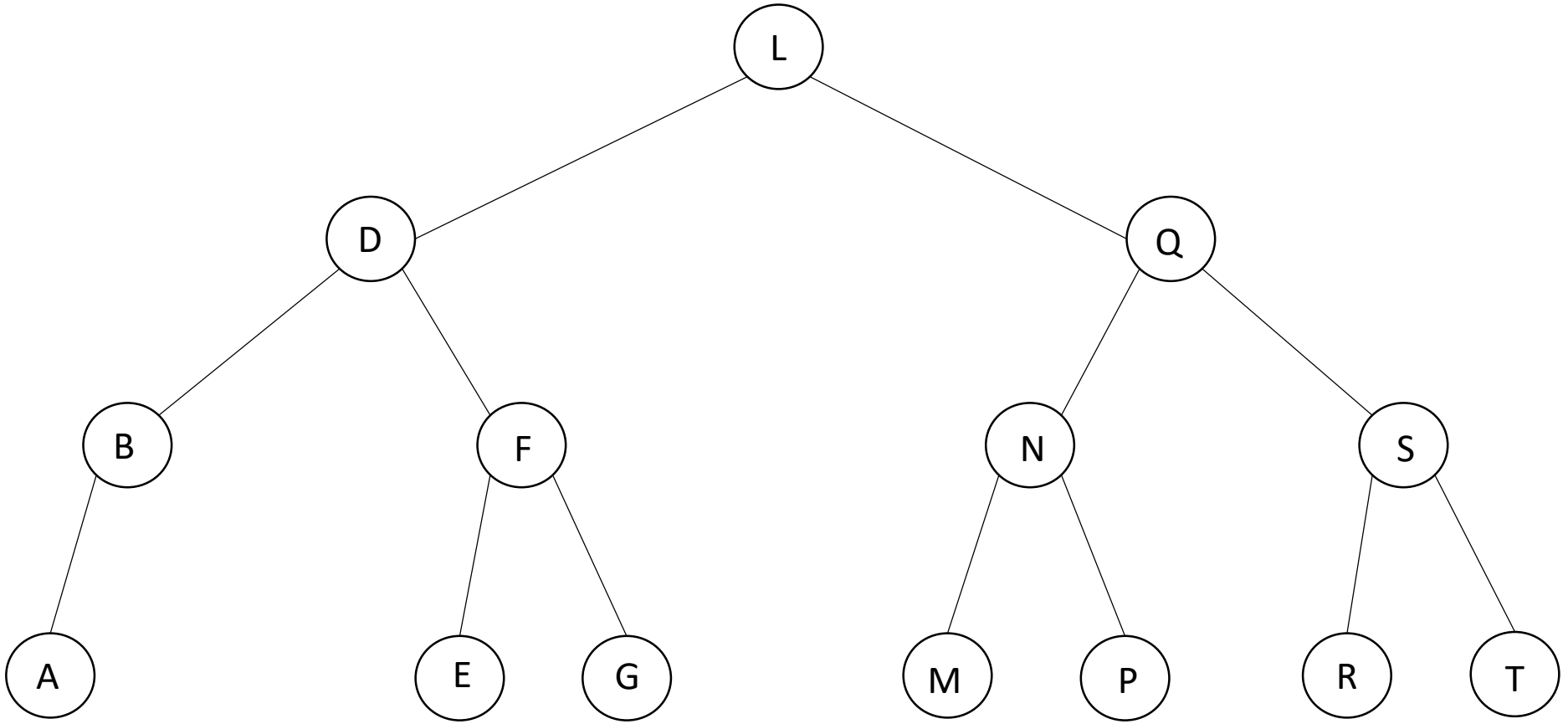
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



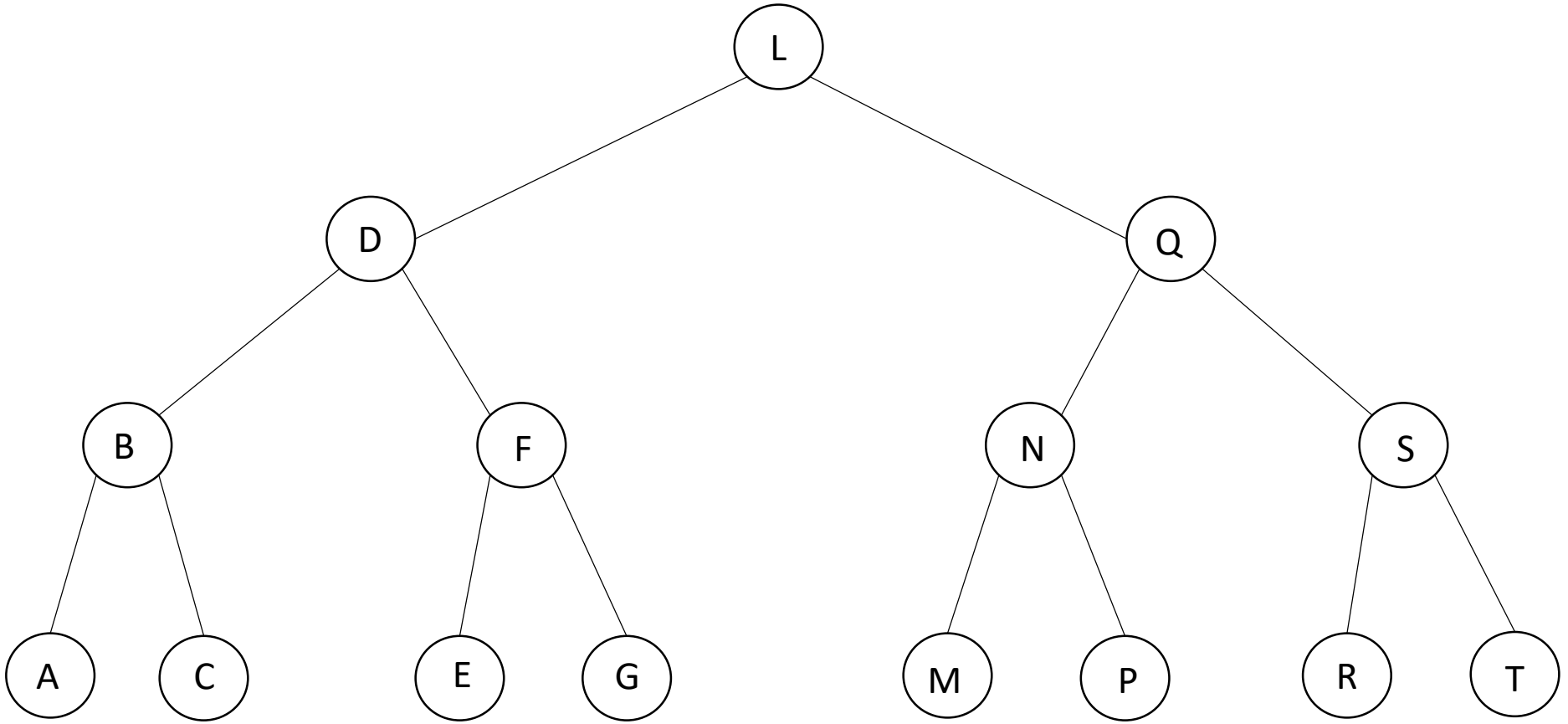
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C



Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- L, D, B, Q, N, F, S, R, T, M, E, G, P, A, C

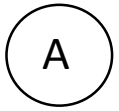


Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L

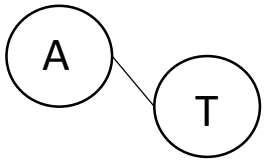
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



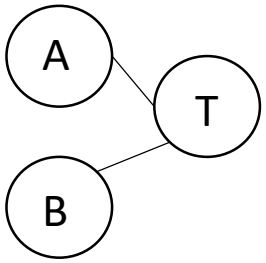
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



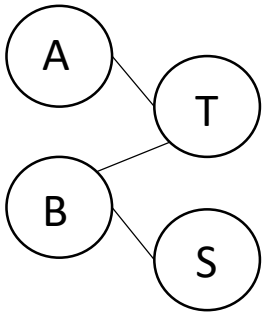
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



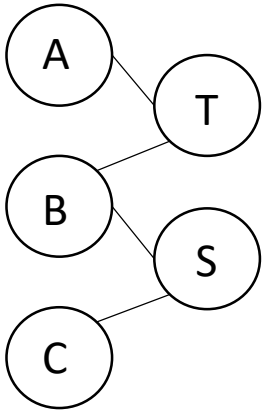
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



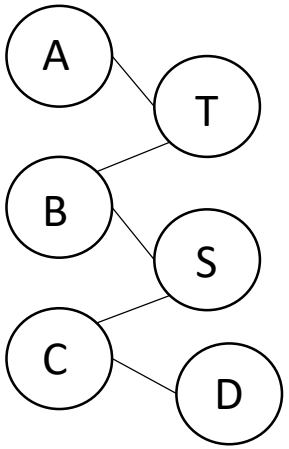
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



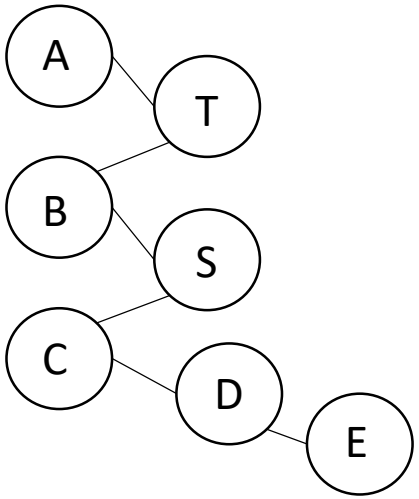
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



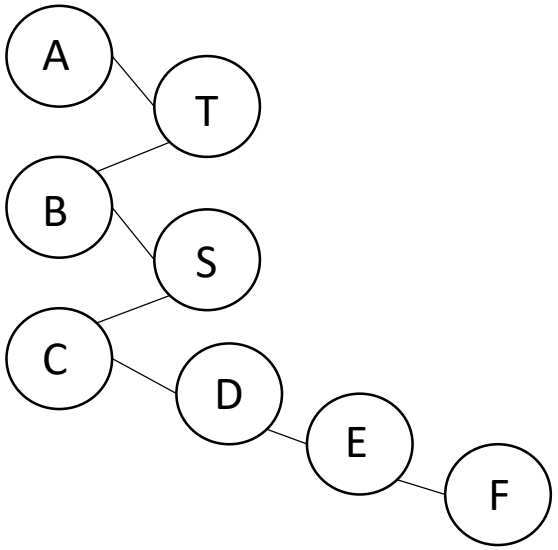
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



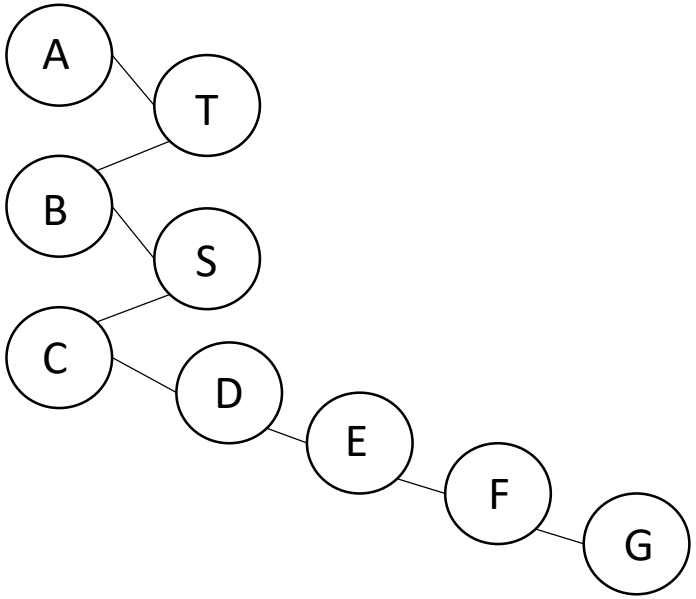
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



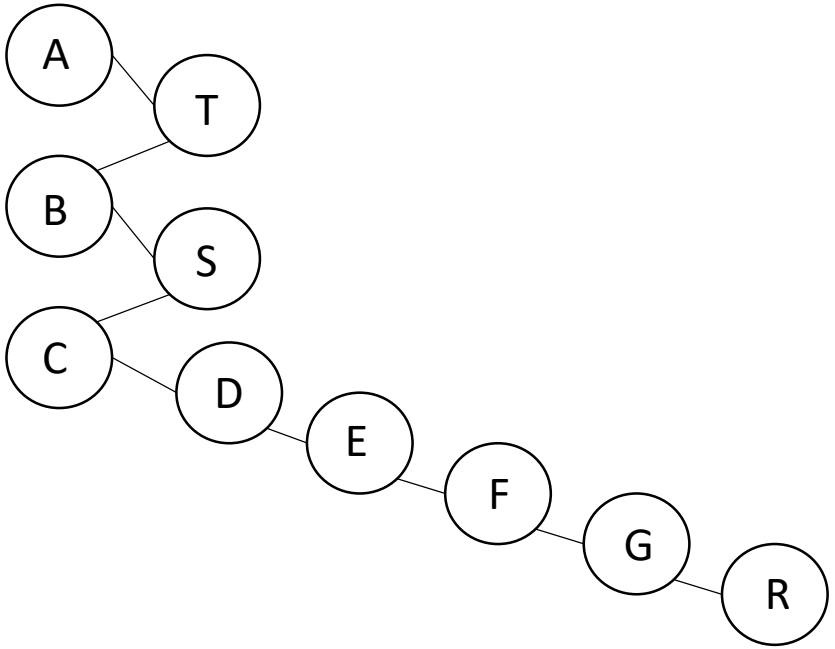
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



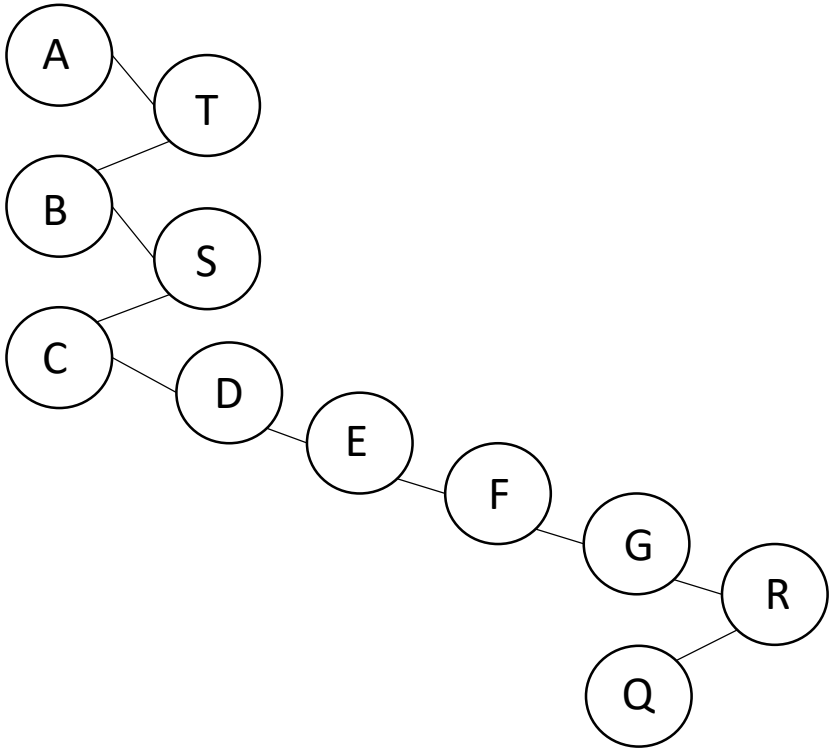
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



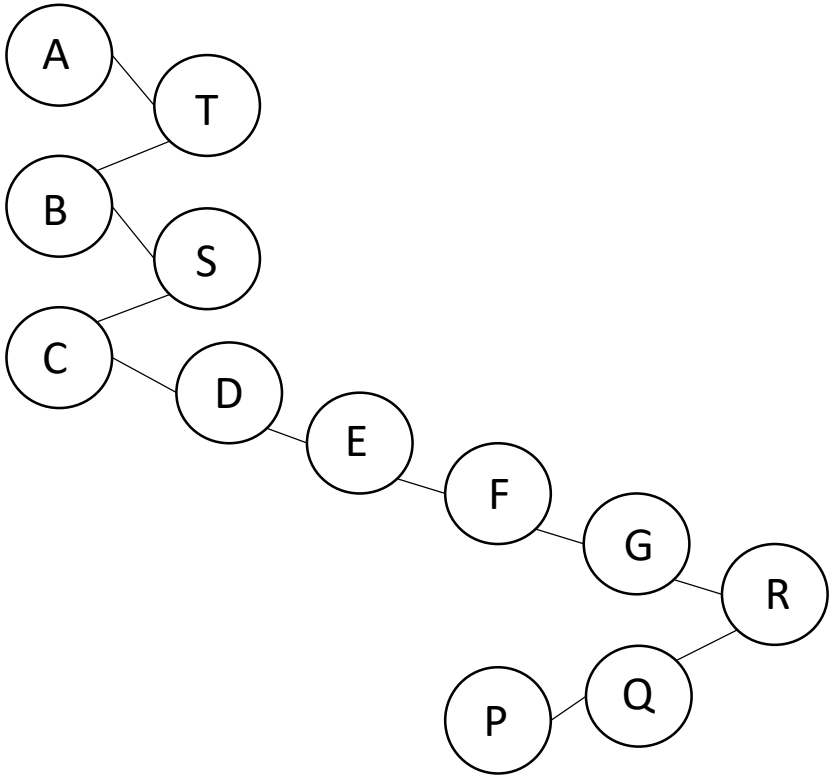
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



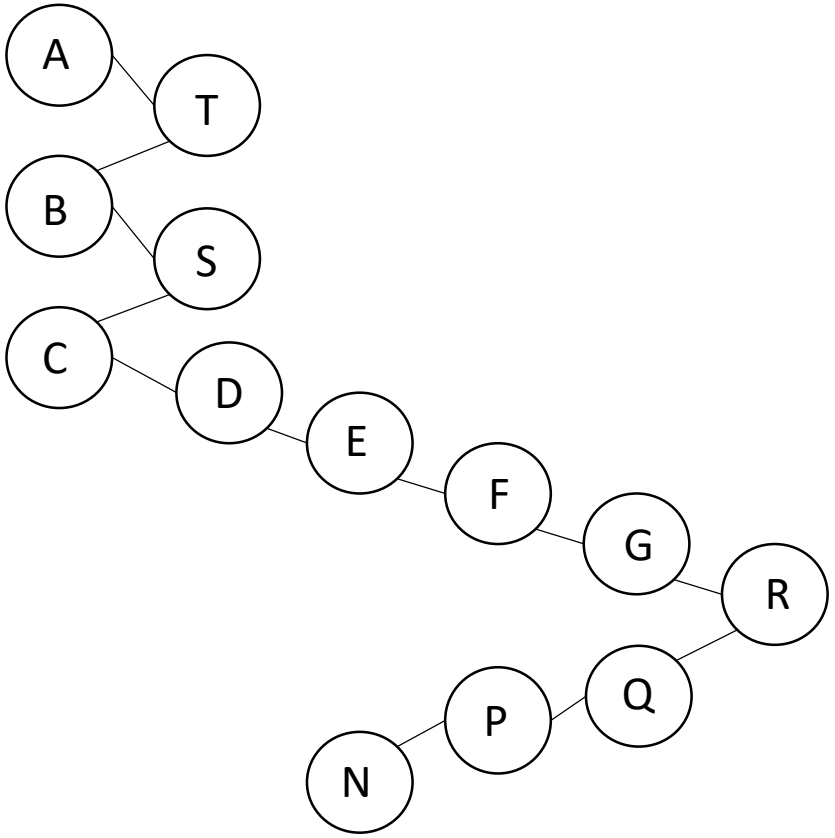
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



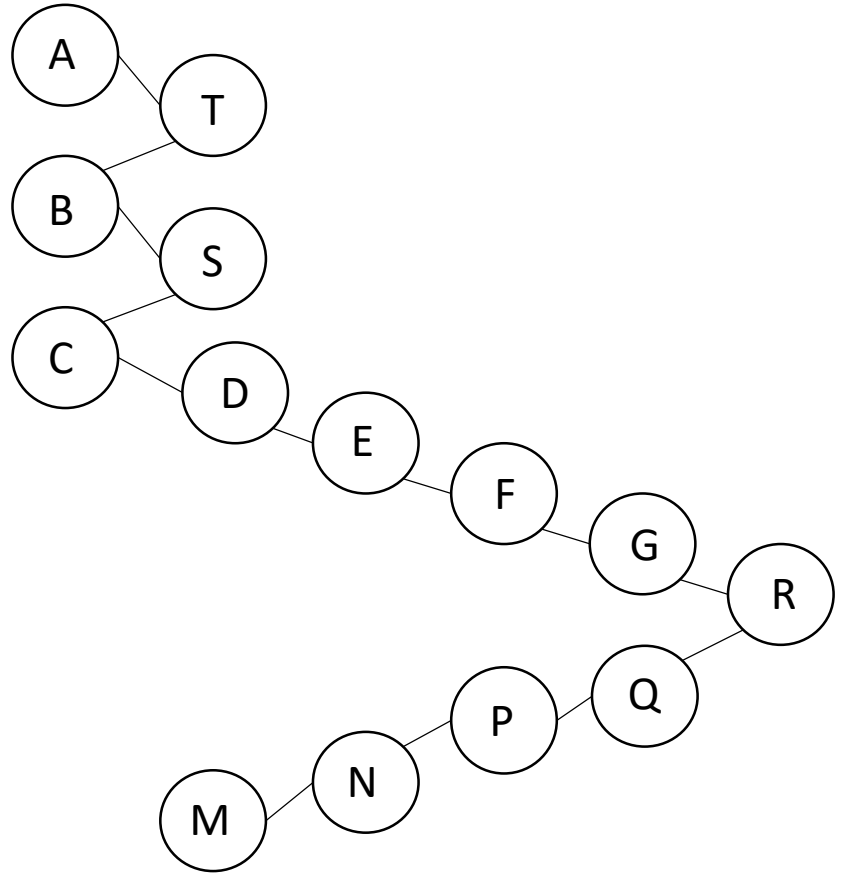
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



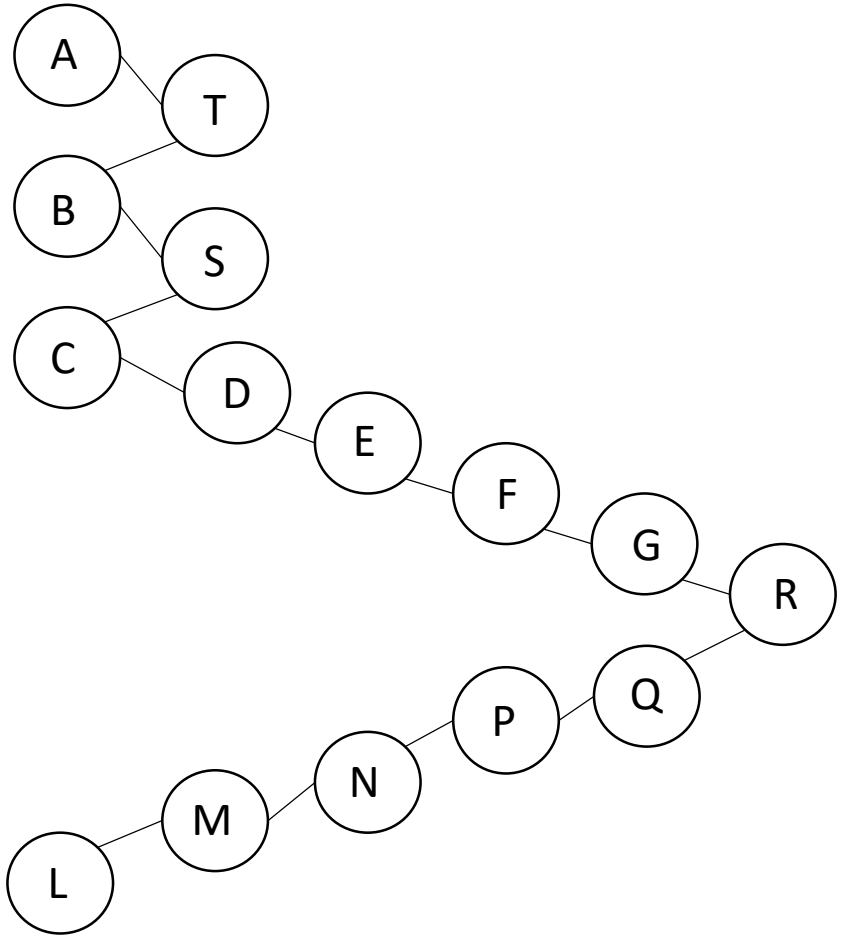
Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



Einfüge Anomalie in dem Binärbaum

- A, T, B, S, C, D, E, F, G, R, Q, P, N, M, L



Optimale vs. Balancierte Binärbäume

- Optimale Binärbäume:
  - Die Blätter befinden sich auf höchstens Level 2
  - Erhaltung ist aufwendig
- Balancierte Binärbäume:
  - für einen Knoten können die Höhen der zwei Teilbäume mit höchstens 1 voneinander abweichen (Höhe – Länge des längsten Pfad von dem Wurzel zu den Blättern)
  - Wenigere Operationen um den Binärbaum balanciert zu behalten
  - Es gibt 6 Fälle wenn der Baum unbalanciert wird nach einem Einfügen

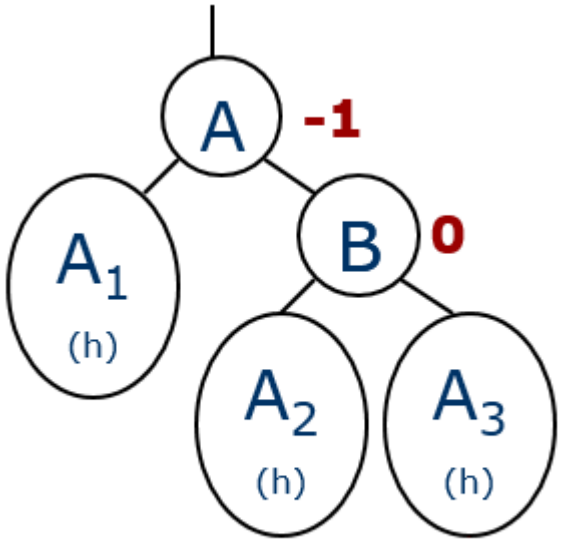
Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(1)

(2)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

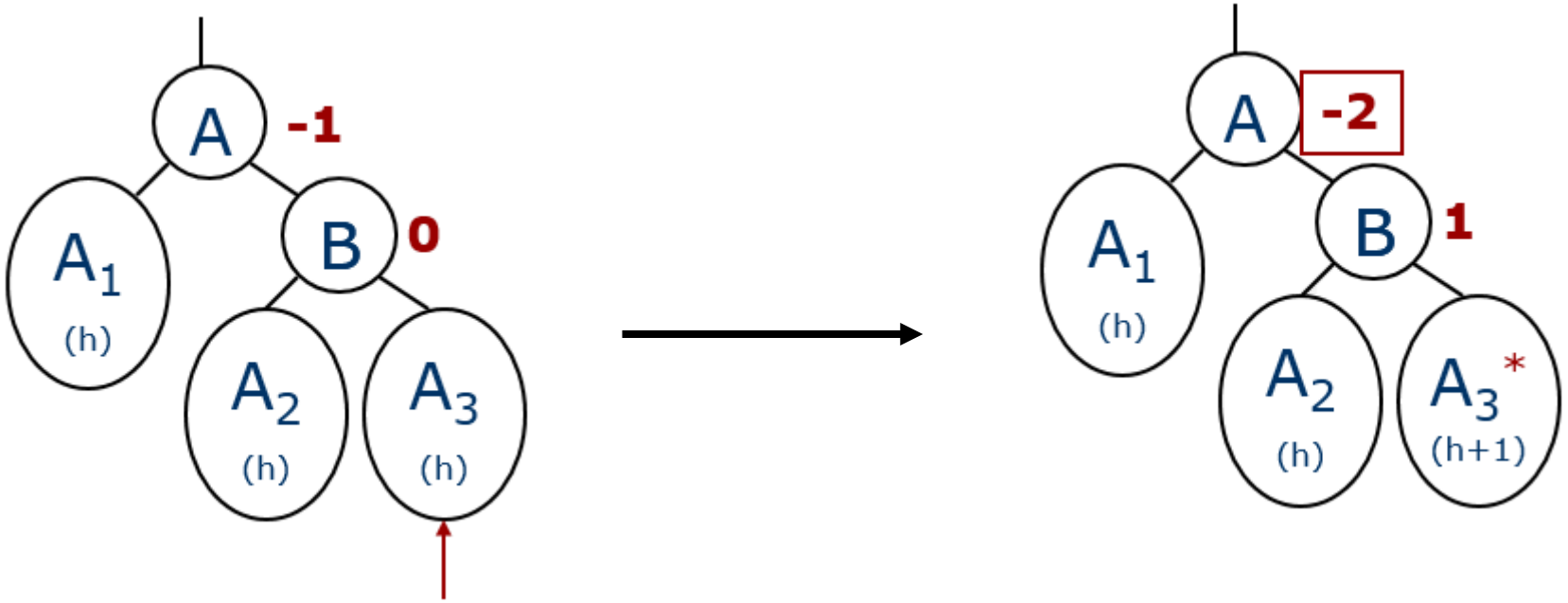
(1)



(2)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

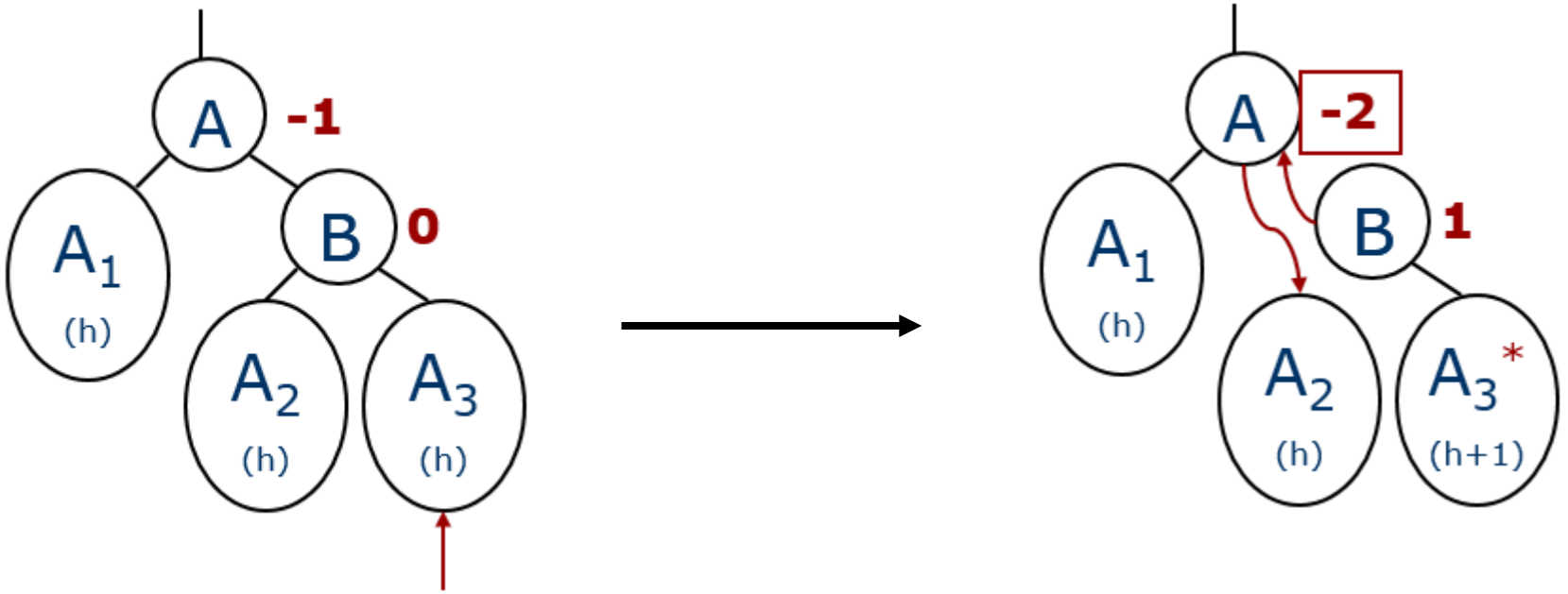
(1)



(2)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

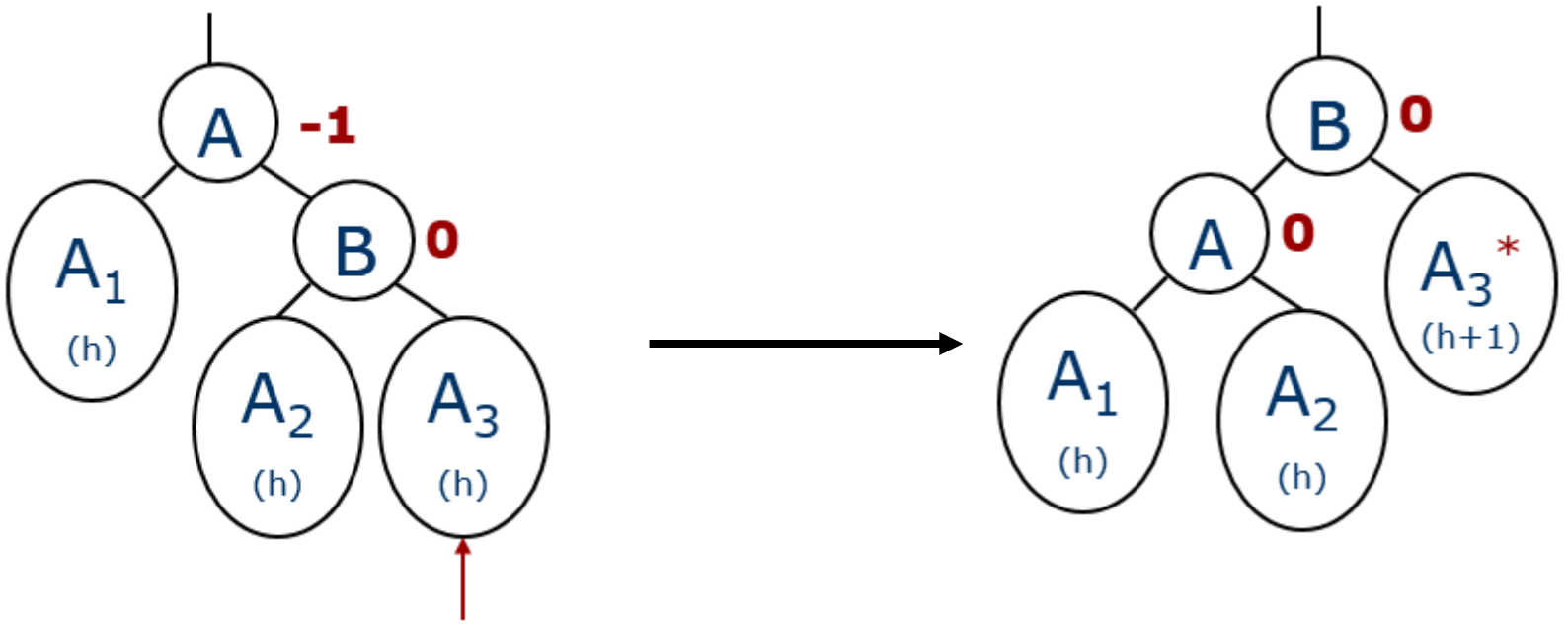
(1)



(2)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

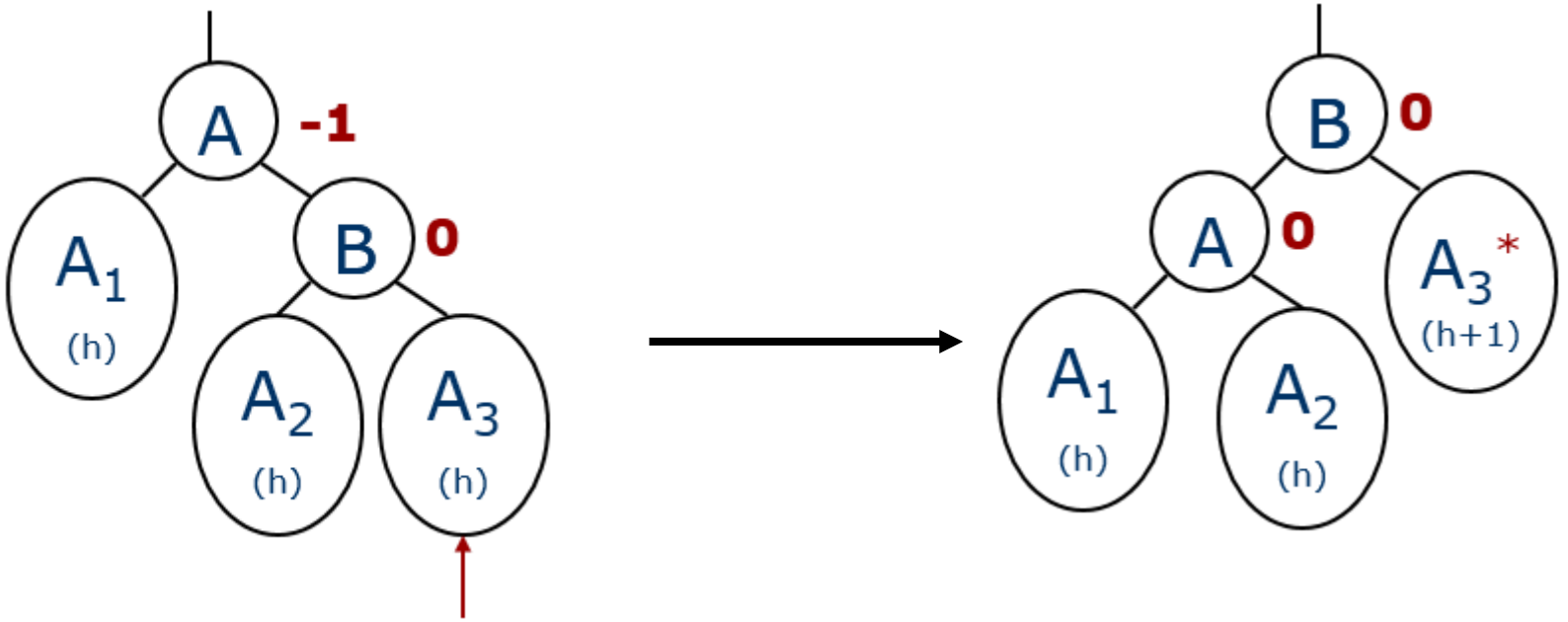
(1)



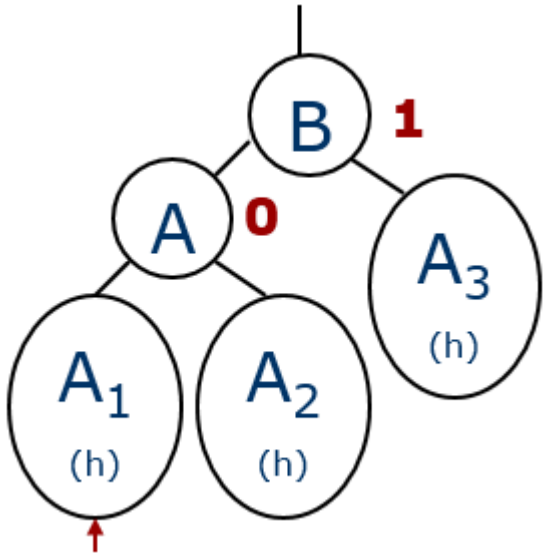
(2)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(1)

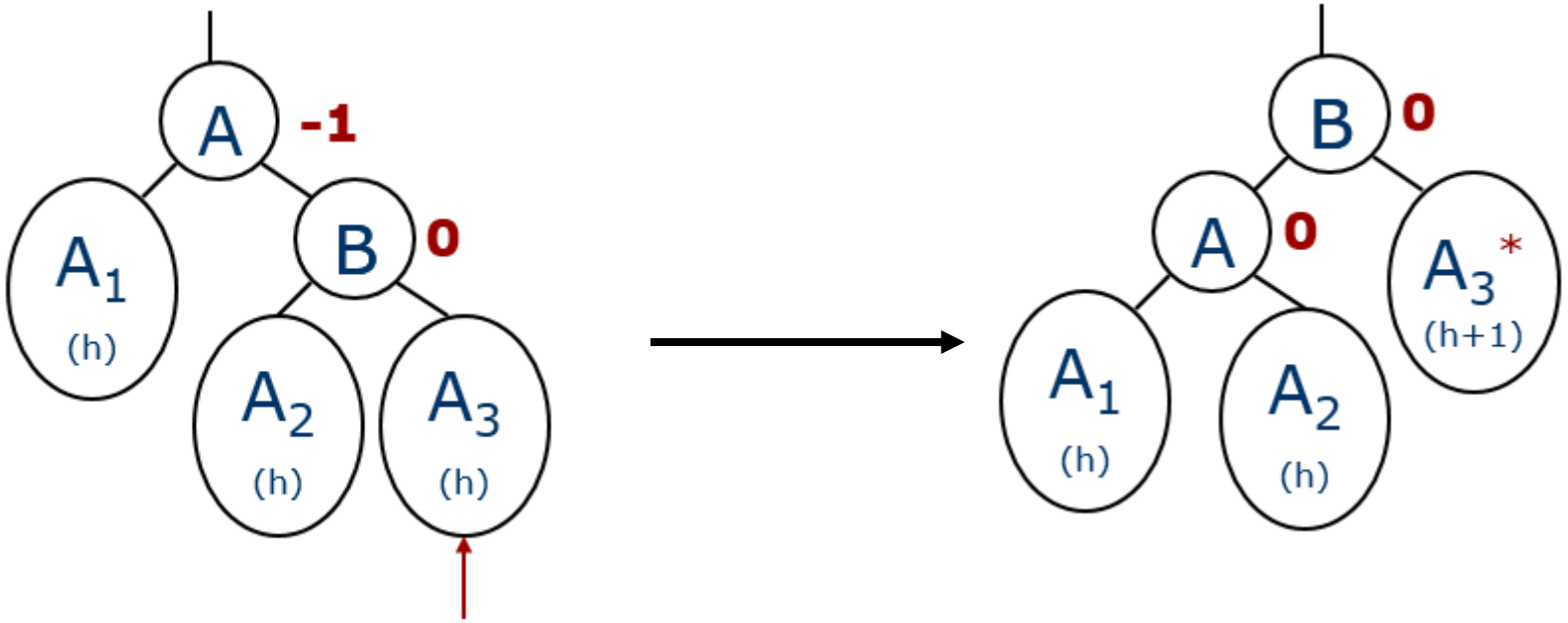


(2)



Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(1)



(2)

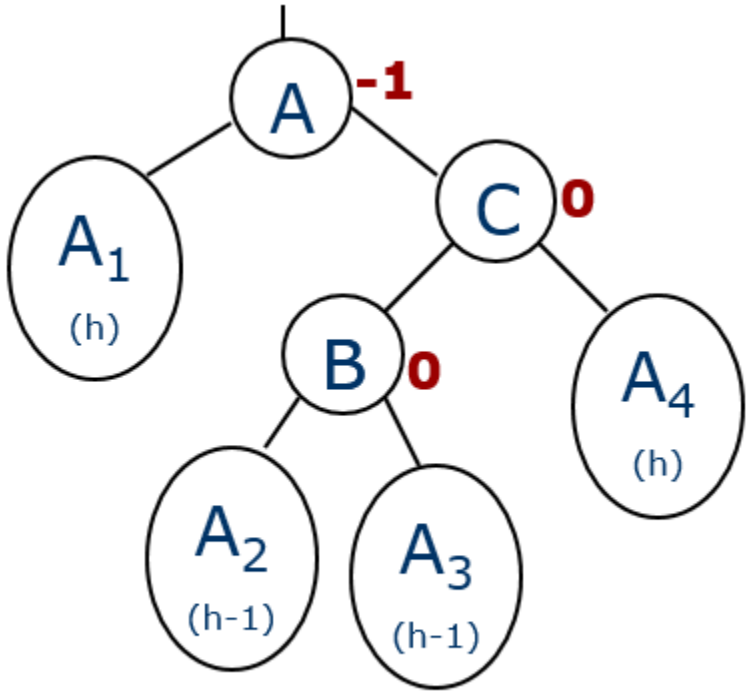
Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(3)

(4)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

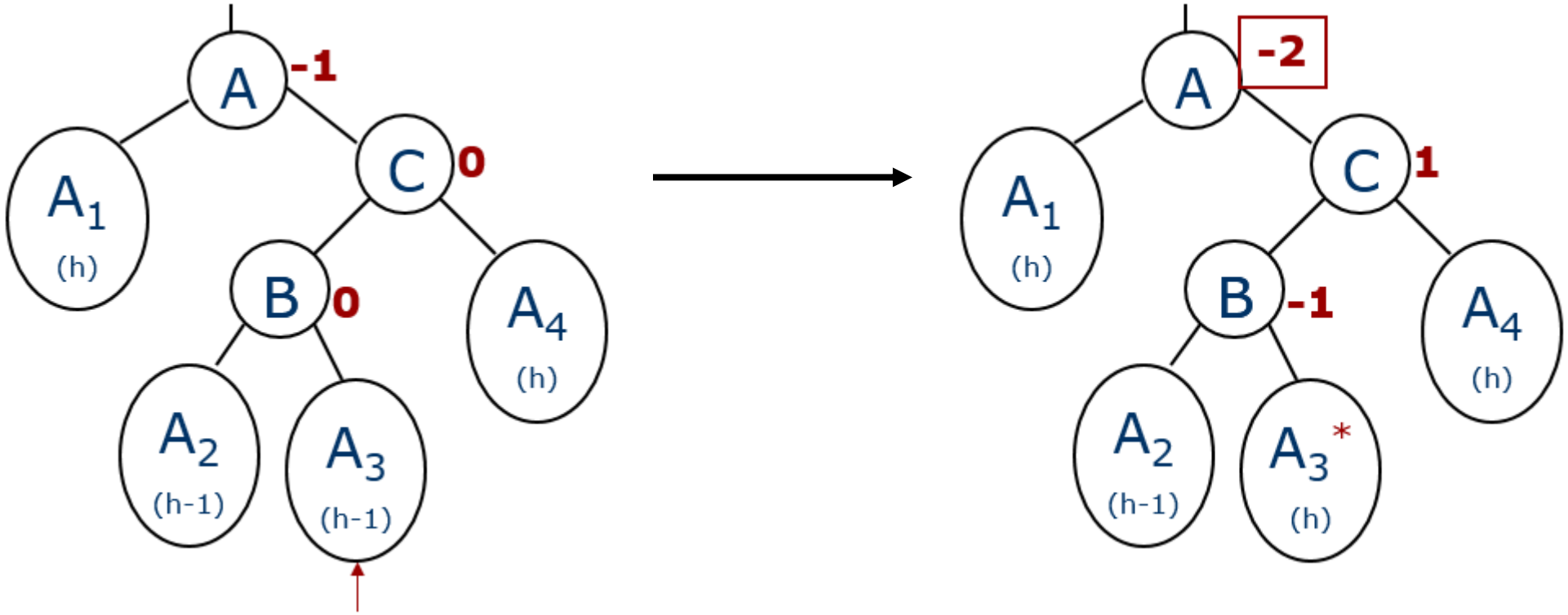
(3)



(4)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

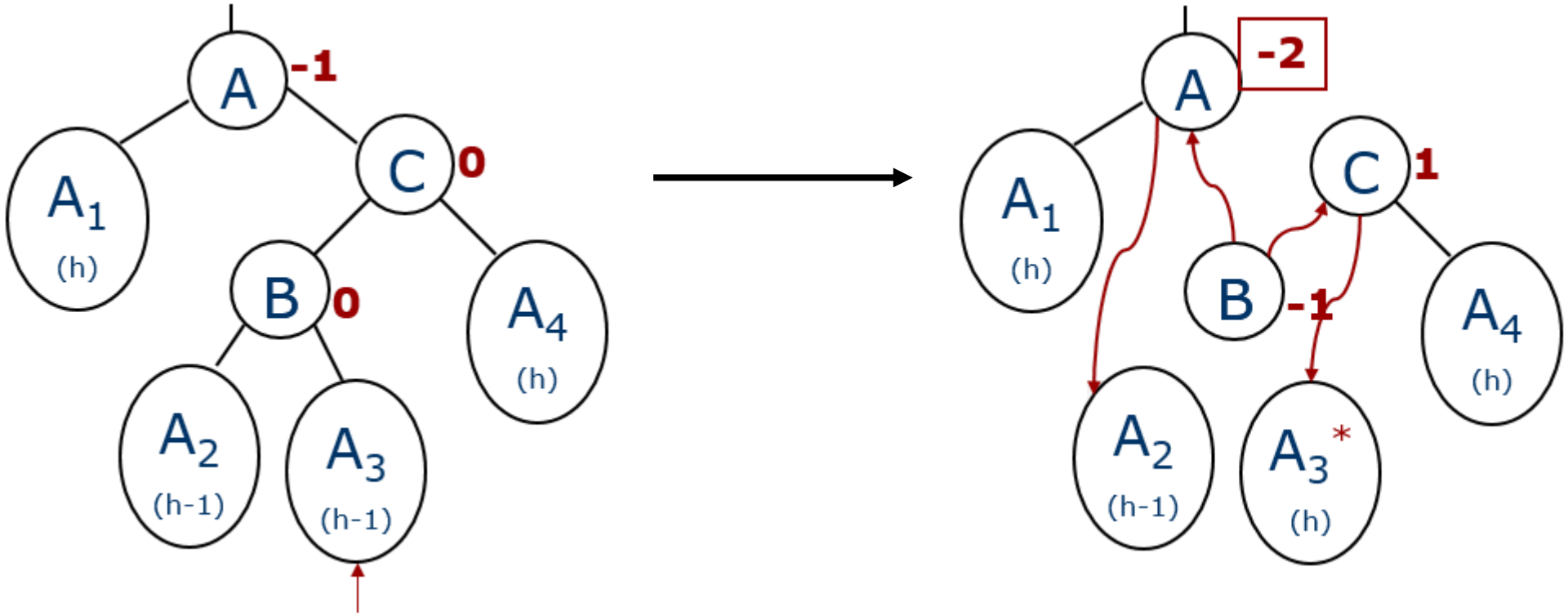
(3)



(4)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

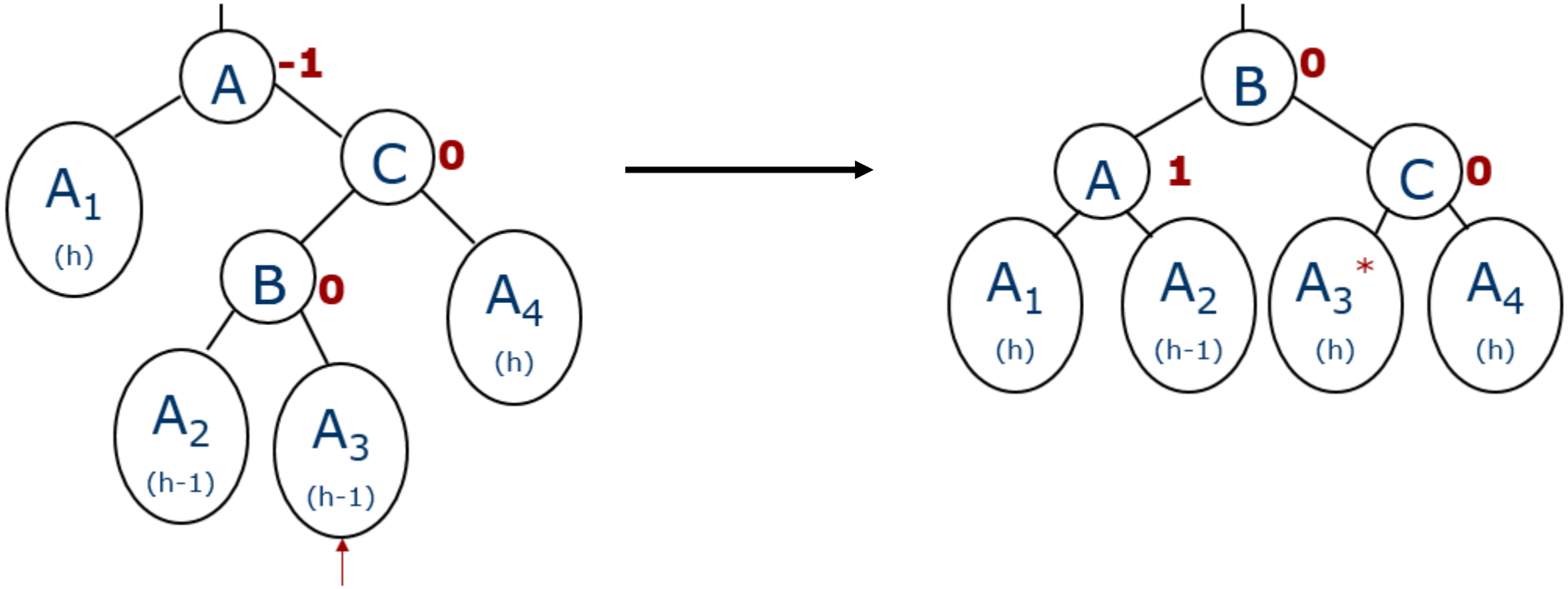
(3)



(4)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

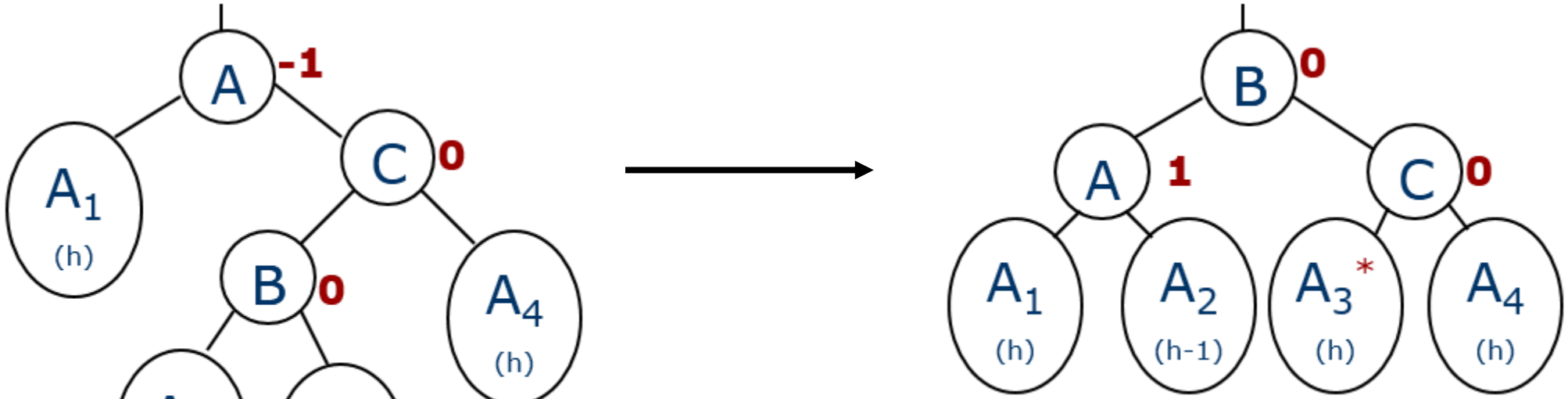
(3)



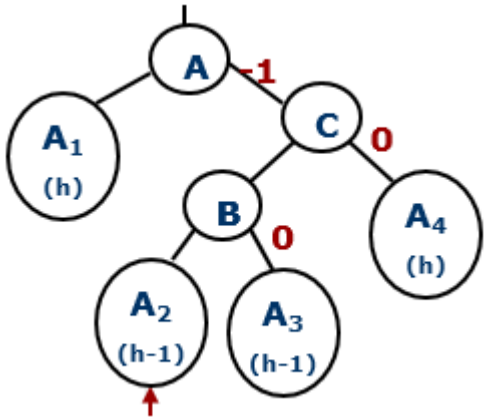
(4)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(3)

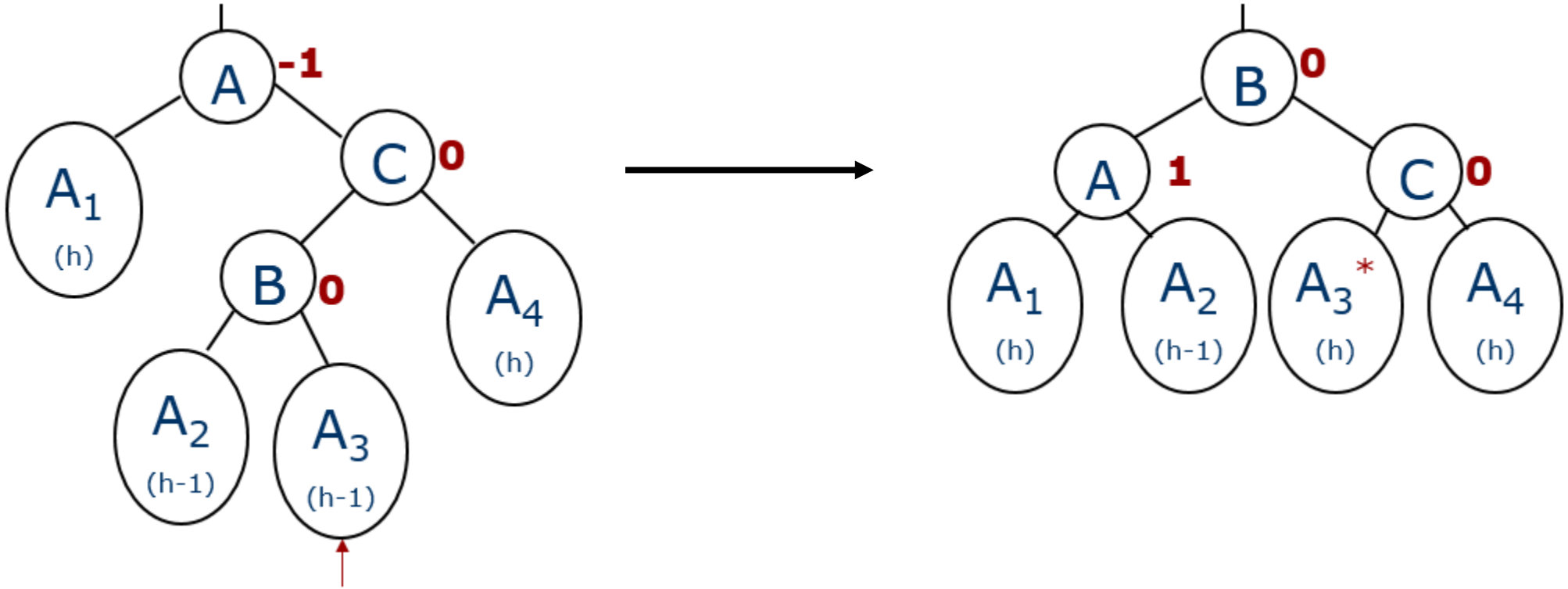


(4)

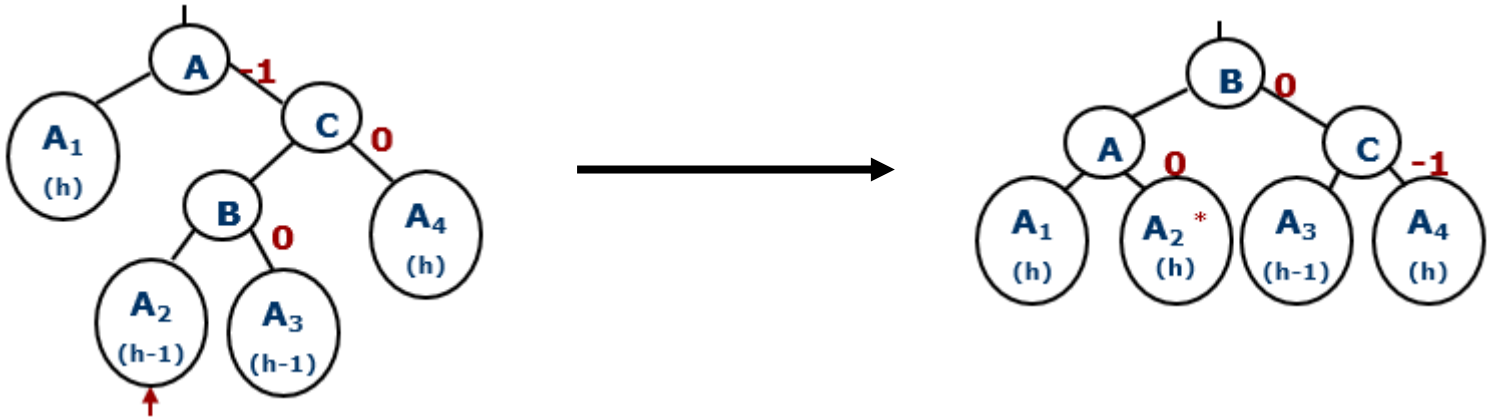


Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(3)



(4)



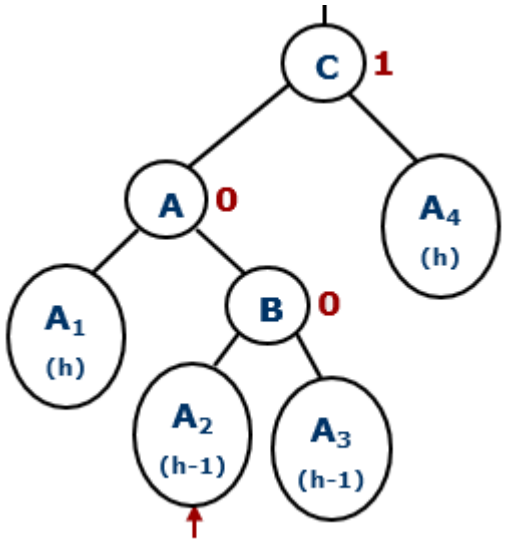
Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(5)

(6)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

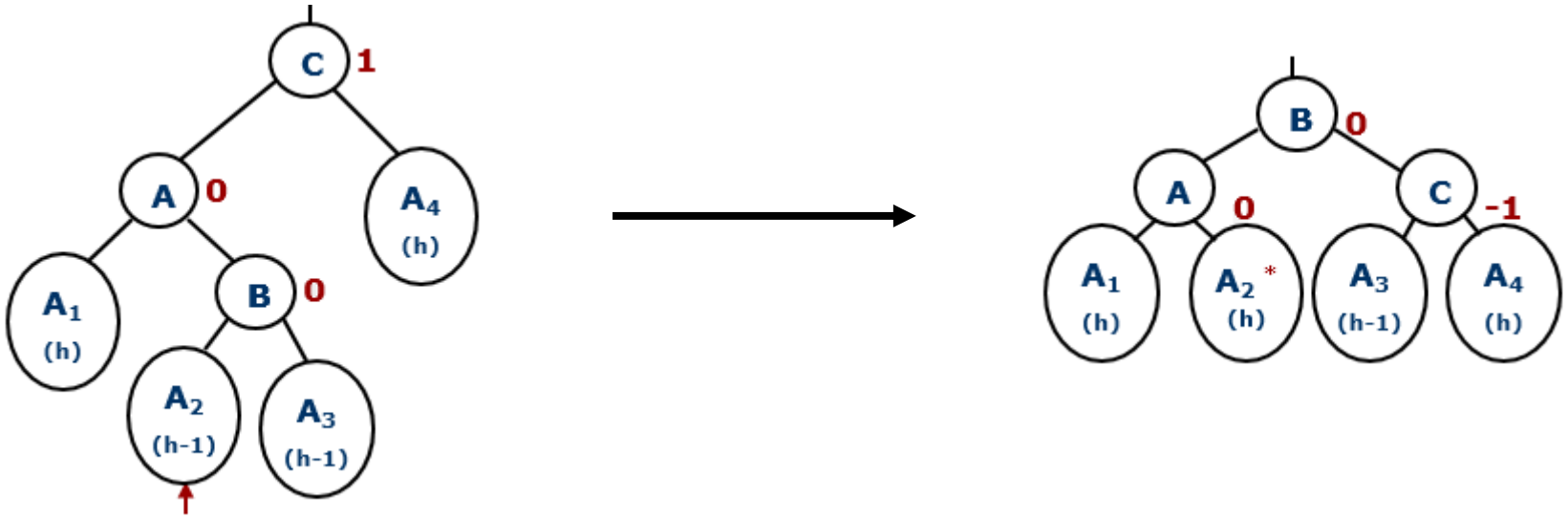
(5)



(6)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

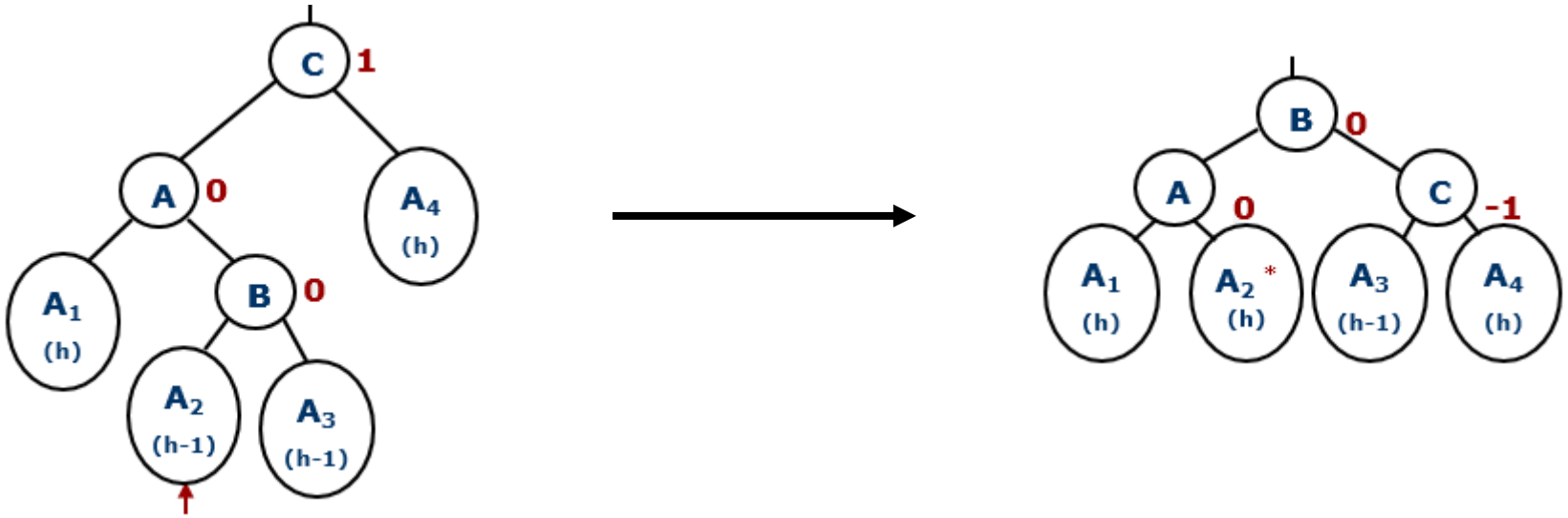
(5)



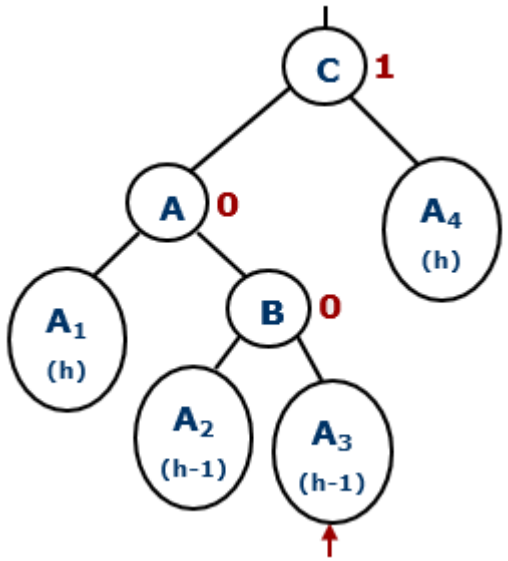
(6)

Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(5)

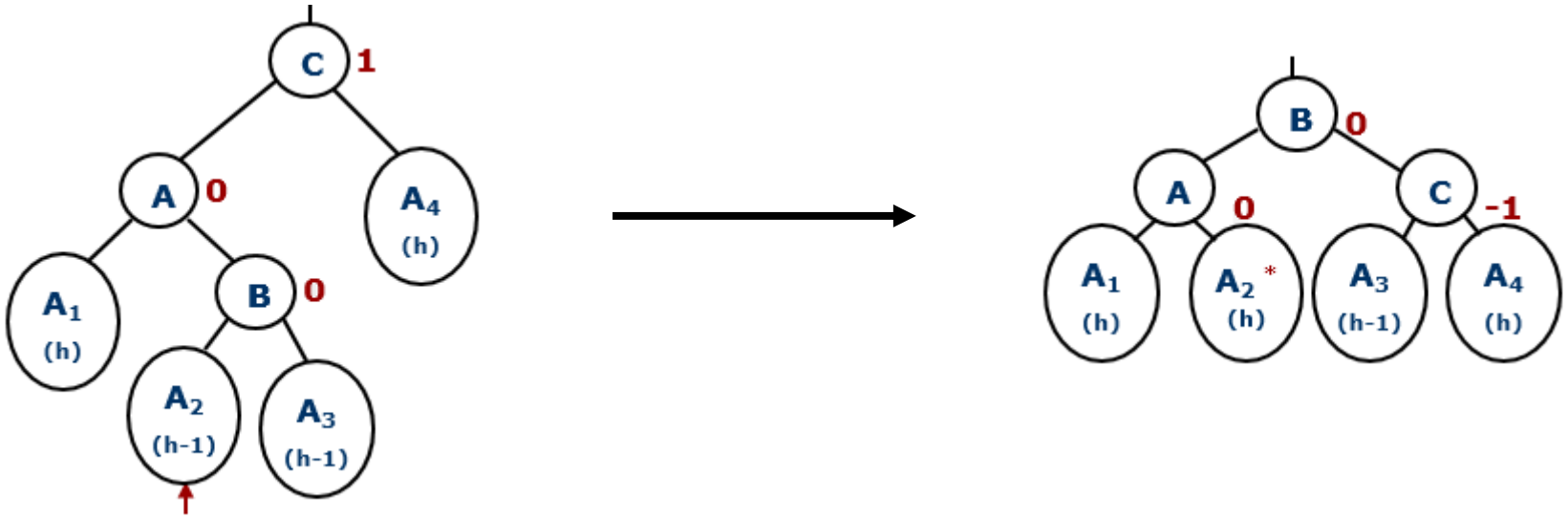


(6)

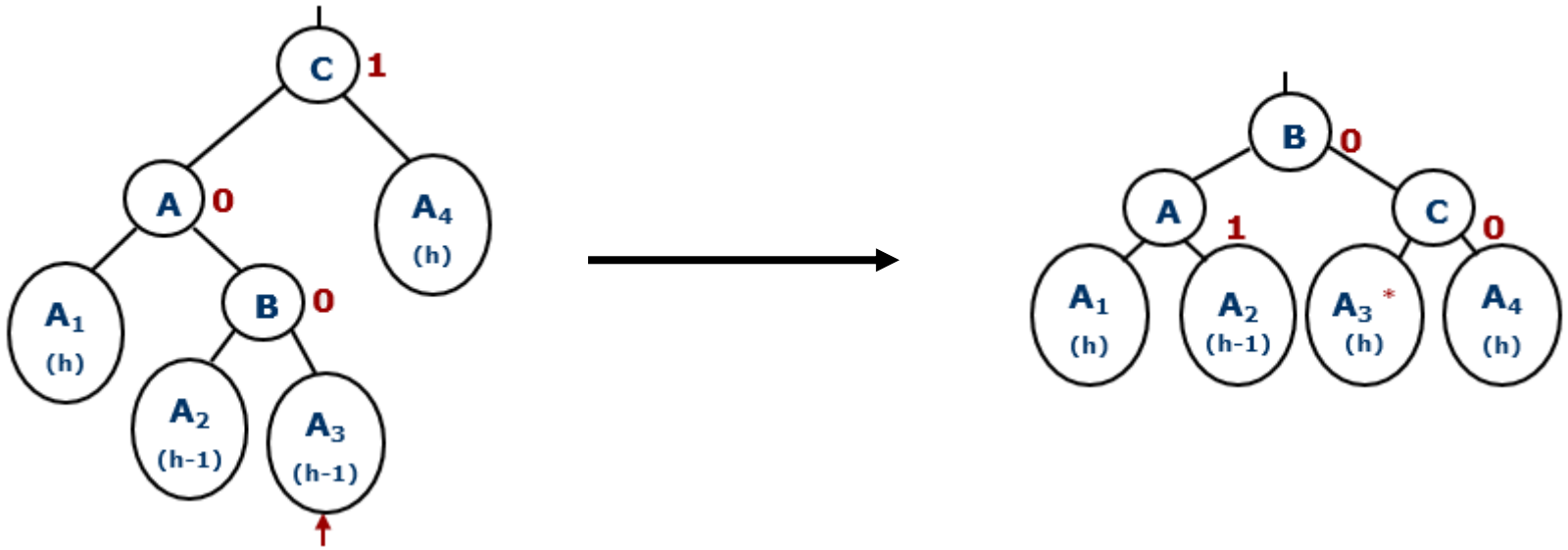


Erhaltung der Balancierten Binärbäumen

(5)

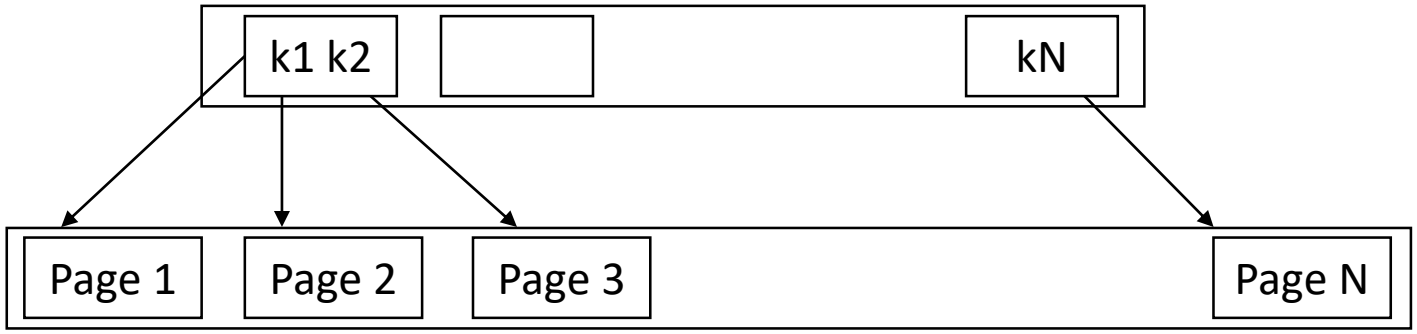


(6)



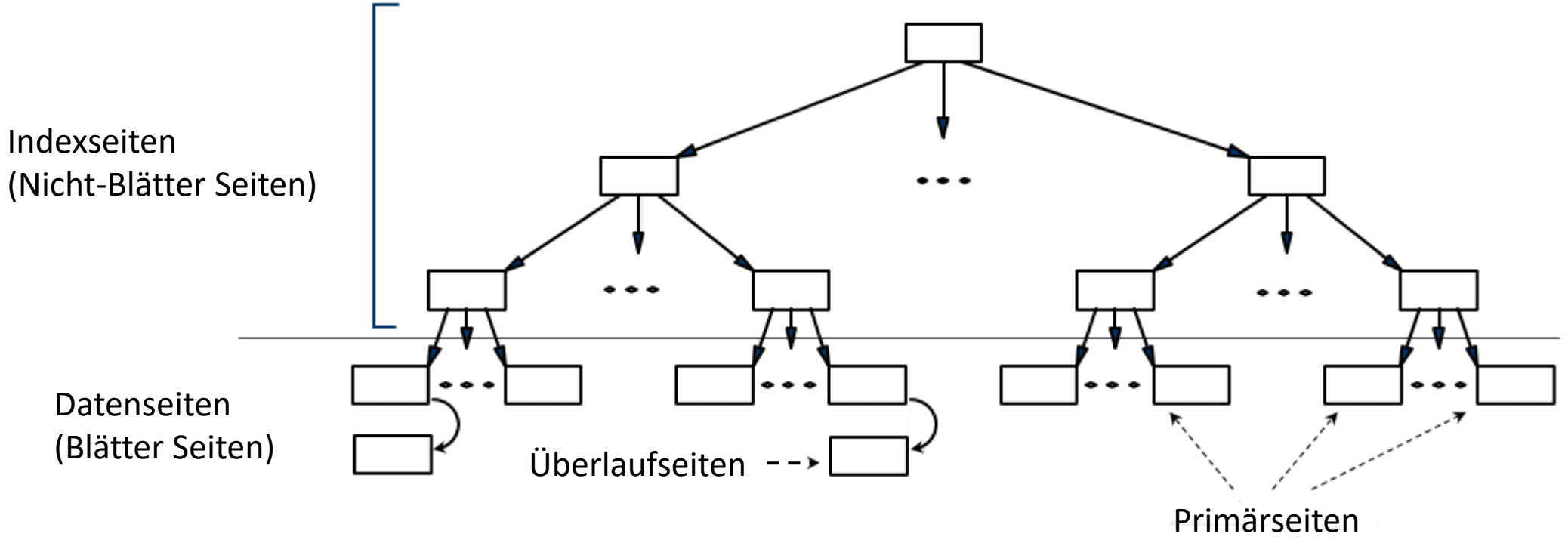
Bereichsanfragen

- Finde alle Studenten mit Note > 8
  - Wenn die Daten sortiert sind, dann Binärsuche um den ersten Student zu finden und dann Scannen um die anderen zu finden
  - Aber: Binärsuche kann teuer sein
- Einfache Idee:
  - Index erstellen → ISAM (Index-Sequential Access Method)
  - Binärsuche auf dem Index (kleiner als die Datei selber)



ISAM (Index-Sequential Access Method)

- Eine sehr einfache und manchmal auch sehr effektive Indexstruktur
- Wie beim Nachschlagen in einem Wörterbuch
- Die Indexdatei kann immer noch zu groß sein → wir können die Prozedur wiederholen (Index zu dem Index, usw.)



ISAM

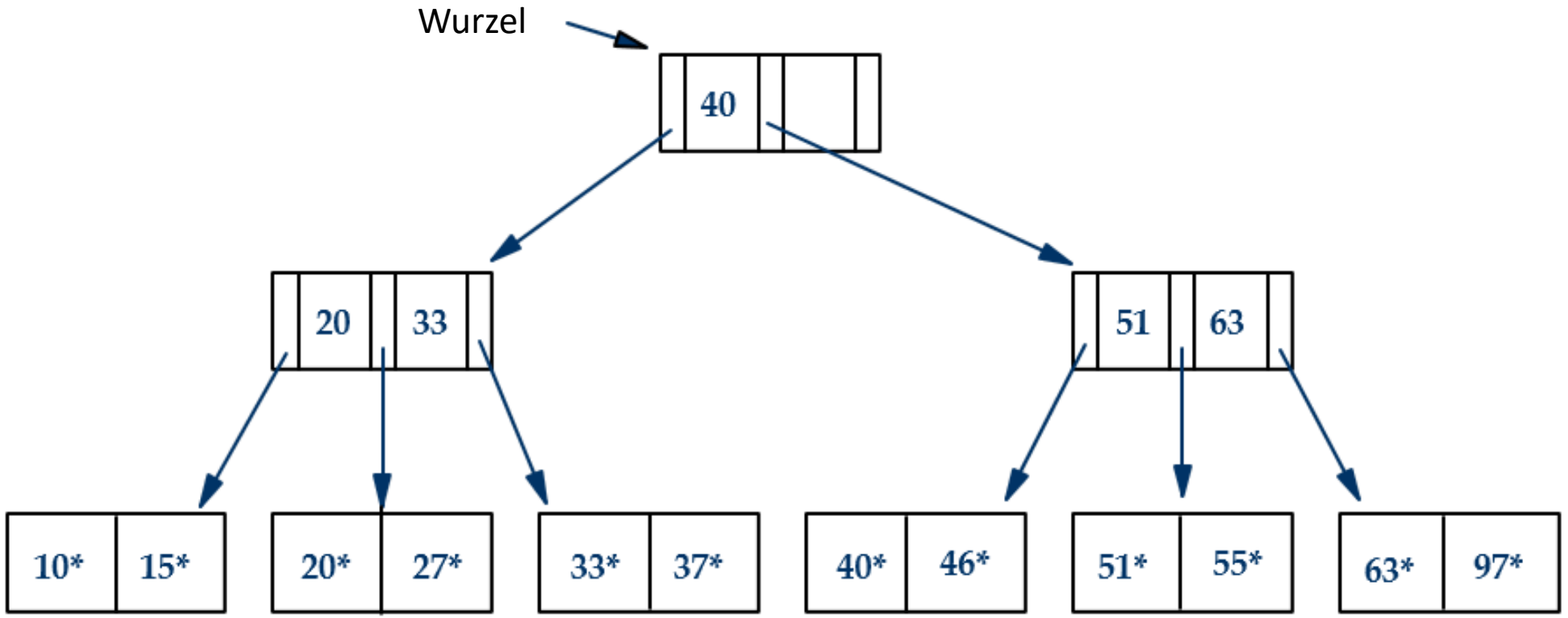
- Sowohl der Index als auch die Datensätze in den Datenseiten werden nach dem Suchschlüssel geordnet abgespeichert
- Der Index befindet sich auf Seiten, die sequentiell hintereinander auf dem Sekundärspeicher abgelegt sind
- Die Erstellung der Dateien:
  - Erst werden die Datenseiten erstellt und sequentiell abgespeichert
  - Dann die Indexseiten
  - Dann wird Speicherplatz für Überlaufseiten reserviert
- Indexeinträge der Form <Suchschlüsselwert, SeitenID>
- Statische Baumstruktur: Einfügen und Löschen von Datensätzen beeinflusst nur die Blätterseiten

ISAM

- Suche eines Schlüssels:
  - beginne bei dem Wurzel
  - Vergleiche den Suchschlüssel mit den Suchschlüsseln aus den Indexeinträgen und verfolge die Verweise um eine Blattseite zu erreichen
  - Von dieser Datenseite an kann mann wegen der Sortierung alle weiteren Datenseiten lesen, bis der gewünschte Datensatz gefunden wurde
  - Kosten: $\log_F N$, wobei F = Anzahl von Indexseiten, N = Anzahl von Datenseiten
- Einfügen: finde die Datenseite wo der neue Datensatz gehören sollte und, wenn es freier Platz gibt, füge den Datensatz ein
  - Falls es kein freier Platz in der Datenseite gibt → Überlaufseite
- Löschen: finde die Datenseite und lösche den Datensatz
  - Falls eine Überlaufseite frei wird → Speicherplatz freigeben

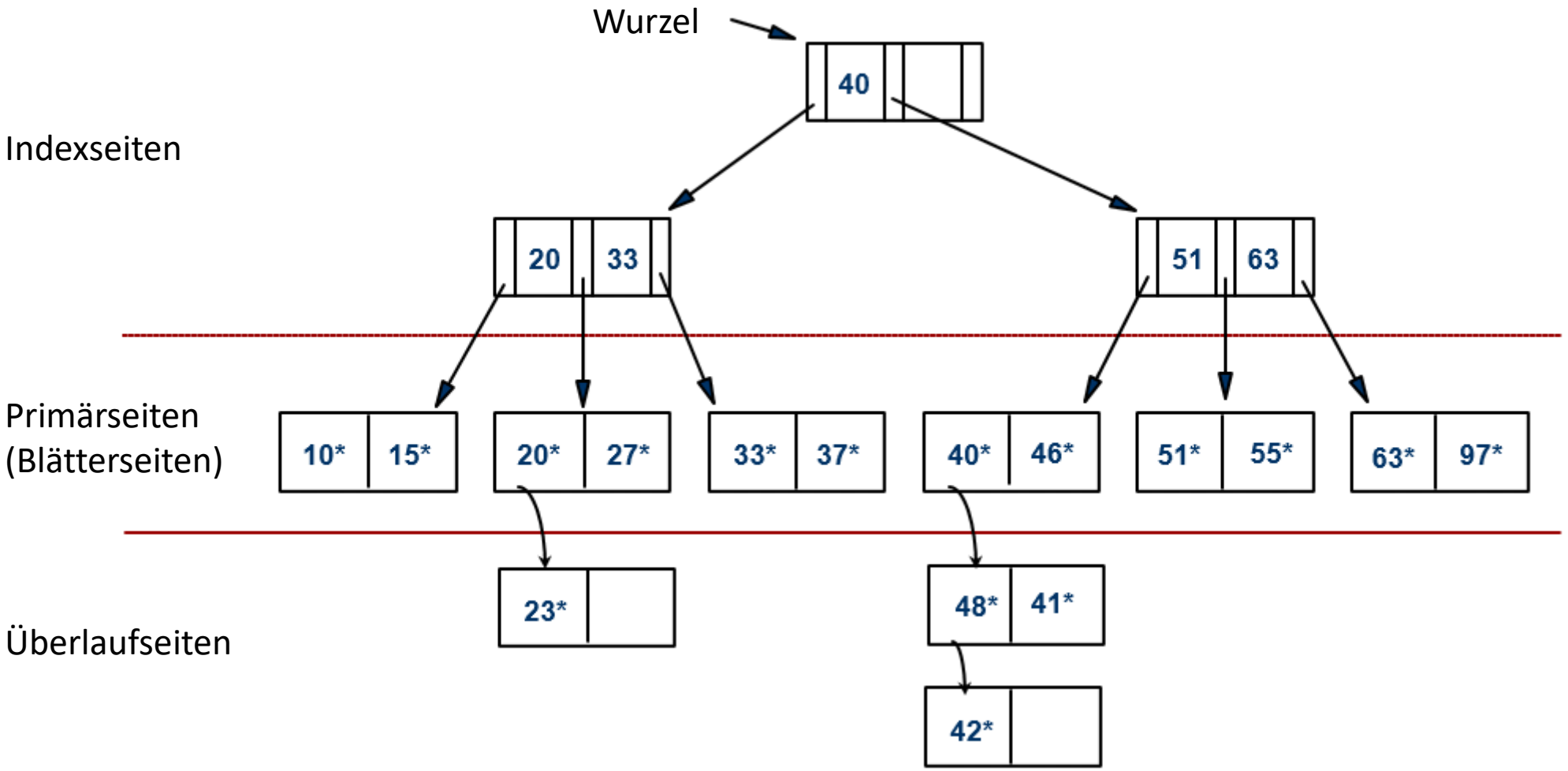
ISAM Baum - Beispiel

- In jedem Knoten passen zwei Einträge rein



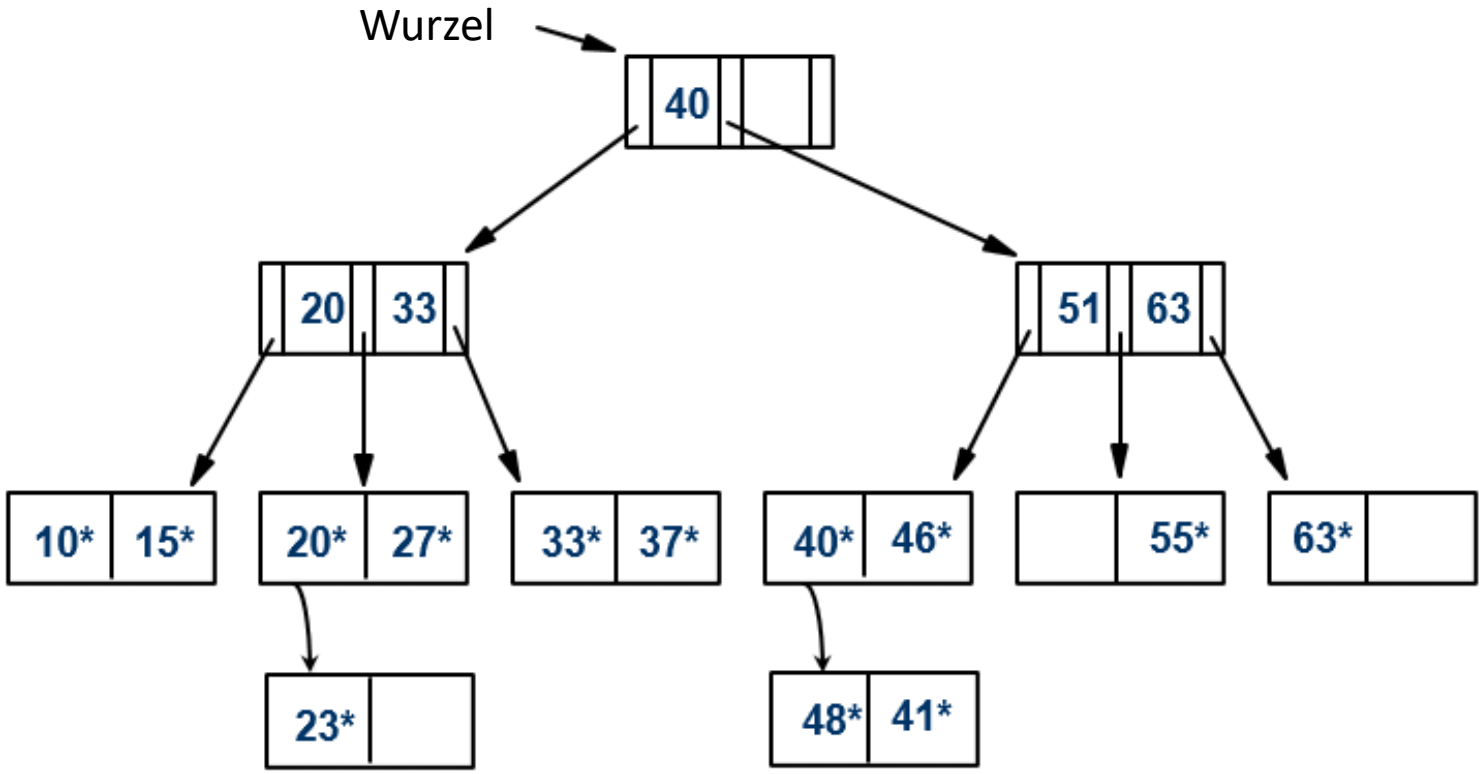
ISAM Baum - Beispiel

- Nach dem Einfügen von 23^*, 48^*, 41^*, 42^*



ISAM Baum - Beispiel

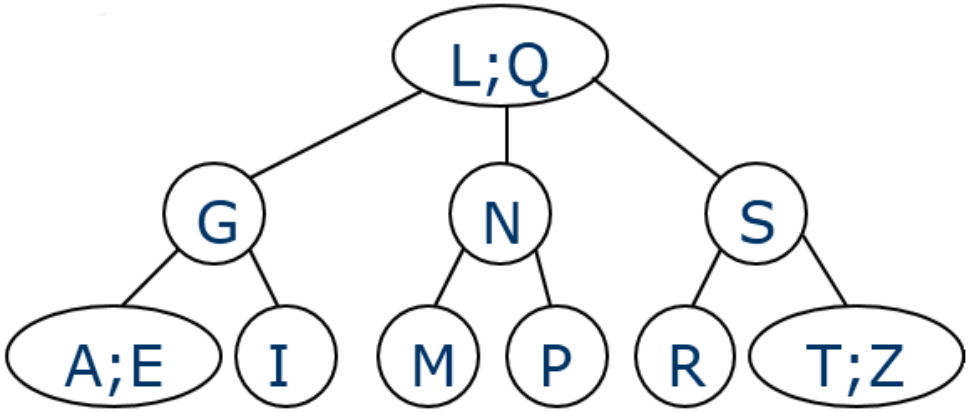
- Nach dem Löschen von 42^*, 51^*, 97^*
- Bemerkung. Nach dem Löschen von 51^* kommt dieser Wert in den Indexseiten immer noch vor (obwohl es von den Datenseiten gelöscht wurde)



Vor- und Nachteile von ISAM

- Es kann unbalanciert werden nach vielen Einfügen oder Löschen von Datensätzen → ungleichformiger Suchzeit
- Datensätze in den Überlaufseiten sind meistens nicht sortiert
- Effizienter Einfügen und Löschen (keine Änderungen in den Knoten des Baumes außer den Blättern, keine Baum Balancierung)
- Effizientes gleichzeitiger Zugriff – die Knoten des Baumes werden nicht gesperrt
- Geeignet für Dateien, die nicht viel geändert werden

B-Bäume



- Am meisten verwendete Indexstruktur
- „B“ kommt von „balanced“ oder „broad“
- B-Baum – sortierter Baum
- Normale Binärbäume wurden als Suchstruktur für den Hauptspeicher konzipiert und eignen sich nicht für den Hintergrundspeicher
- Für den Hintergrundpseicher → Mehrwegbäume, deren Knotengrößen auf die Seitenkapazität abgestimmt werden
- Ein Knoten des Baums entspricht einer Seite des Hintergrundspeichers

B-Baum mit Ordnung k - Eigenschaften

- Jeder Weg von der Wurzel zu einem Blatt hat die gleiche Länge
- Jeder Knoten außer der Wurzel hat mindestens k und höchstens 2*k Einträge
- Die Wurzel hat zwischen einem und 2*k Einträgen
- Die Einträge werden in allen Knoten sortiert behalten
- Alle Knoten mit n Einträgen, außer den Blättern, haben n+1 Kinder
- Seien S_1, S_2, ..., S_n die Schlüssel eines Knotens mit n+1 Kindern; die Verweise auf diese Kinder: V_0, V_1, …, V_n
  - V_0 – weist auf den Teilbaum mit Schlüssel kleiner als S_1
  - V_i (I = 1, …, n-1) weist auf den Teilbaum, dessen Schlüssel zwischen S_i und $S_{i+!}$ liegen
  - V_n weist auf den Teilbaum mit Schlüssel größer als S_n
- In den Blattknoten sind die Zeiger nicht definiert

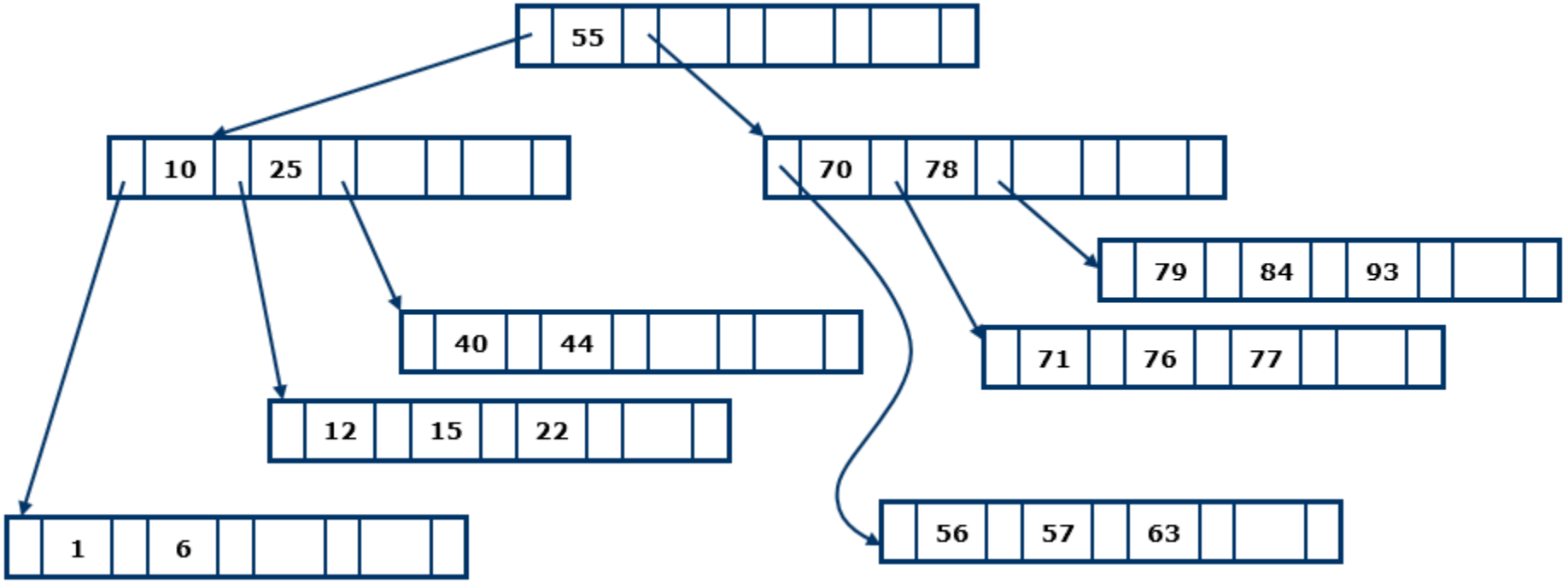
Die Strutur eines Knotens mit m Einträge

V_0	S_1	V_1	S_2	V_2	…	V_{m-1}	S_m	V_m

- S_i – Suchschlüsselwerte
- V_i – Zeiger zu einem Teilbaum
- $S_1 < S_2 < \ldots < S_m$

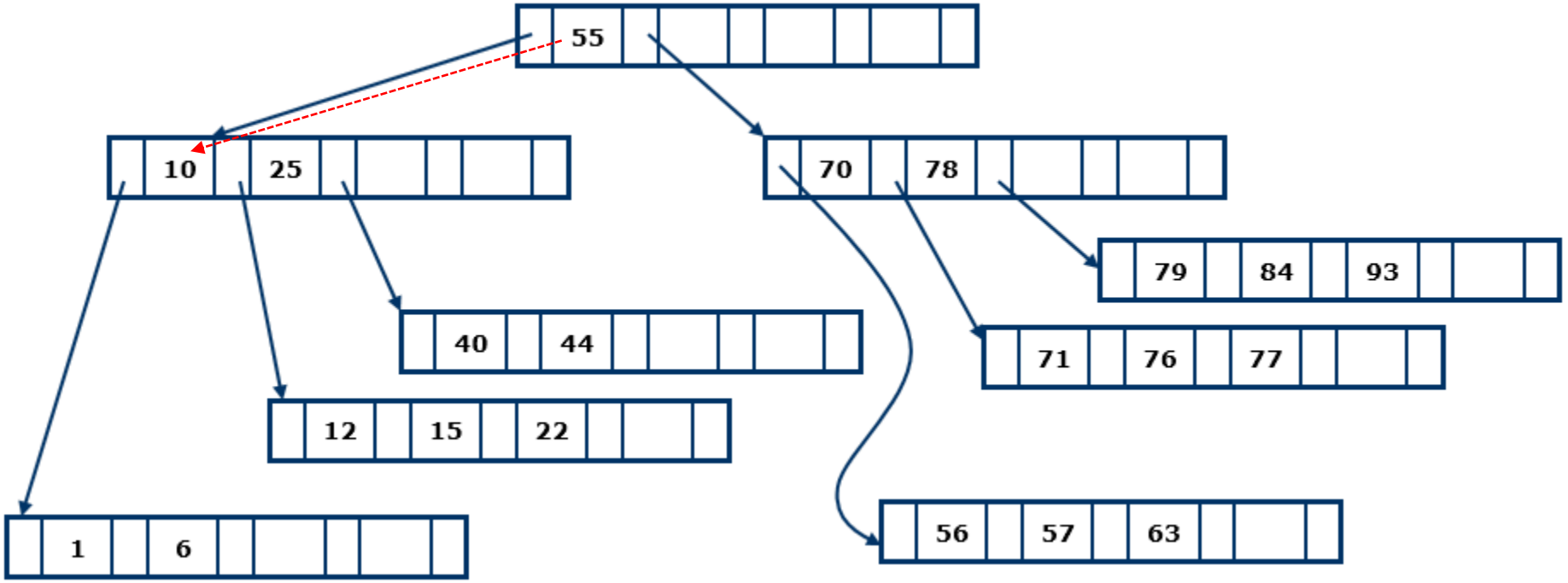
Suchen in einem B-Baum

- In jedem Knoten muss man für den Pfad zwischen zwei Zeiger wählen
- Wir suchen „15”:



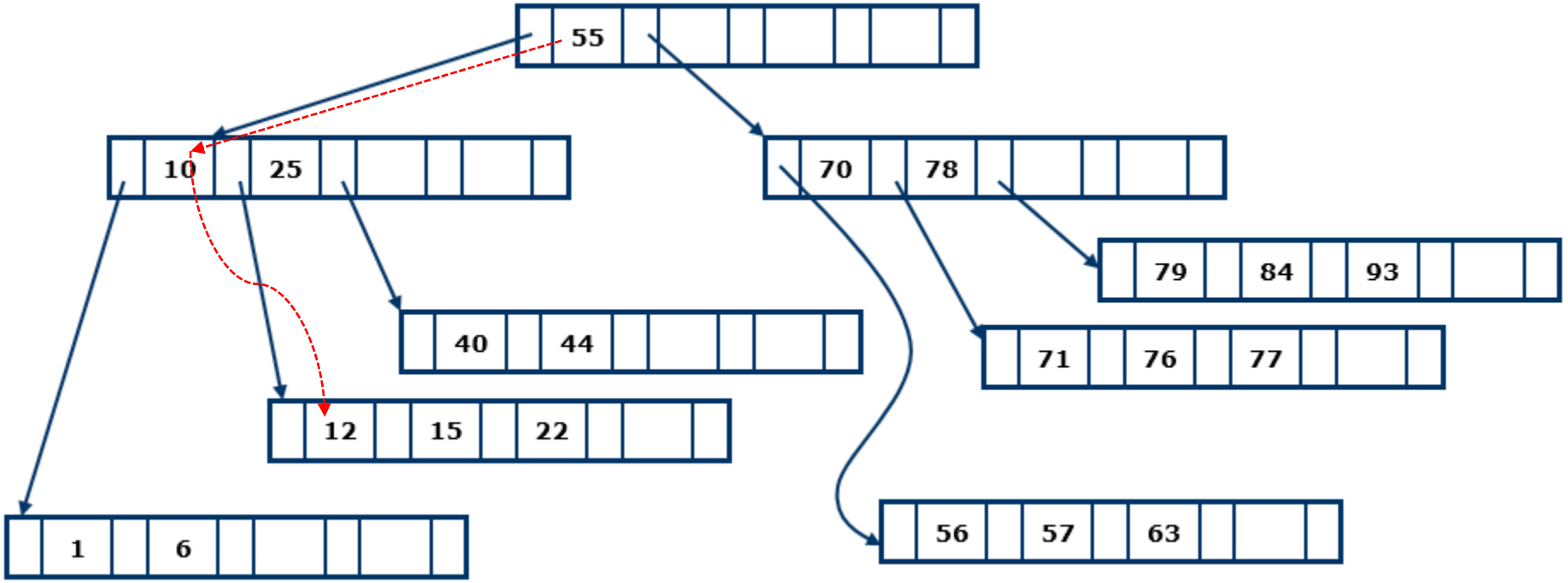
Suchen in einem B-Baum

- In jedem Knoten muss man für den Pfad zwischen zwei Zeiger wählen
- Wir suchen „15”:



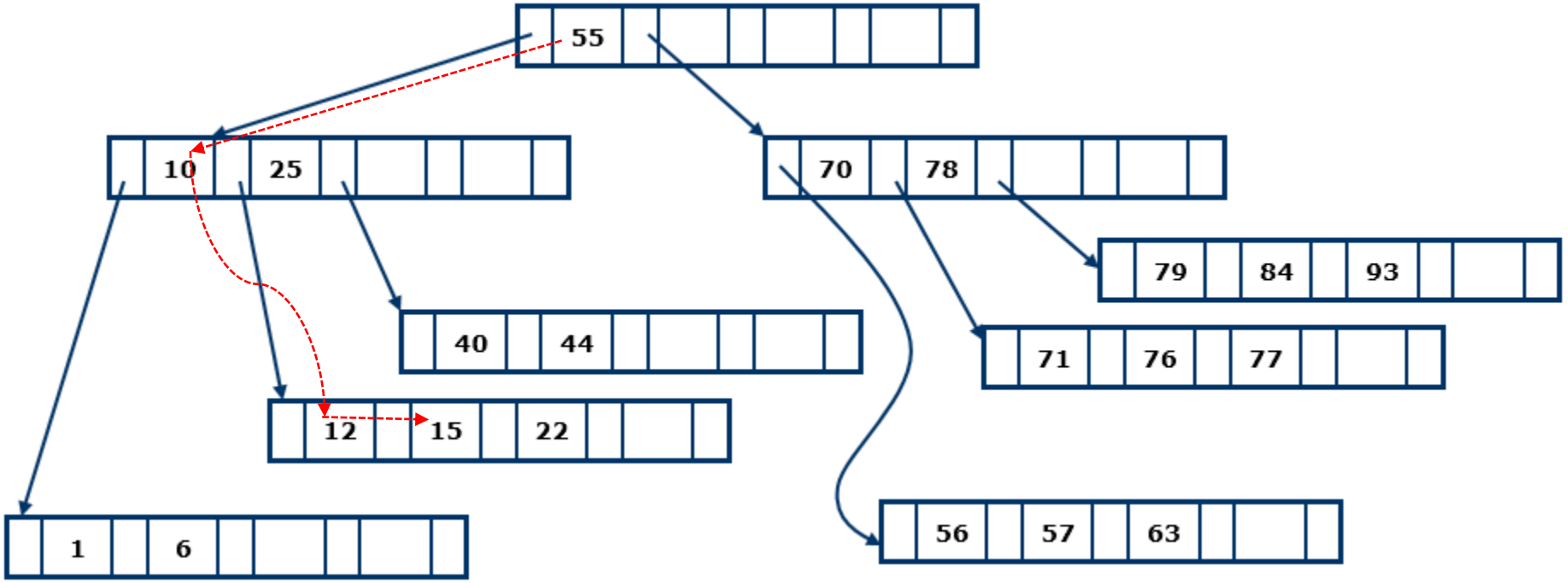
Suchen in einem B-Baum

- In jedem Knoten muss man für den Pfad zwischen zwei Zeiger wählen
- Wir suchen „15”:



Suchen in einem B-Baum

- In jedem Knoten muss man für den Pfad zwischen zwei Zeiger wählen
- Wir suchen „15”:

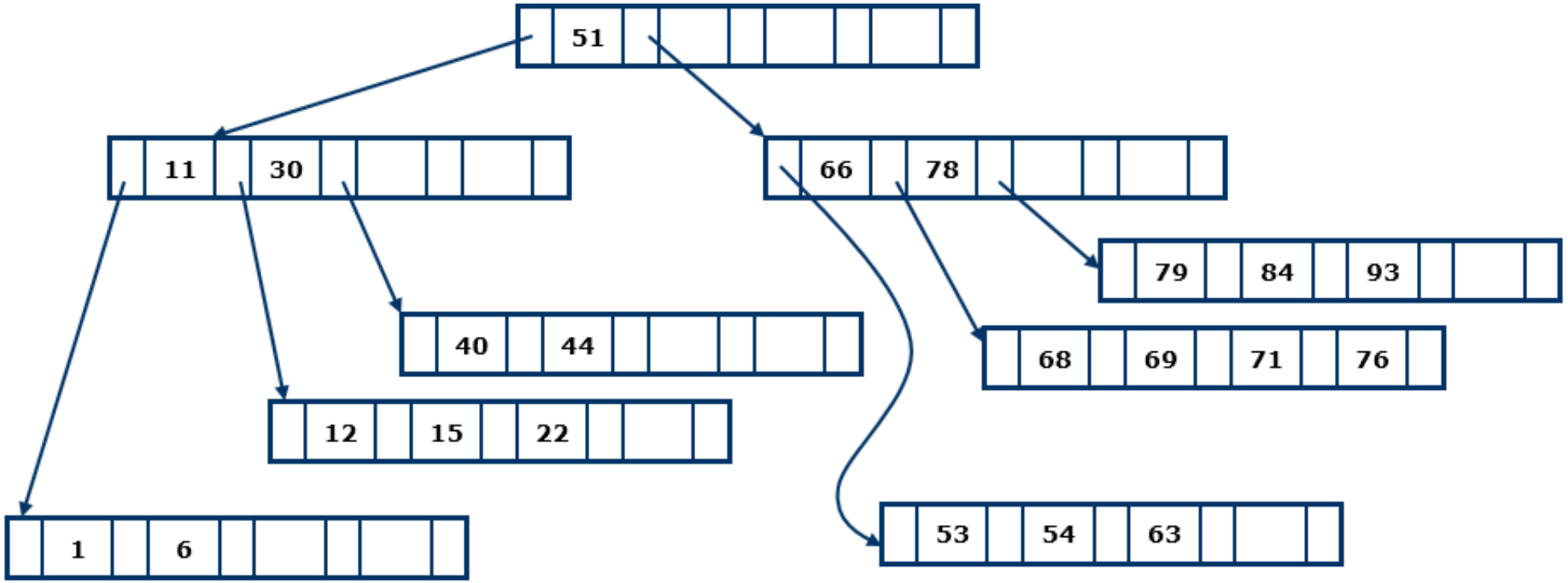


Einfügen in einem B-Baum

- Algorithmus für den Einfügenvorgang:
  - Führe eine Suche nach dem Schlüssel um die Einfügestelle zu finden
  - Füge den Schlüssel dort ein
  - Ist der Knoten überfüllt, teile ihn:
    - Erzeuge einen neuen Knoten und belege ihn mit den Einträgen des überfüllten Knotens, deren Schlüssel größer ist als der des mittleren Eintrags
    - Füge den mittleren Eintrag im Vaterknoten des überfüllten Knotens ein
    - Verbinde den Verweis rechts des neuen Eintrags im Vaterknoten mit dem neuen Knoten
  - Ist der Vaterknoten jetzt überfüllt?
    - Handelt es sich um die Wurzel, so lege eine neue Wurzel an
    - Wiederhole Schritt 3 mit dem Vaterknoten

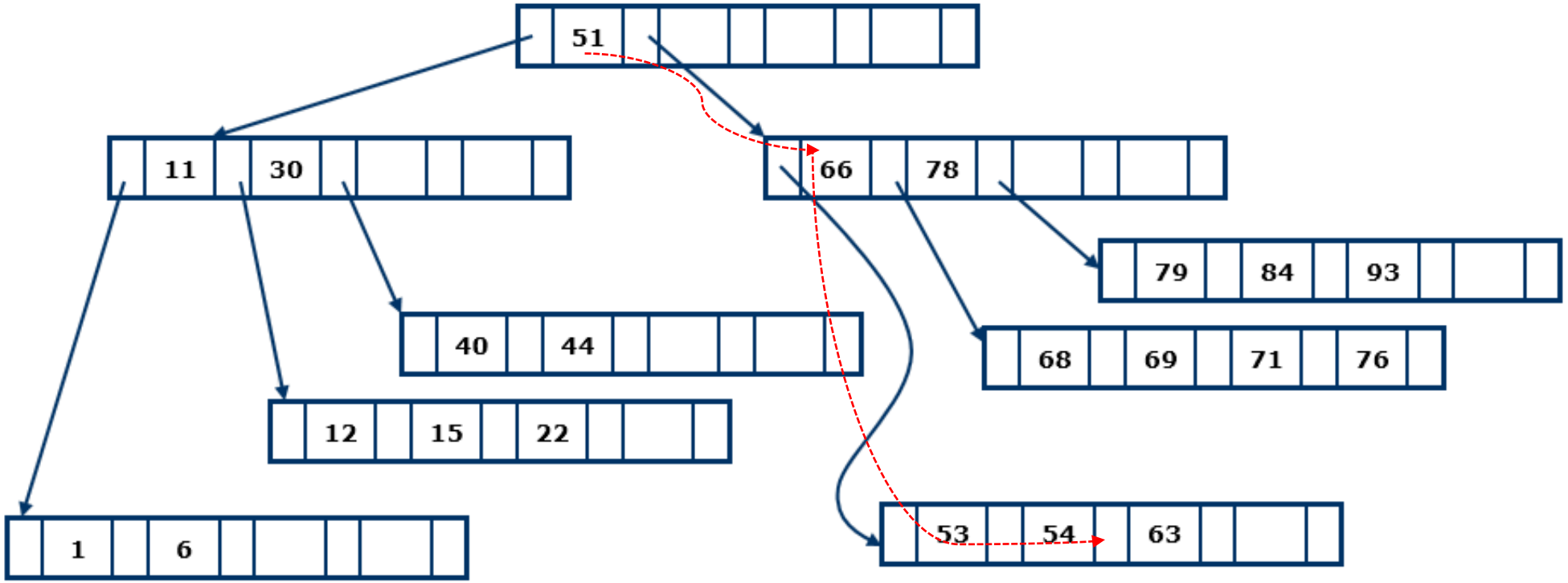
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „57” ein



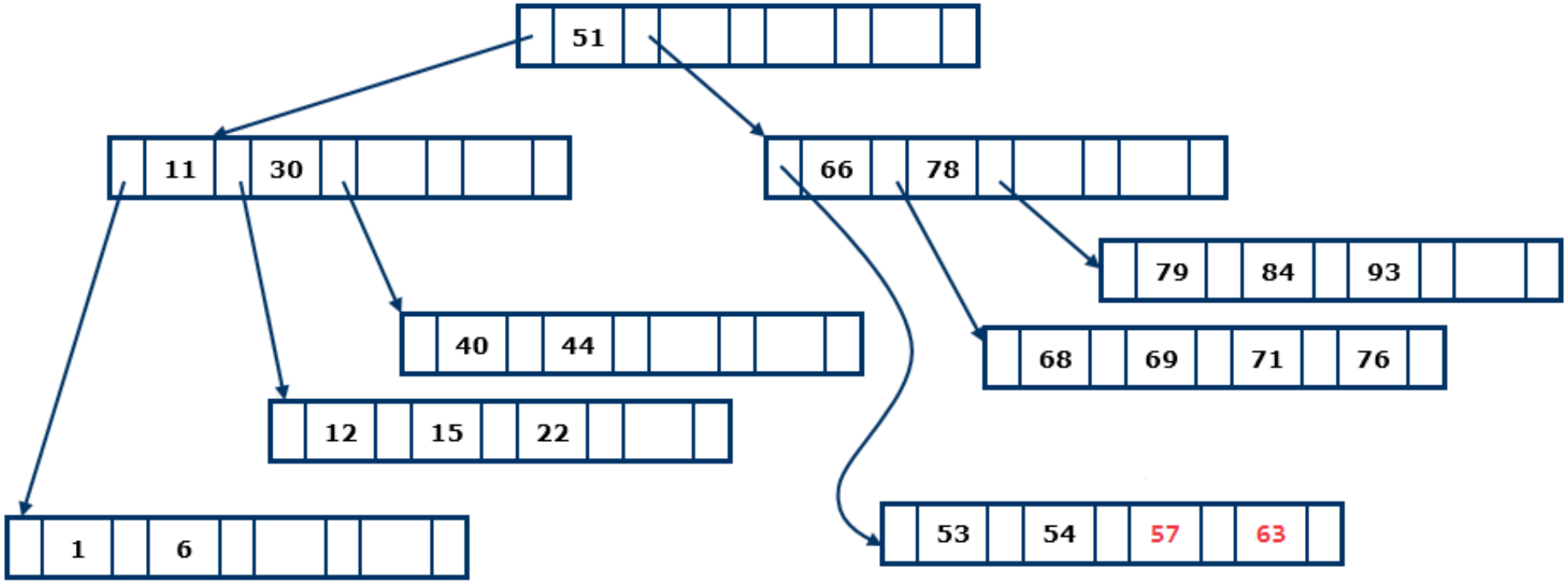
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „57” ein



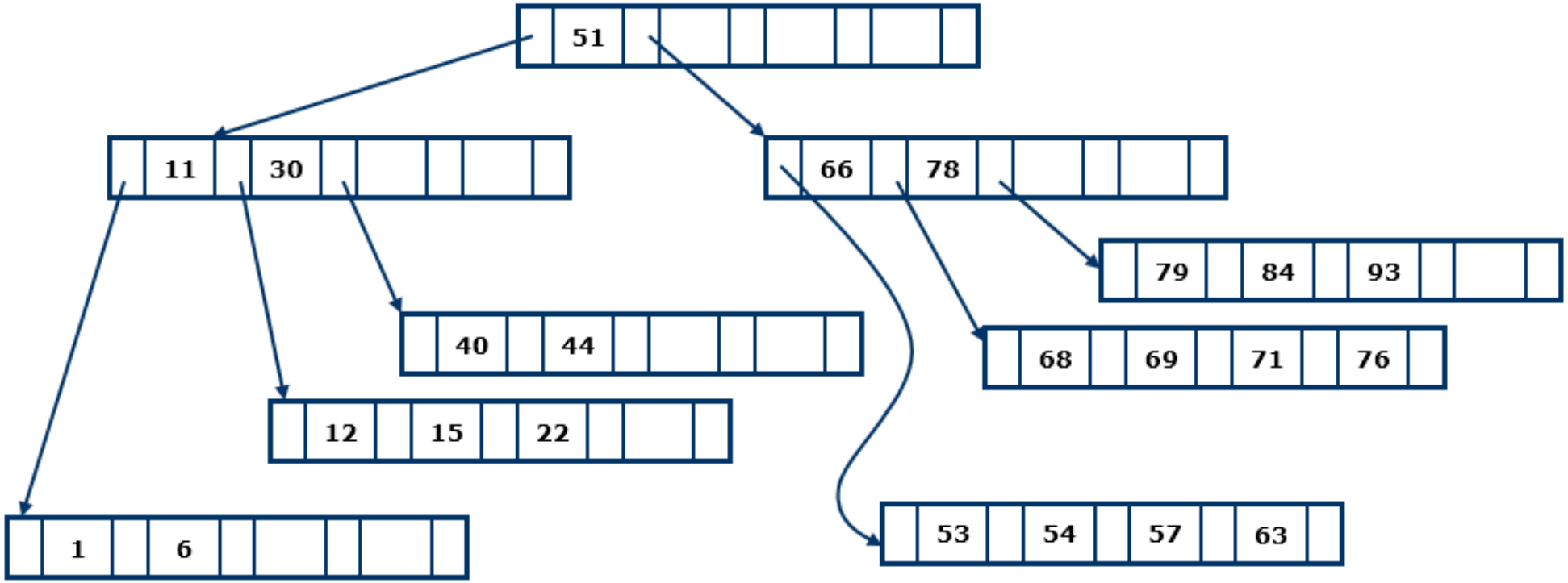
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „57” ein



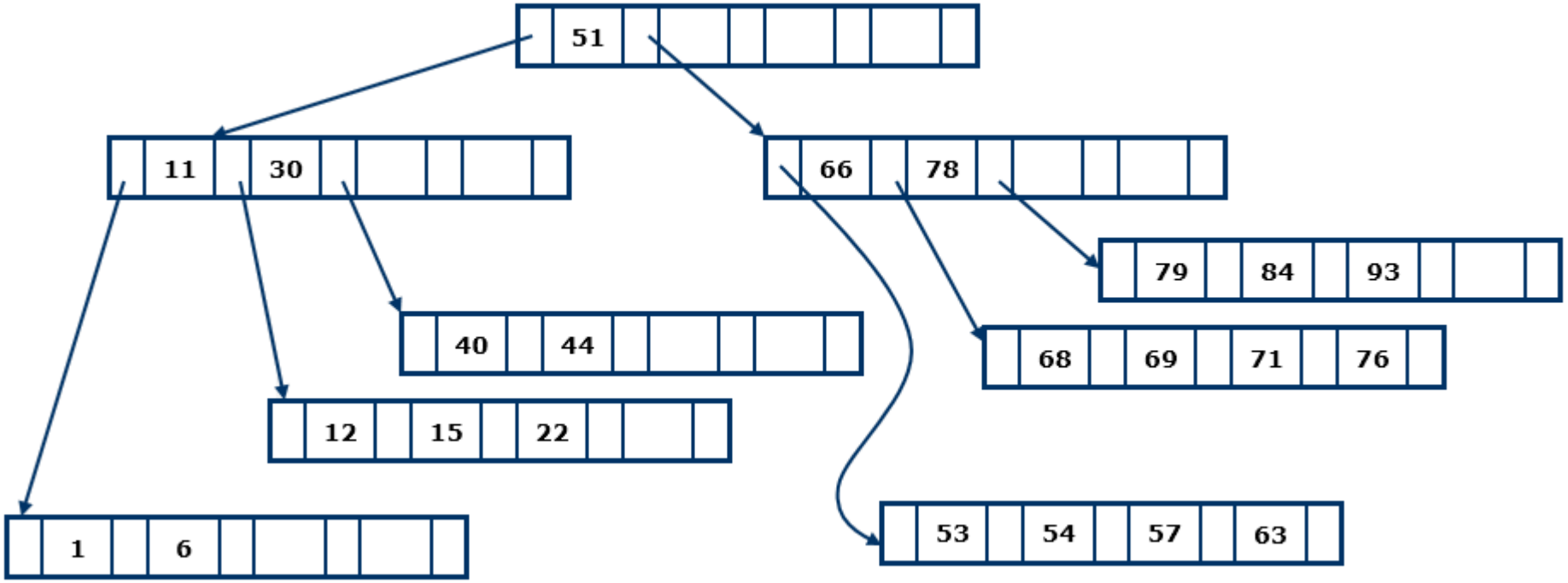
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „57” ein



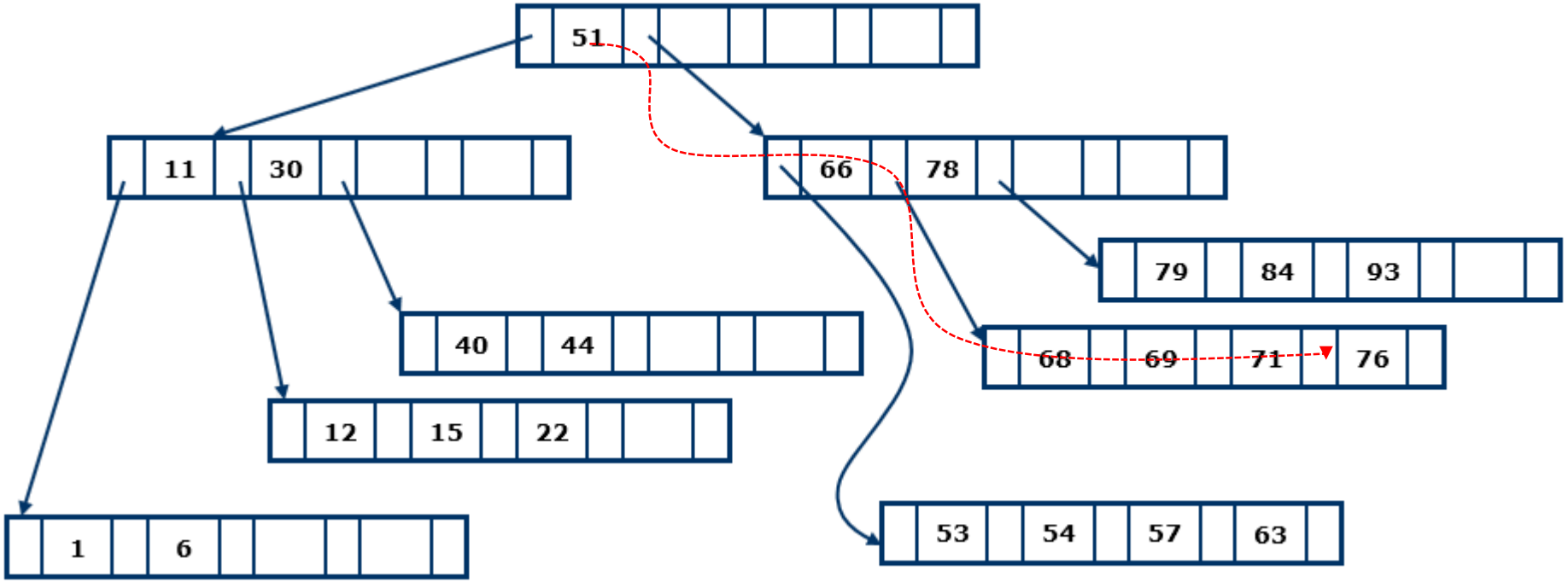
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „72” ein



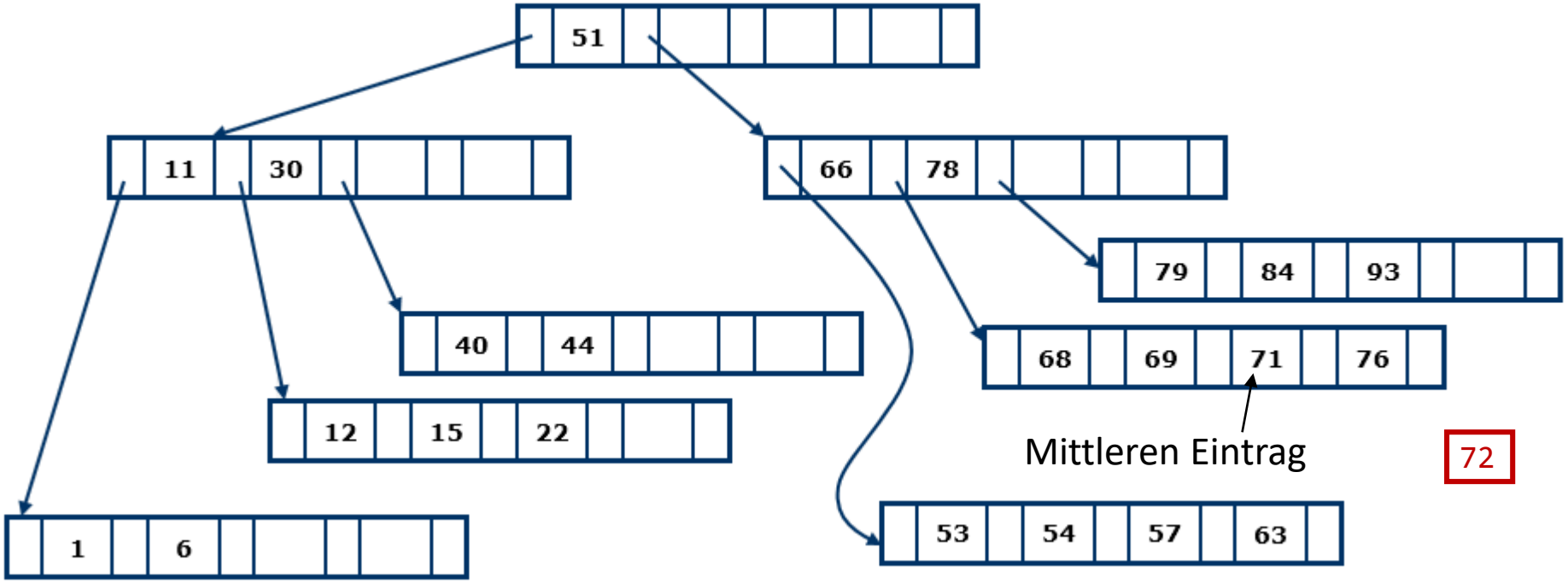
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „72” ein



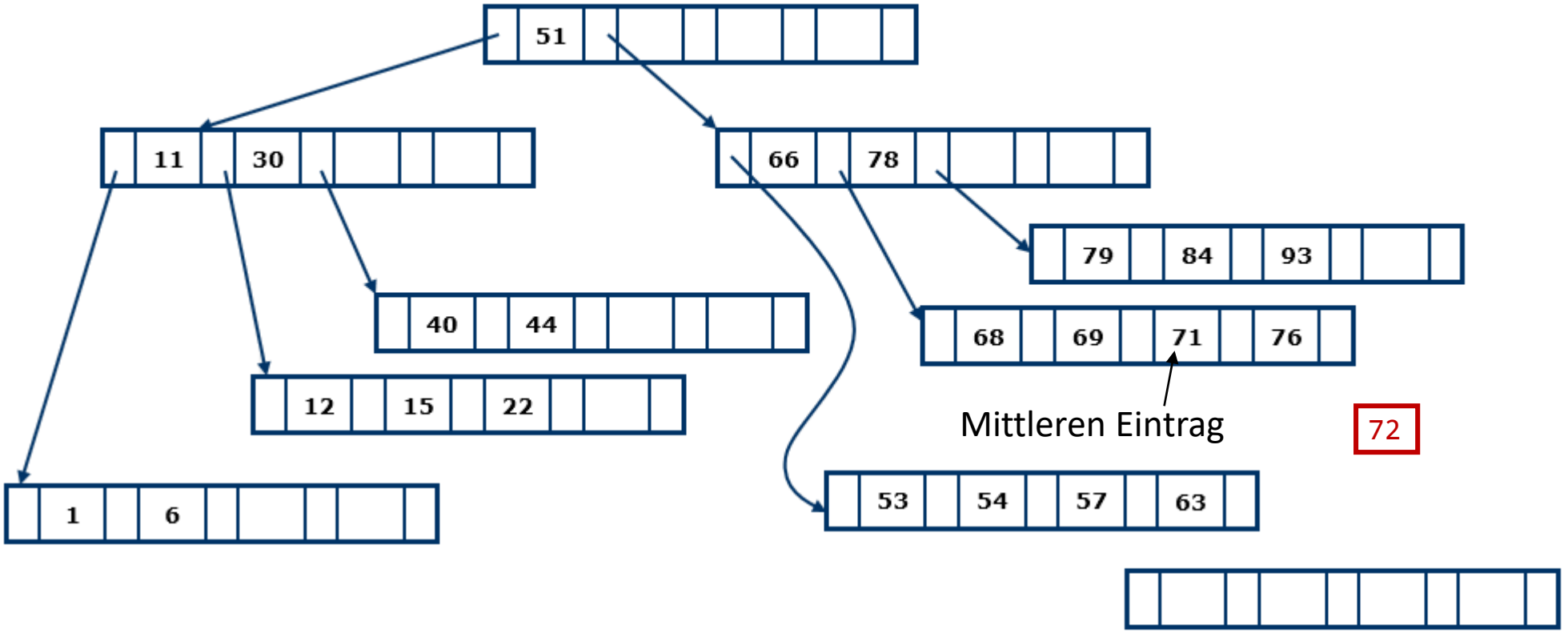
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „72” ein



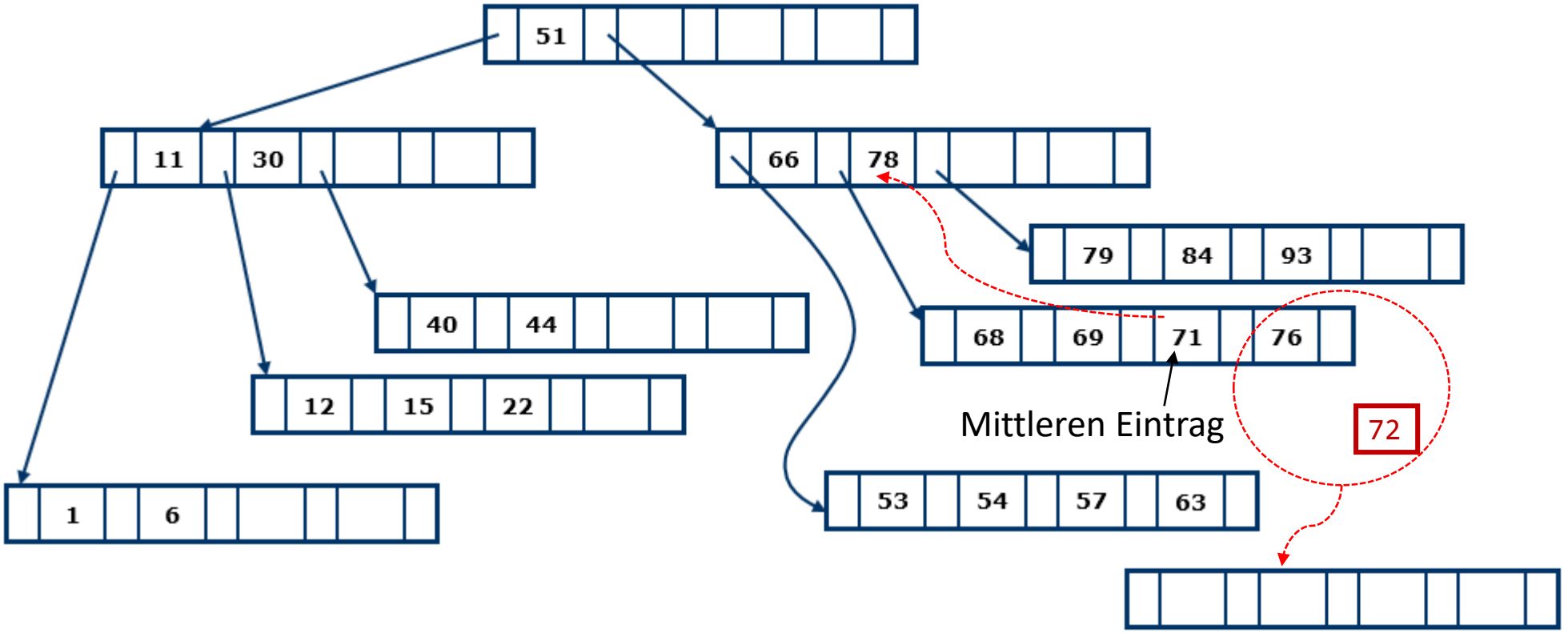
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „72” ein



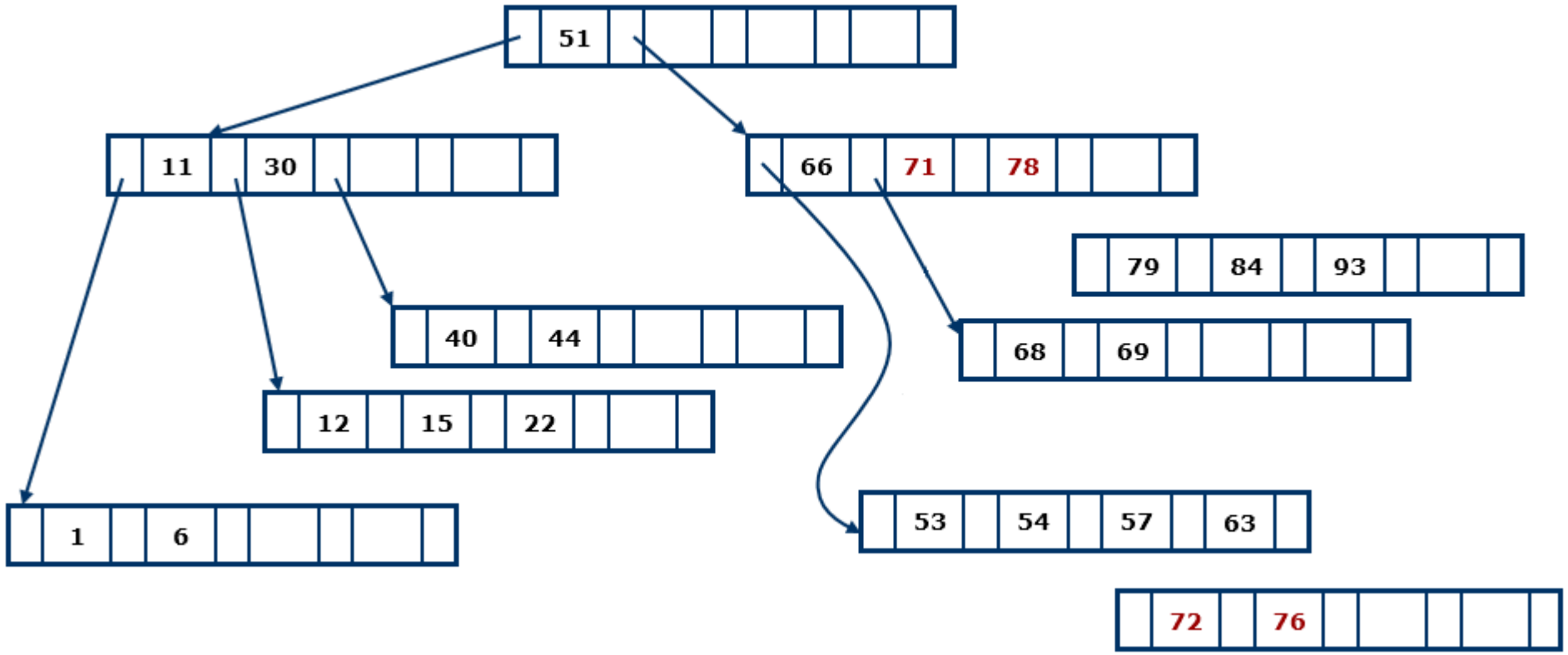
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „72” ein



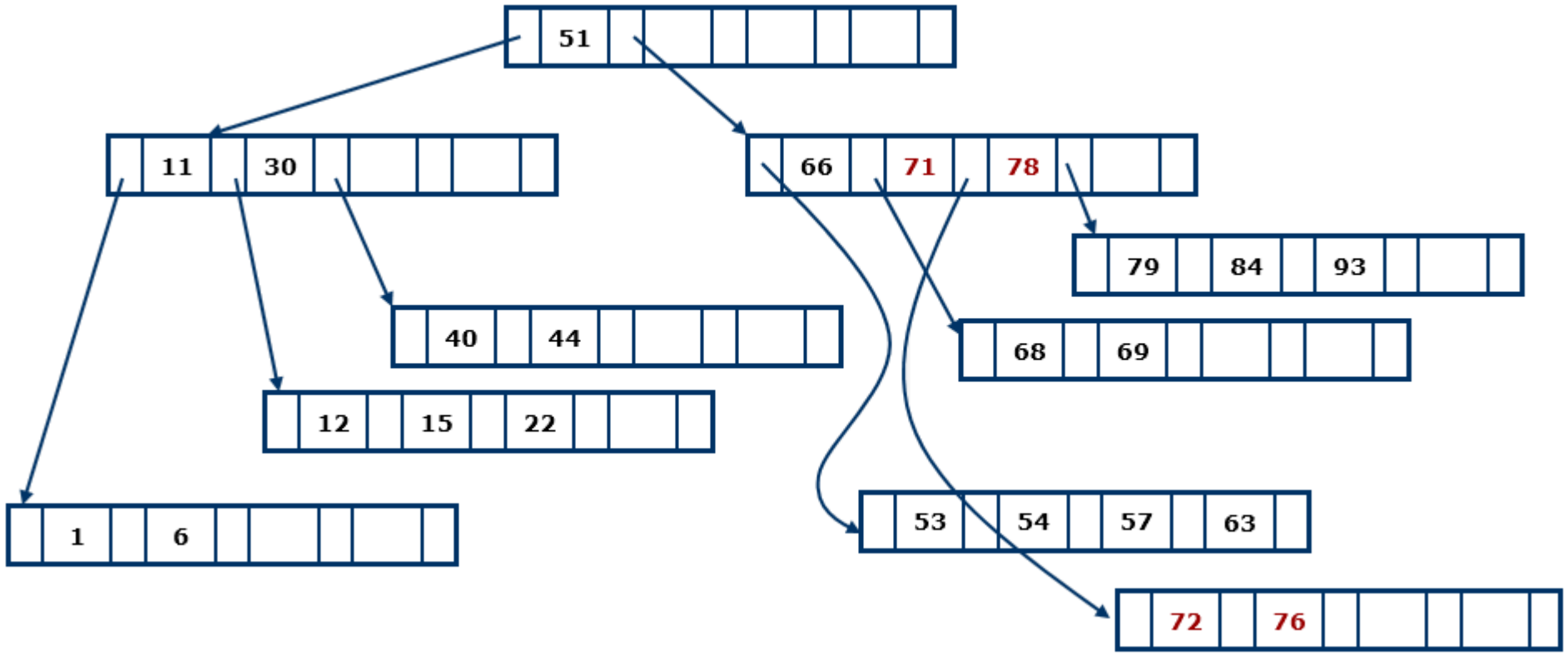
Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „72” ein



Einfügen in einem B-Baum

- Füge den Schlüssel „72” ein

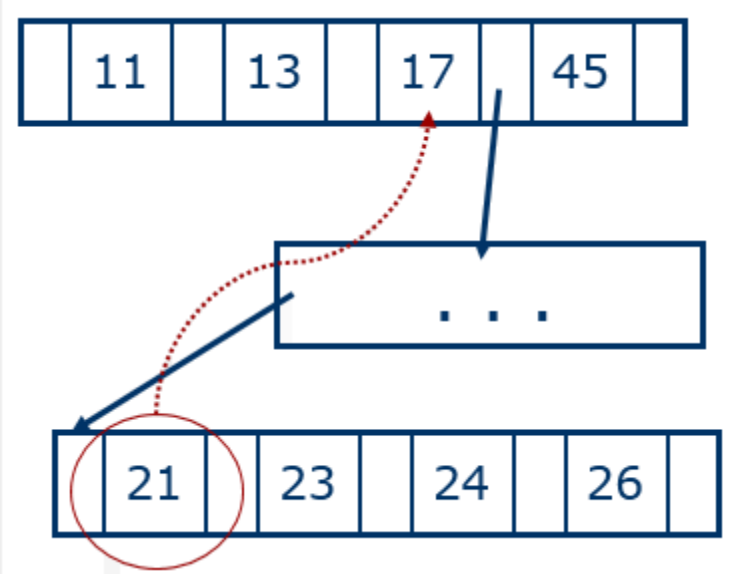


Löschen in einem B-Baum mit Ordnung k

- Schritte beim Löschen:
  - Finde den Knoten, der den gewünschten Schlüssel enthält
  - Wenn der Knoten kein Blatt ist, dann kann man ein Schlüssel aus einem Kind anstatt dem gelöschten Schlüssel kopieren
  - Falls es einen Unterlauf gibt in dem Knoten p:
    - Balance – wenn einer der Nachbar genügend Suchschlüssel hat (>k), wird seine Suchschlüsselfolge mit der von p ausgeglichen
    - Merge – p wird mit dem Nachbarn zu einem einzigen Knoten verschmolzen

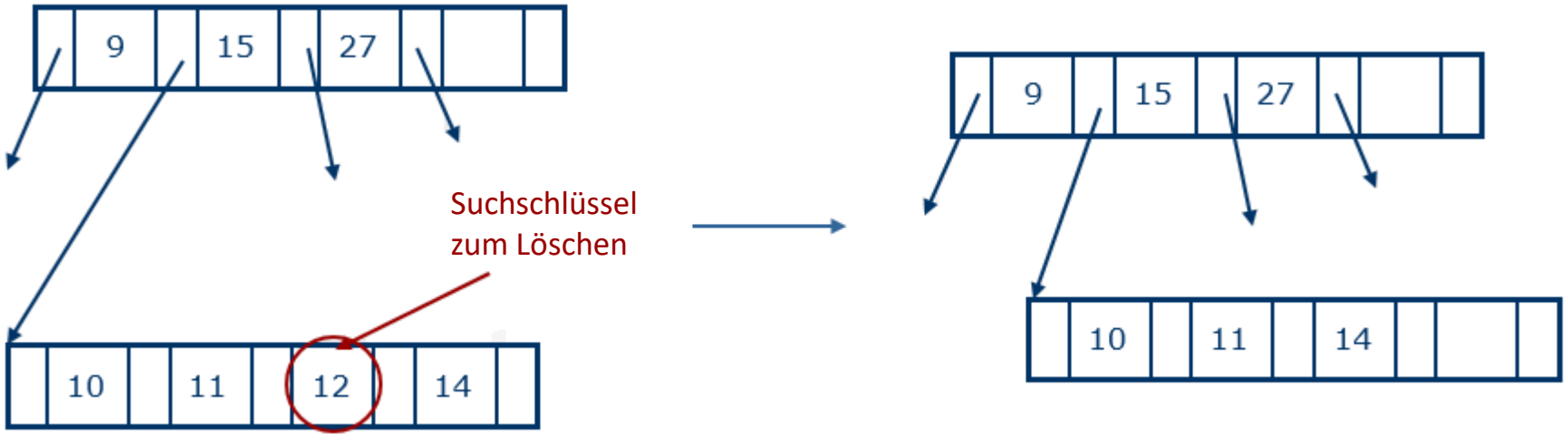
Algorithmus für Löschen in dem B-Baum mit Ordnung k

1. Finde den Schlüssel der gelöscht werden muss
   - Wenn sich der Schlüssel in einem inneren Knoten (Nichblattknoten) befindet, dann:
     - Ersetze den Schlüssel mit seinem Nachfolger/ größeren Nachbar (der Schlüssel am weitesten links aus dem Blatt am weitesten links aus dem rechten Teilbaum)



Algorithmus für Löschen in dem B-Baum mit Ordnung k

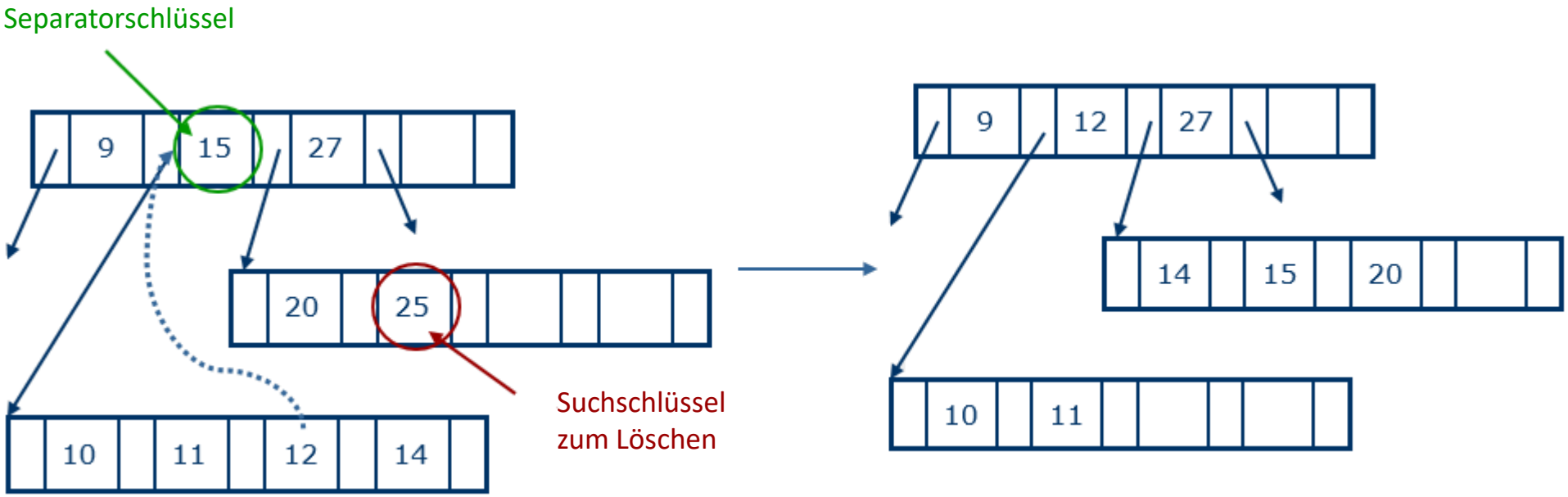
2. Wiederhole diesen Schritt bis man zu Fall A oder Fall B gelangt
   A. Wenn sich der Suchschlüssel, den wir grade löschen wollen, in der Wurzel befindet **oder** die Anzahl der gebliebenen Schlüsseln $\geq$ k ist:
      - Lösche den gewünschte Suchschlüssel
      - Die Zeiger zu den Suchschlüssel in dem Knoten müssen neu angeordnet werden
      - Algorithmus wird beendet



Algorithmus für Löschen in dem B-Baum mit Ordnung k

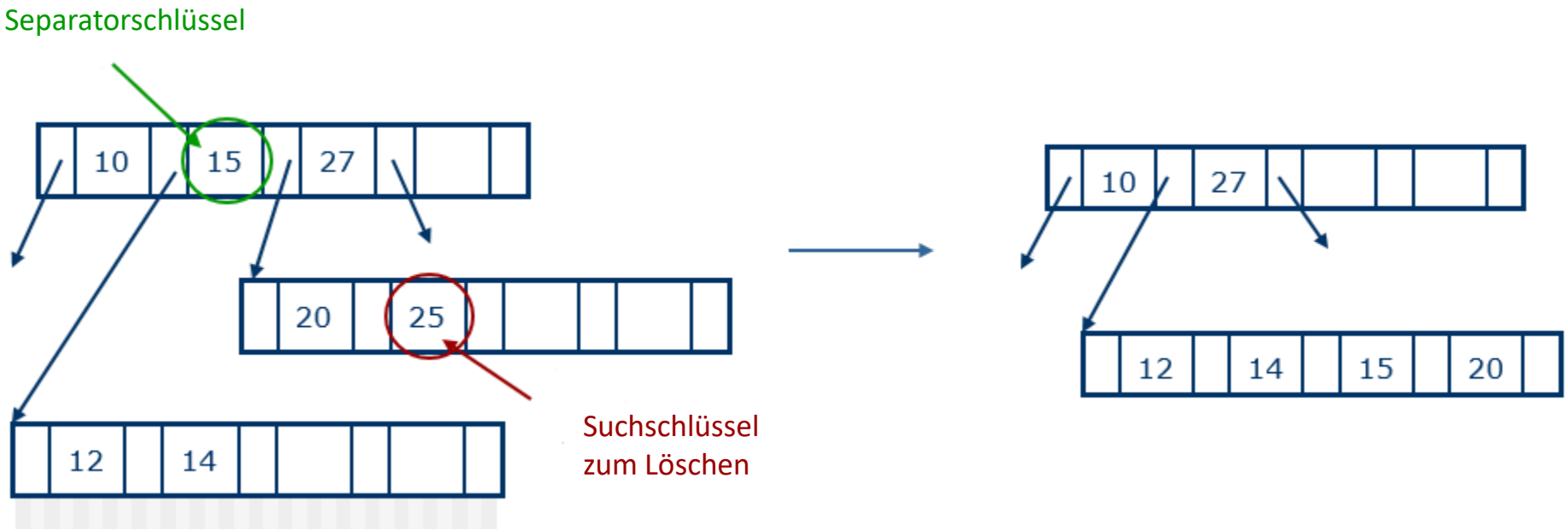
B. Wenn die Anzahl der gebliebenen Suchschlüsseln $<$ k ist und ein Nachbarknote $>$ k Suchschlüssel enthält $\rightarrow$ *Balance*

- Die Schlüssel der zwei Knoten und der Separatorschlüssel aus dem Elternteil werden gleichmäßig umverteilt
- Wähle den mittleren Schlüssel um den Separatorschlüssel in dem Elternteil (übergeordnete Knoten) zu ersetzen
- Algorithmus wird beendet

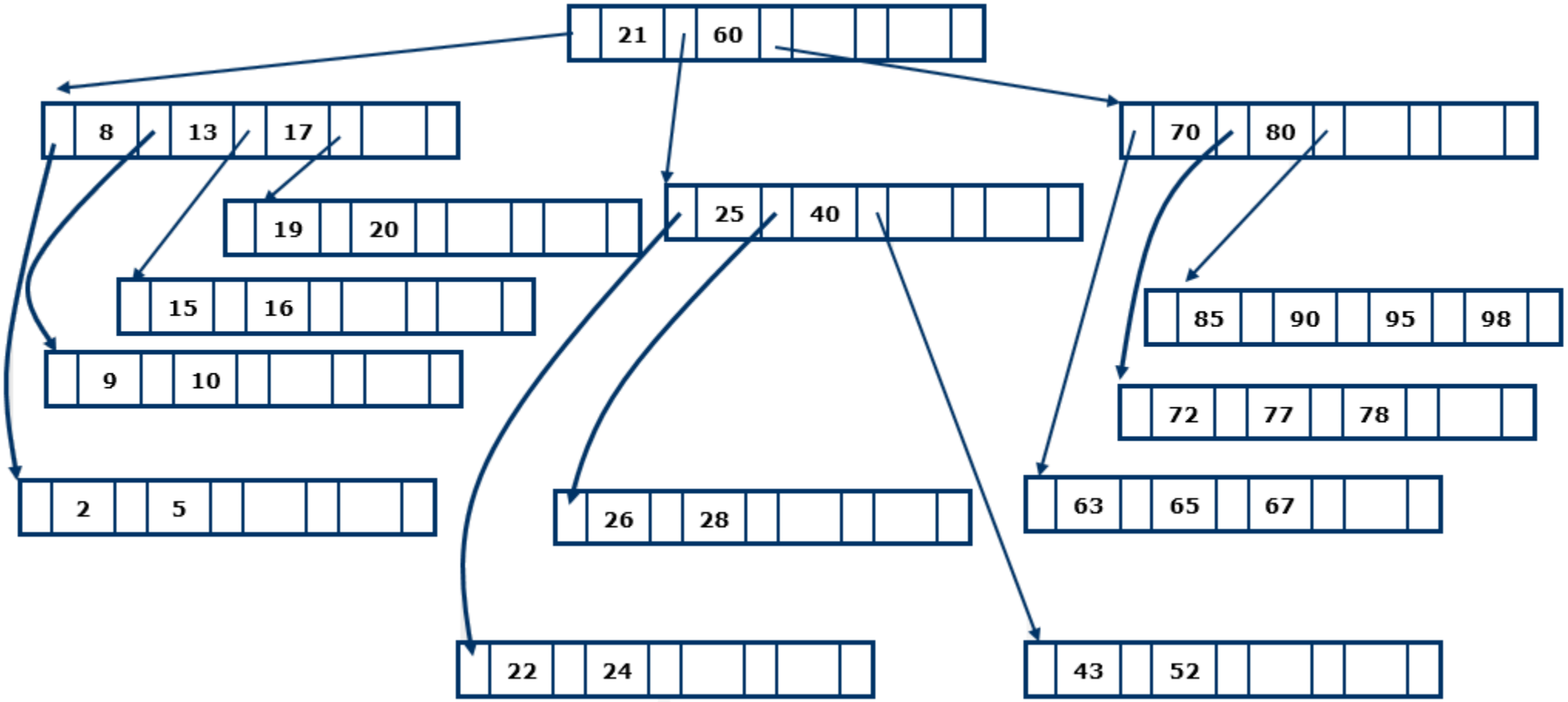


Algorithmus für Löschen in dem B-Baum mit Ordnung k

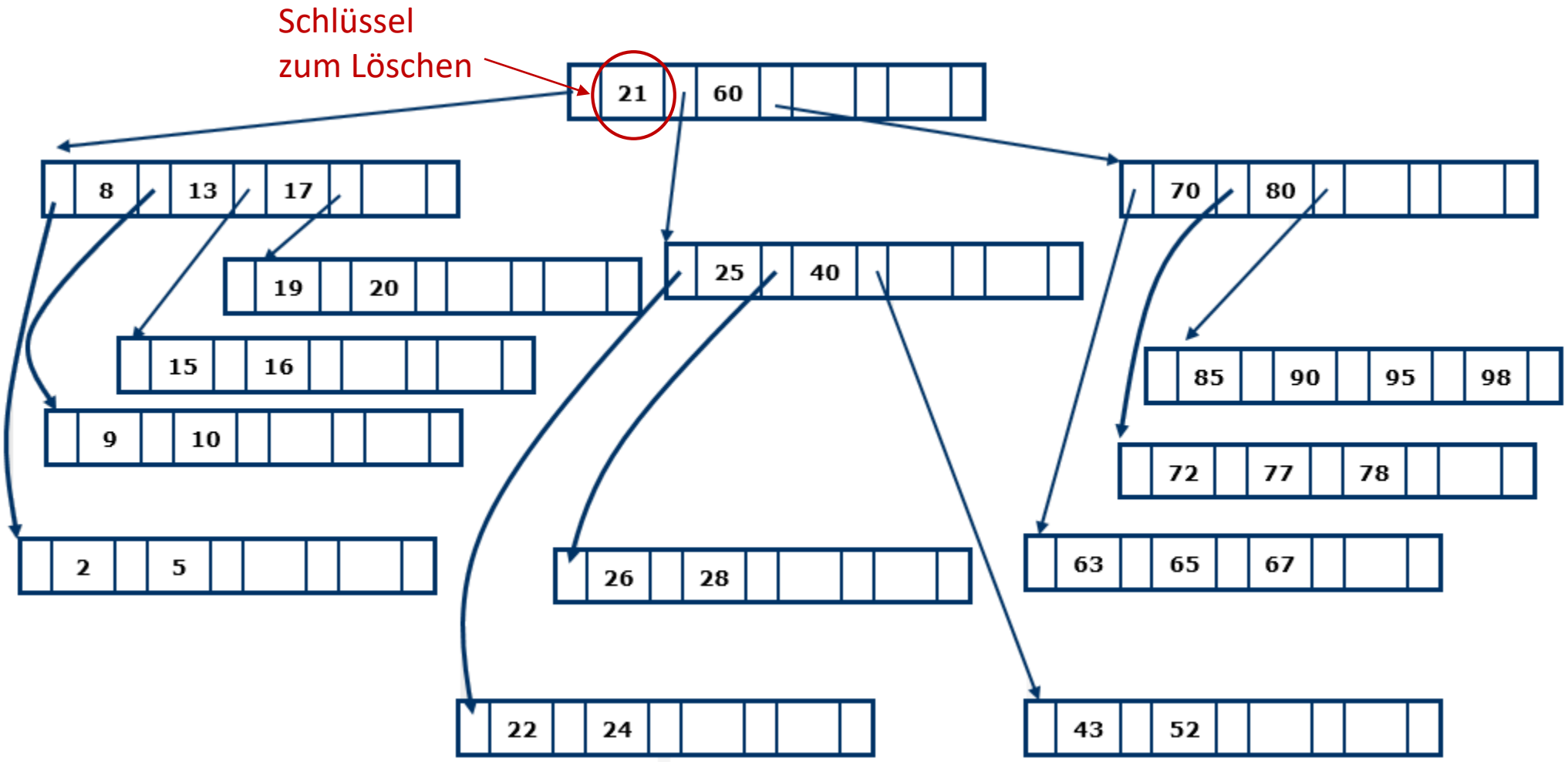
C. Wenn die Anzahl der gebliebenen Suchschlüsseln zusammen mit der Anzahl der Suchschlüsseln in jeder Nachbarknote $< k$ ist $\rightarrow$ *Merge*
   - Verschmelze die zwei Knoten zusammen mit dem Separatorschlüssel
   - Wiederhole Schritt 2. für den übergeordneten Knote
   - Wenn der übergeordnete Knote der Wurzel ist und keine Schlüssel mehr enthält, dann wird der aktuelle Knoten zum Wurzel



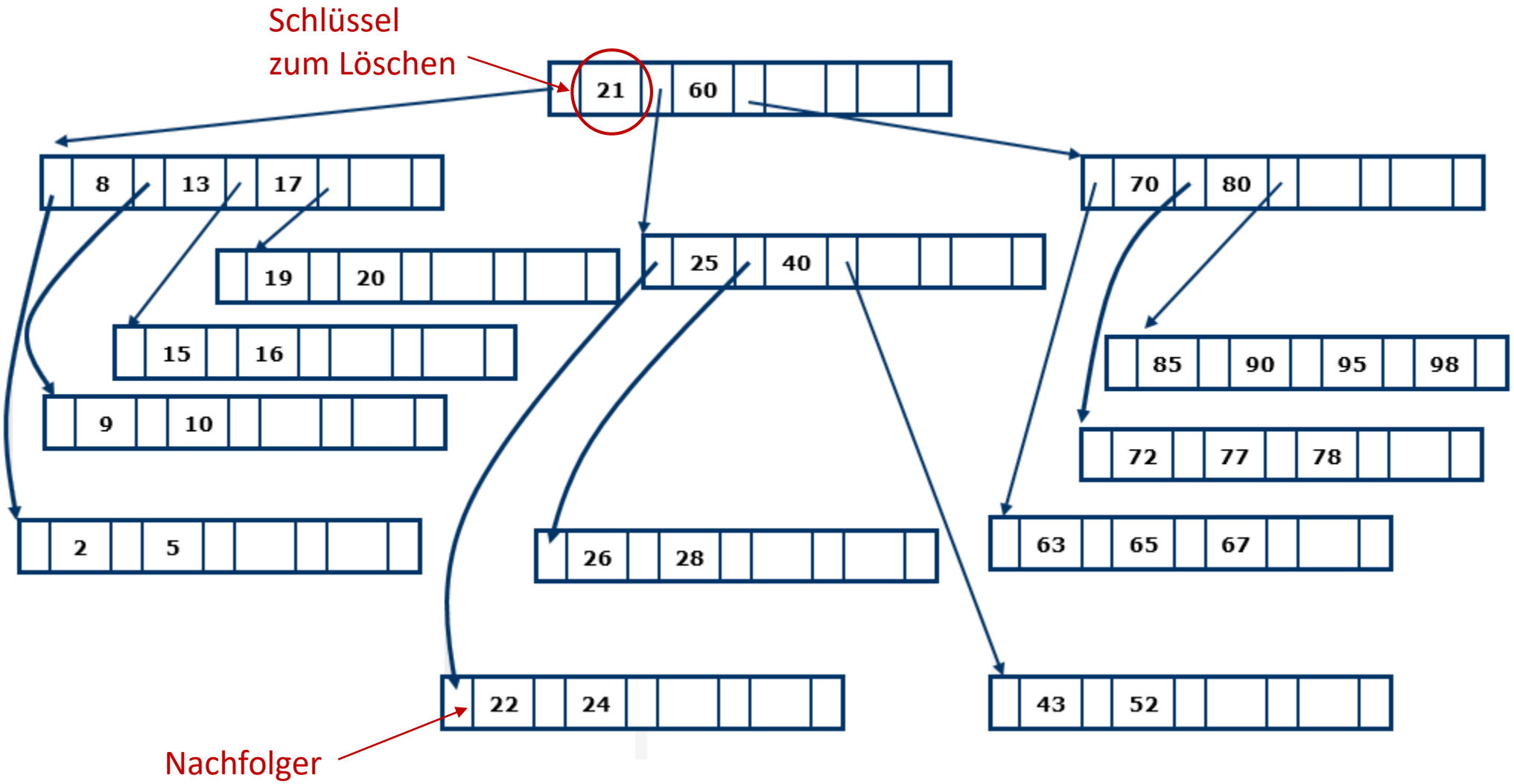
Löschen in einem B-Baum



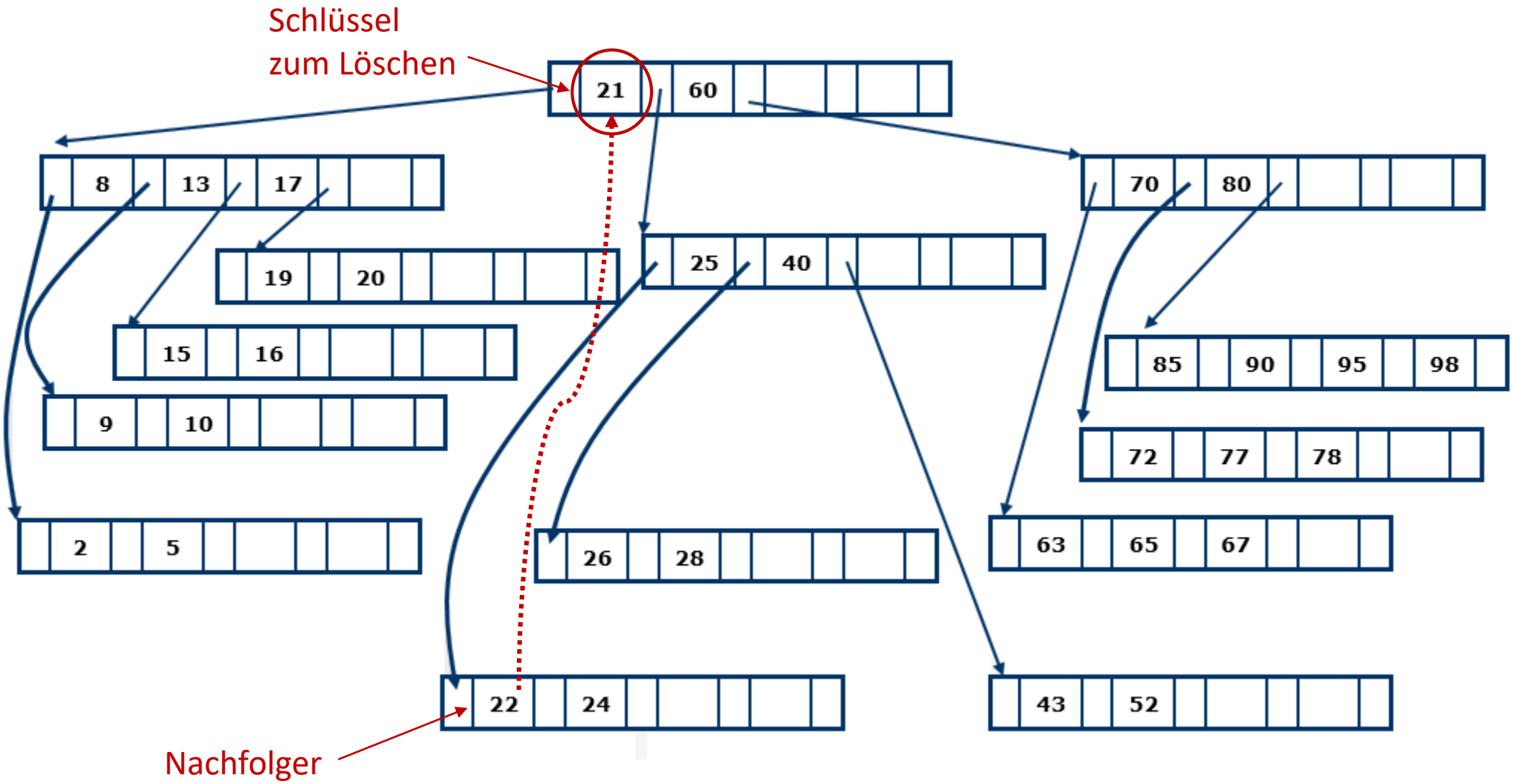
Löschen in einem B-Baum



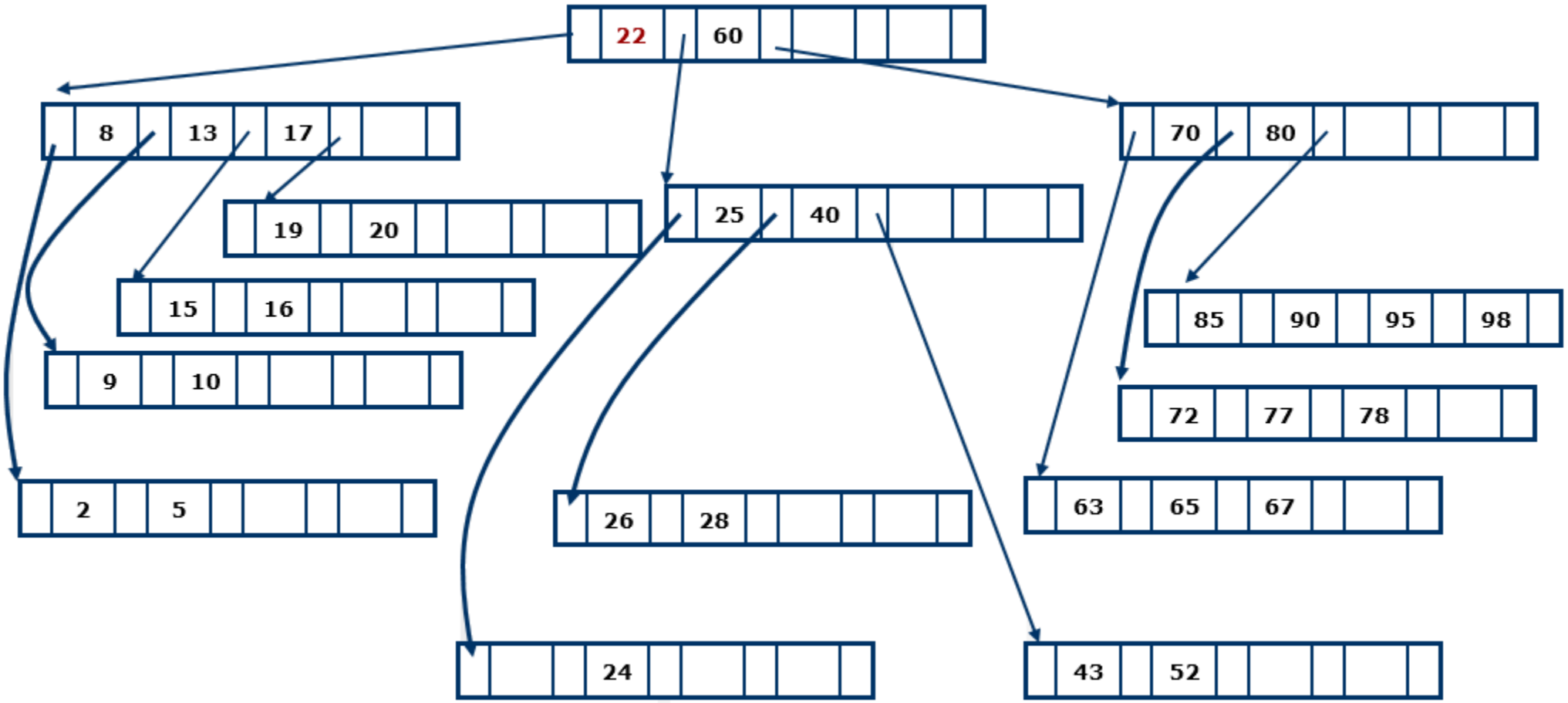
Löschen in einem B-Baum



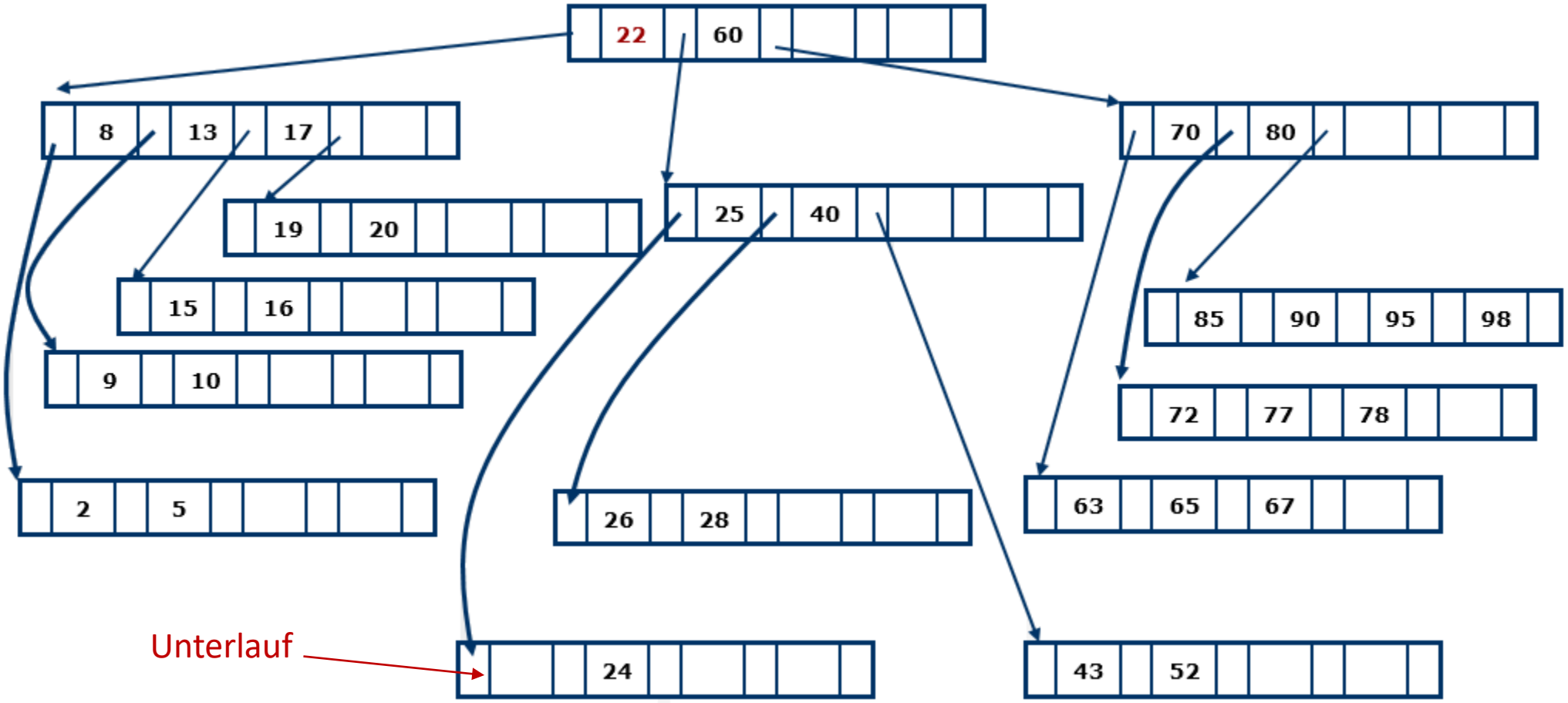
Löschen in einem B-Baum



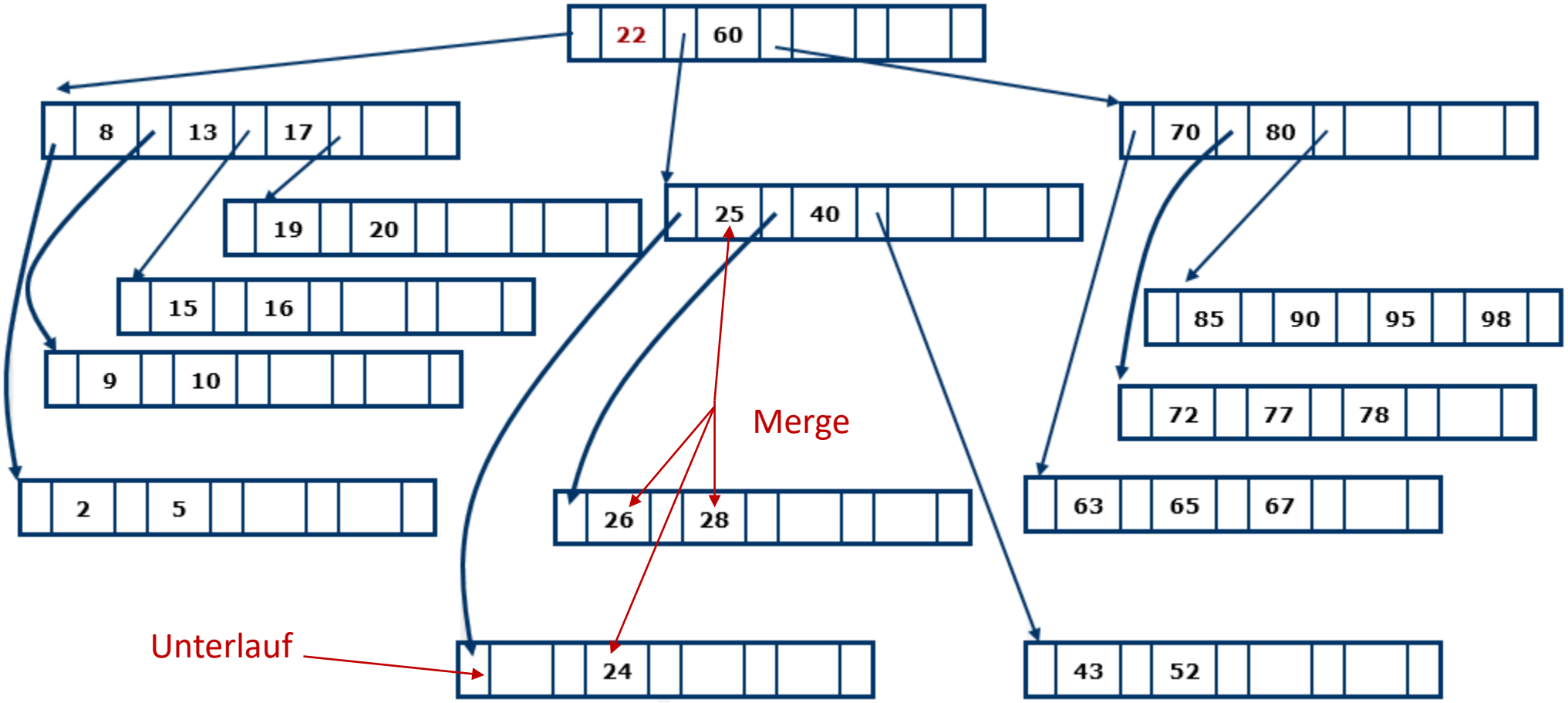
Löschen in einem B-Baum



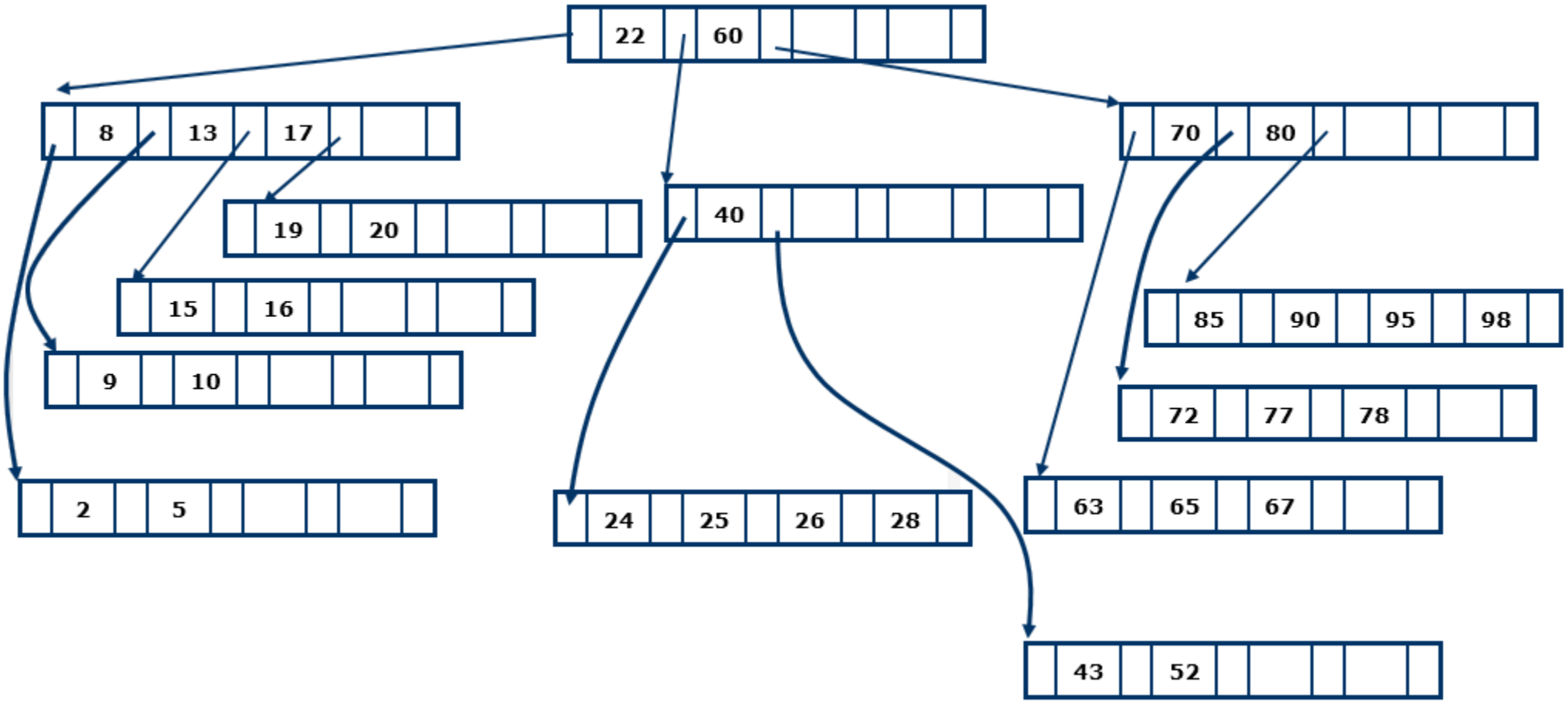
Löschen in einem B-Baum



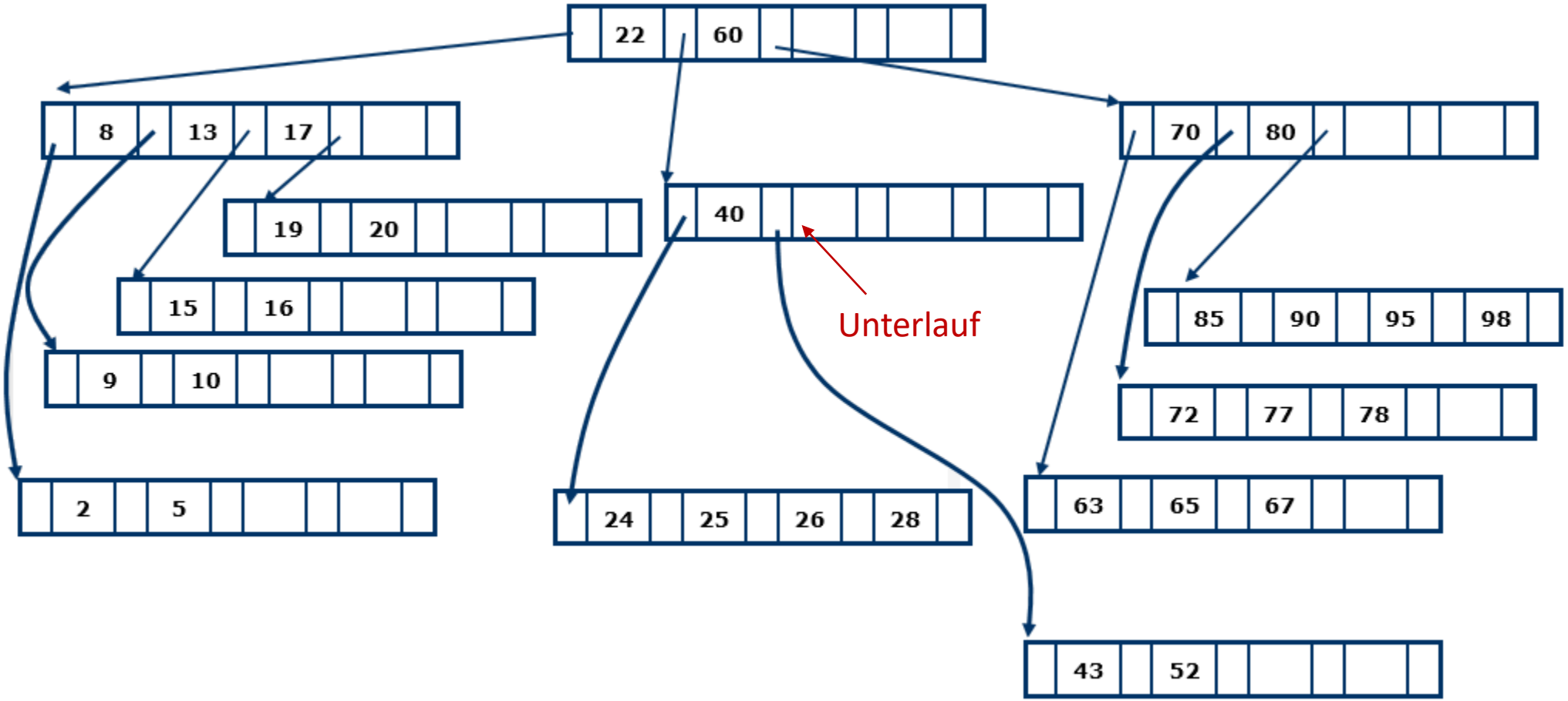
Löschen in einem B-Baum



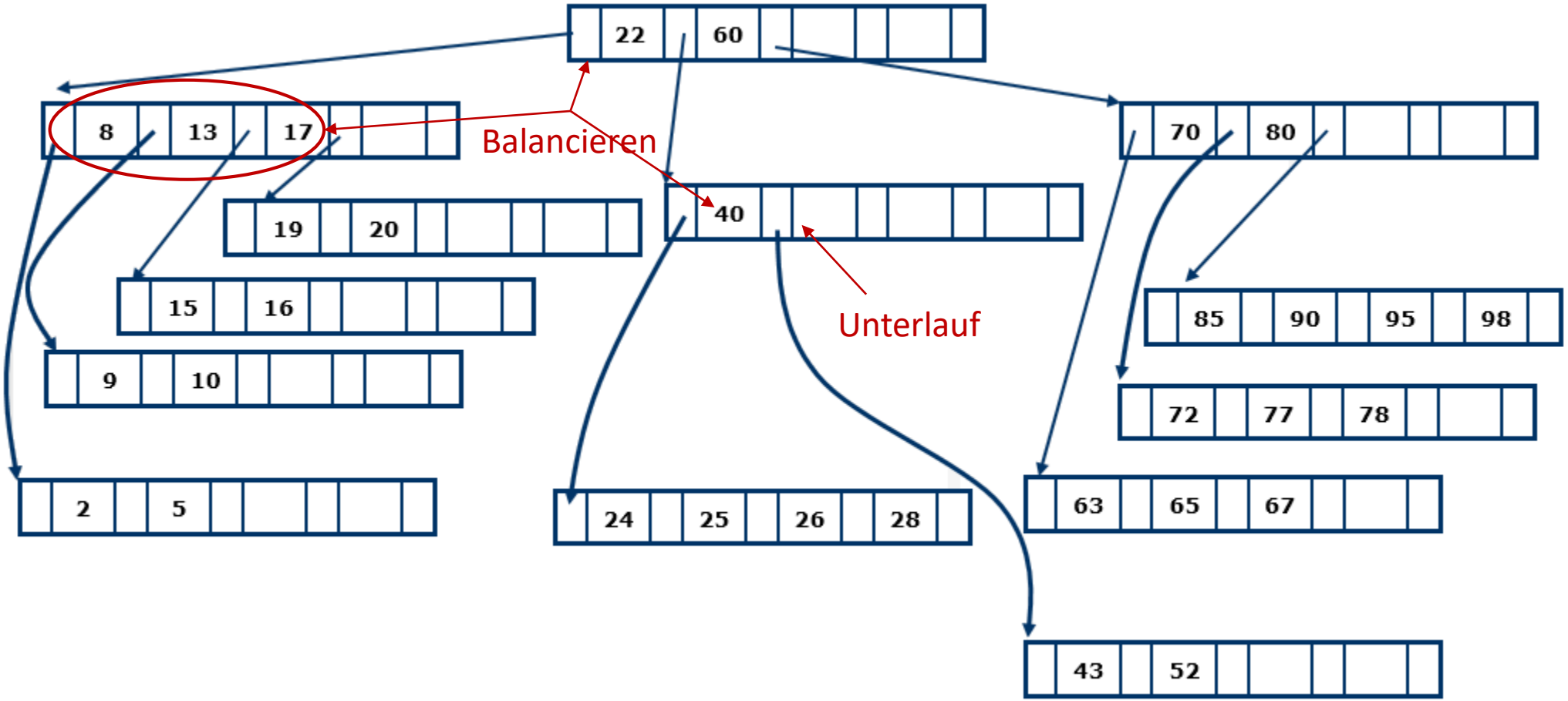
Löschen in einem B-Baum



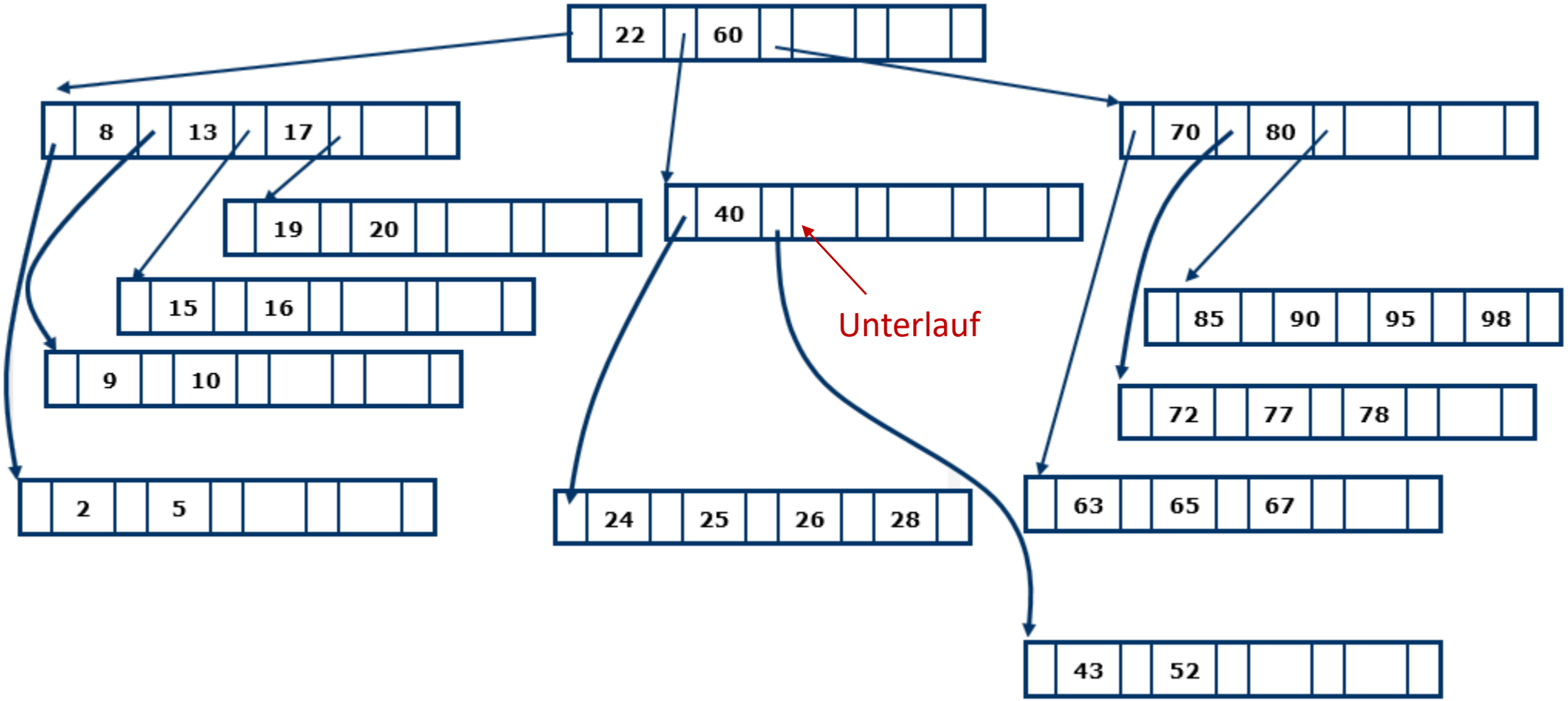
Löschen in einem B-Baum



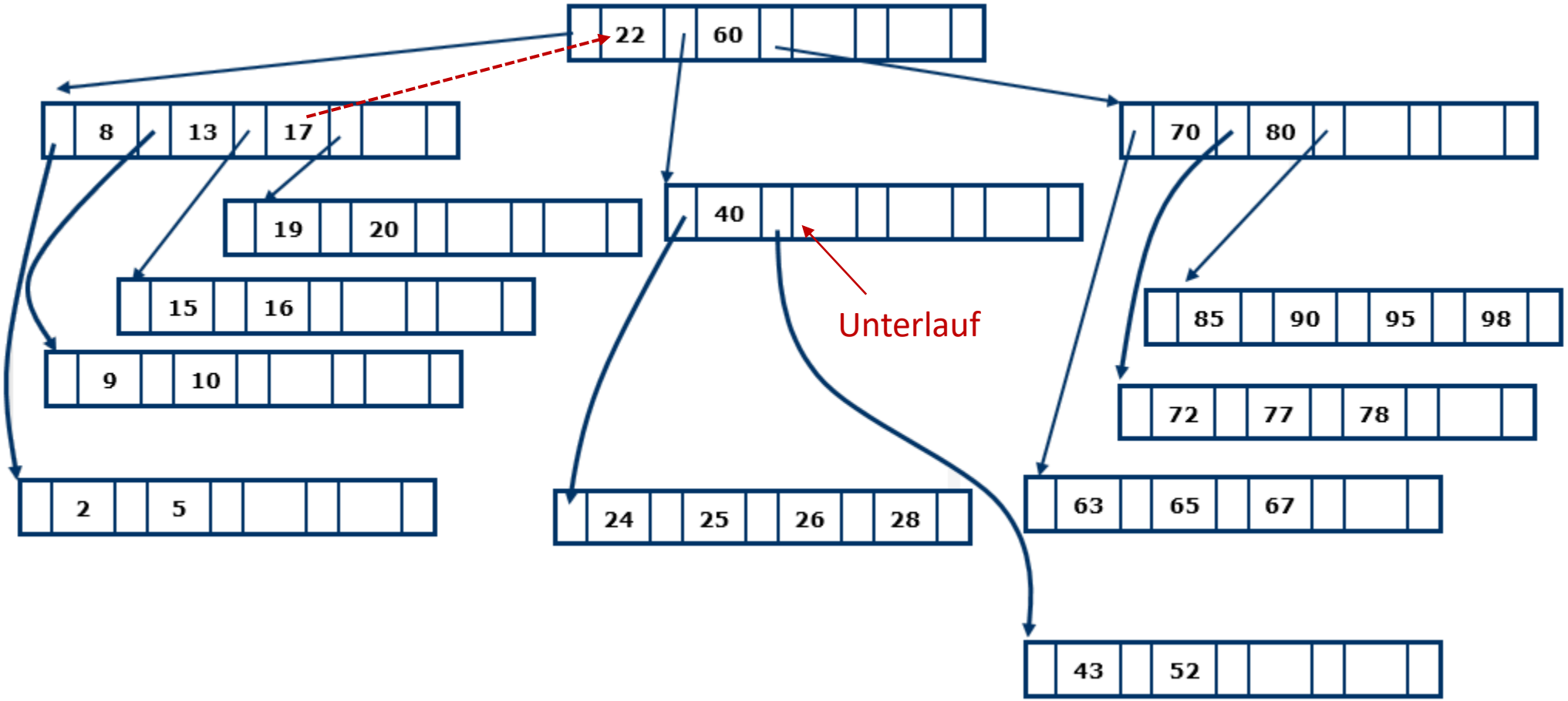
Löschen in einem B-Baum



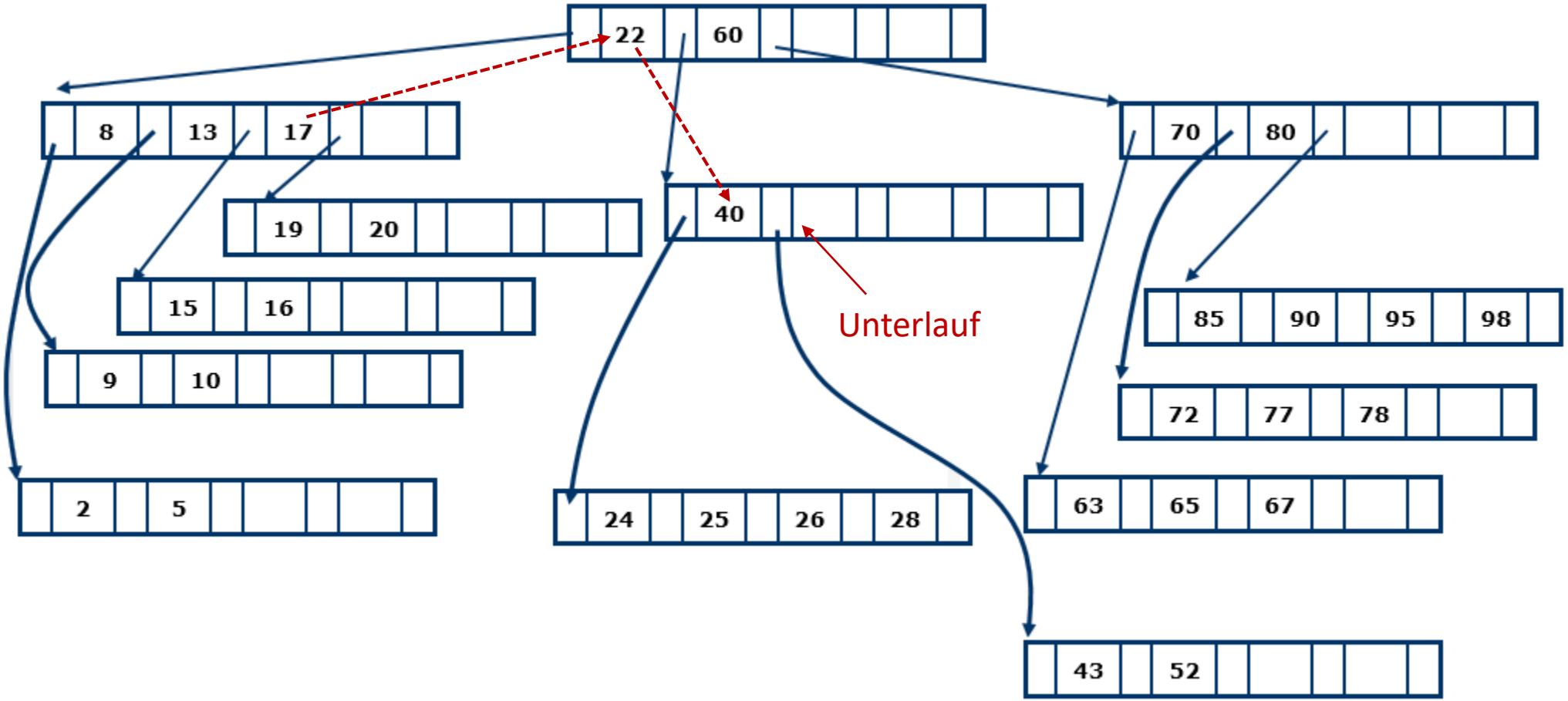
Löschen in einem B-Baum



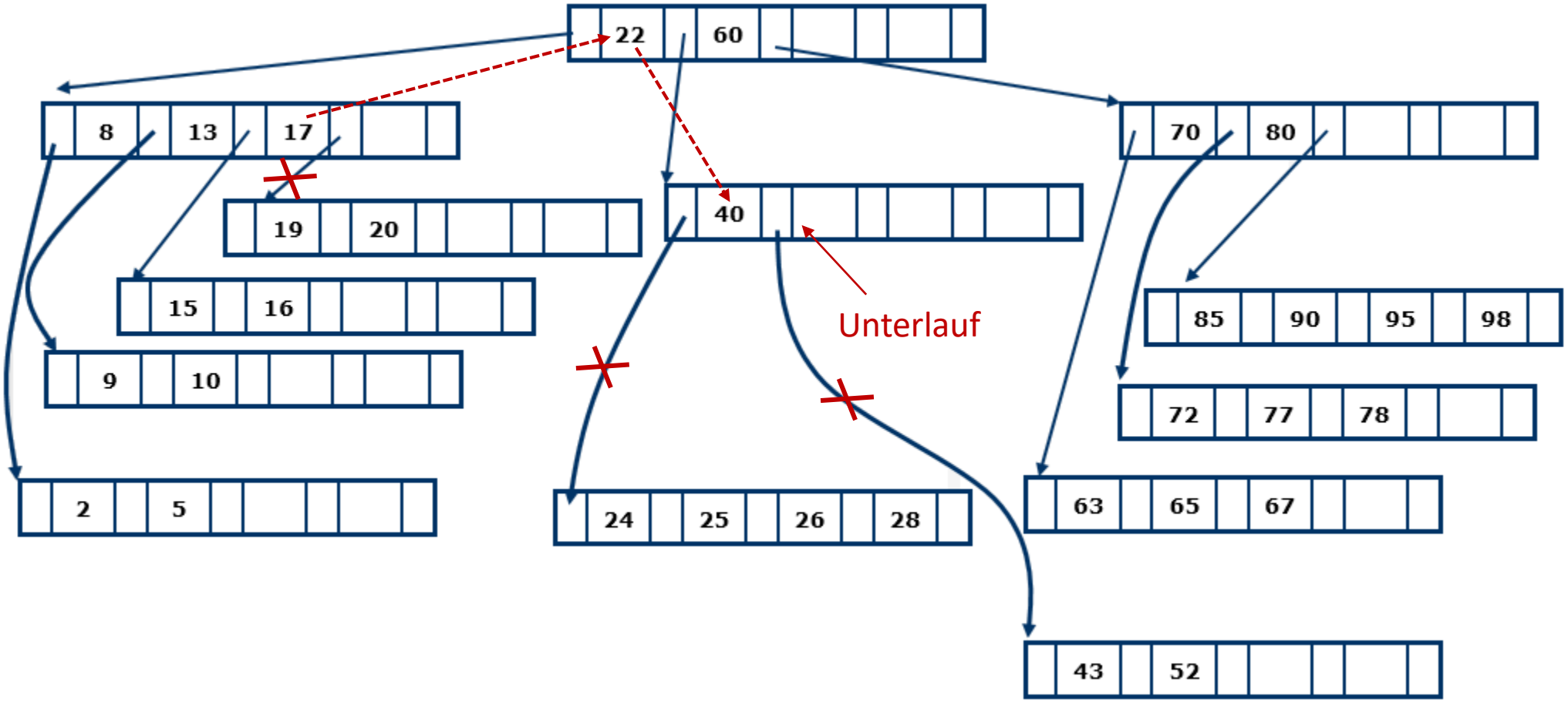
Löschen in einem B-Baum



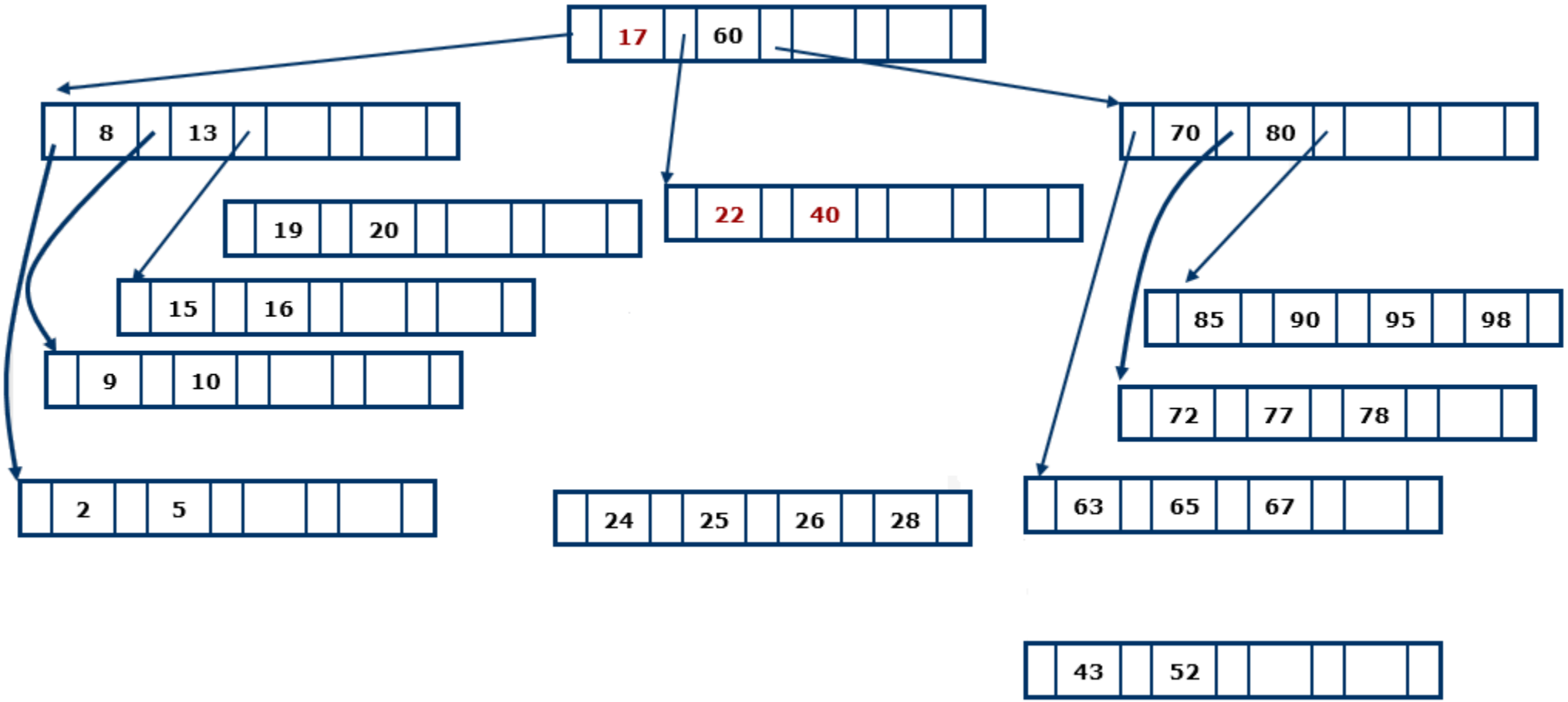
Löschen in einem B-Baum



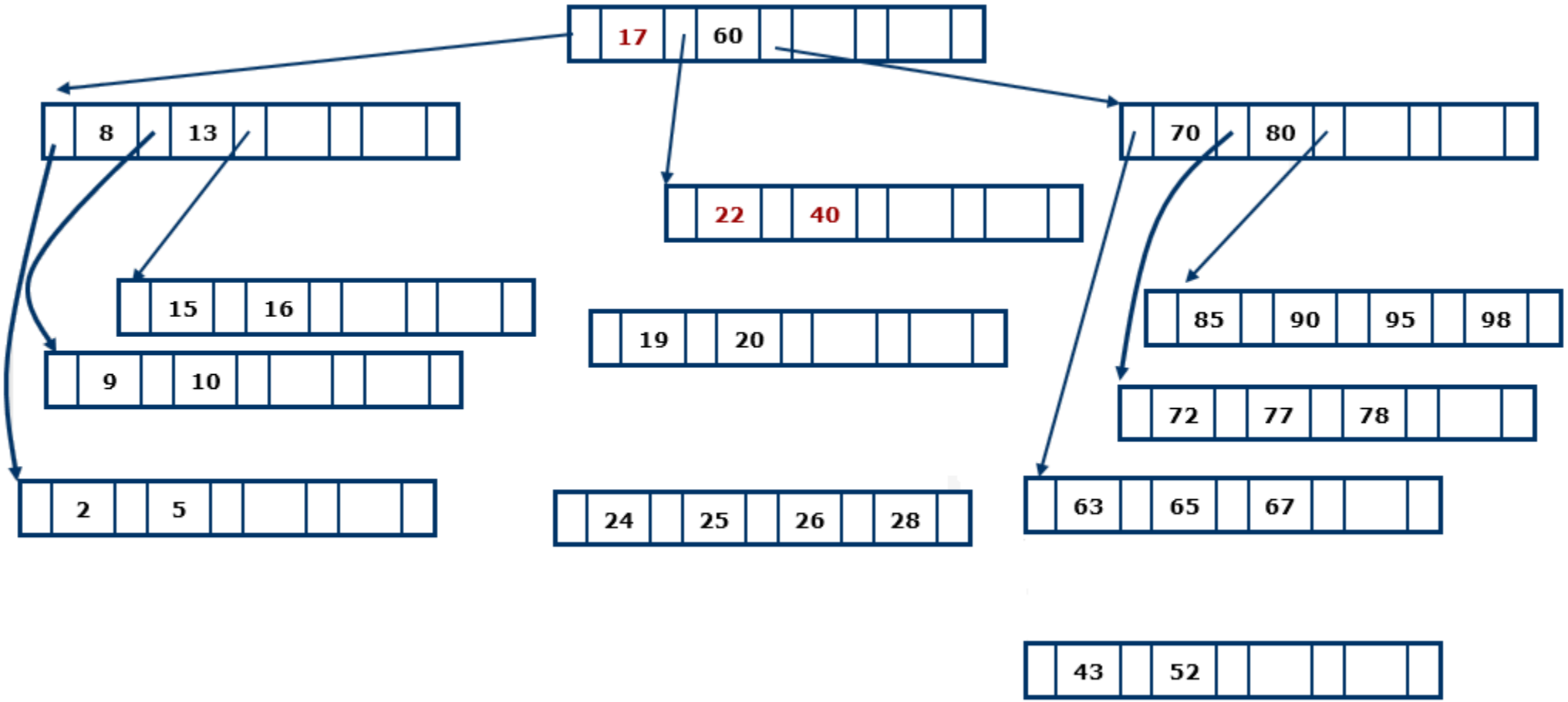
Löschen in einem B-Baum



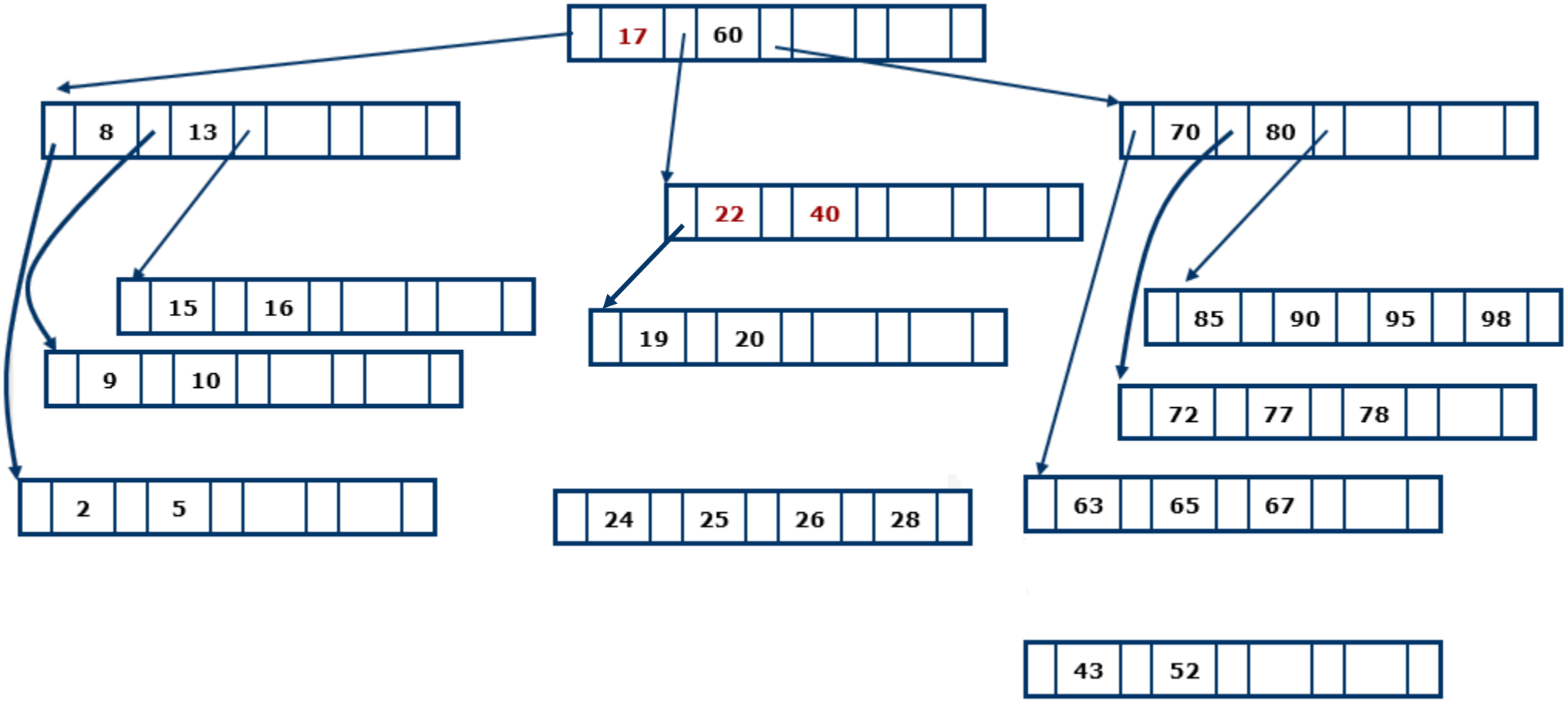
Löschen in einem B-Baum



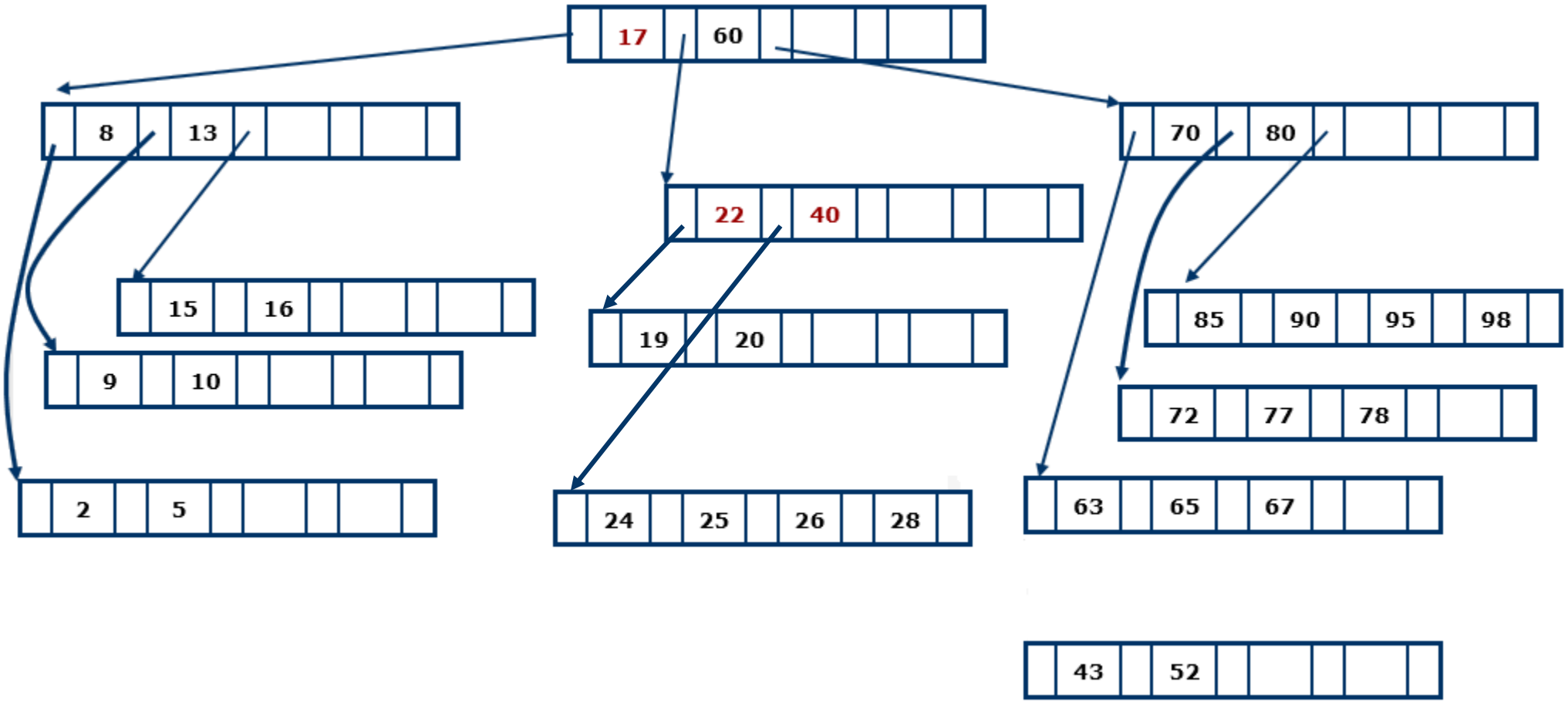
Löschen in einem B-Baum



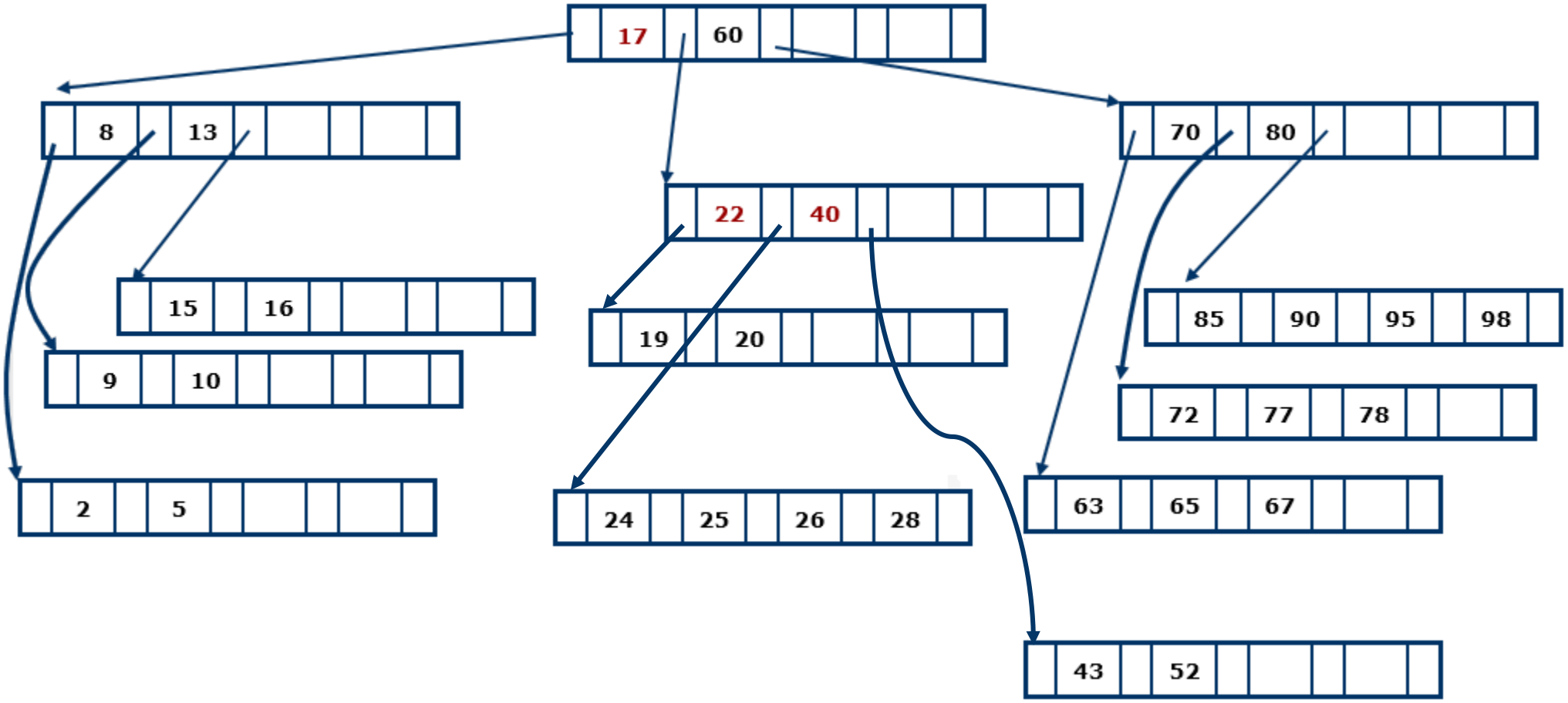
Löschen in einem B-Baum



Löschen in einem B-Baum

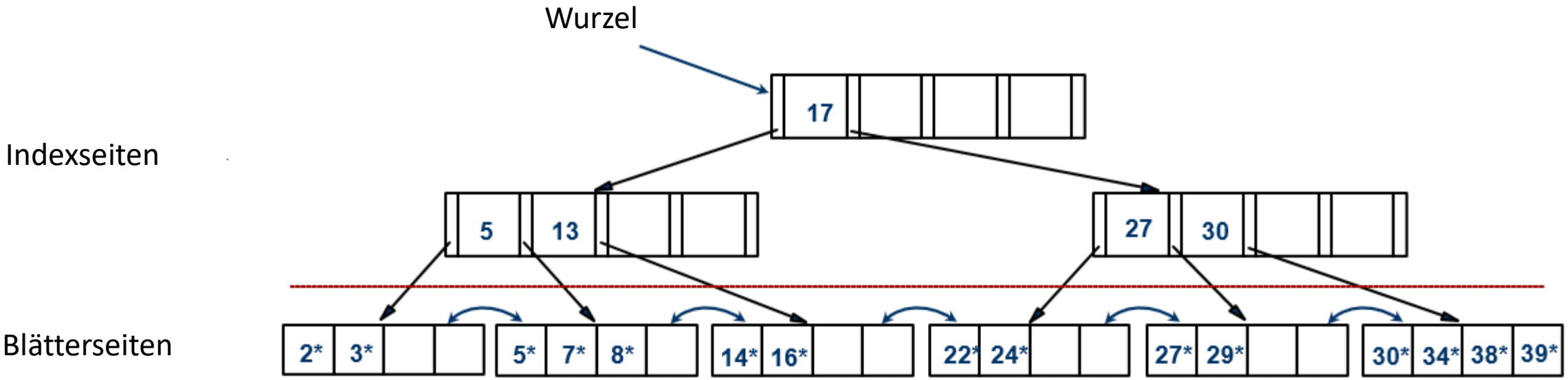


Löschen in einem B-Baum



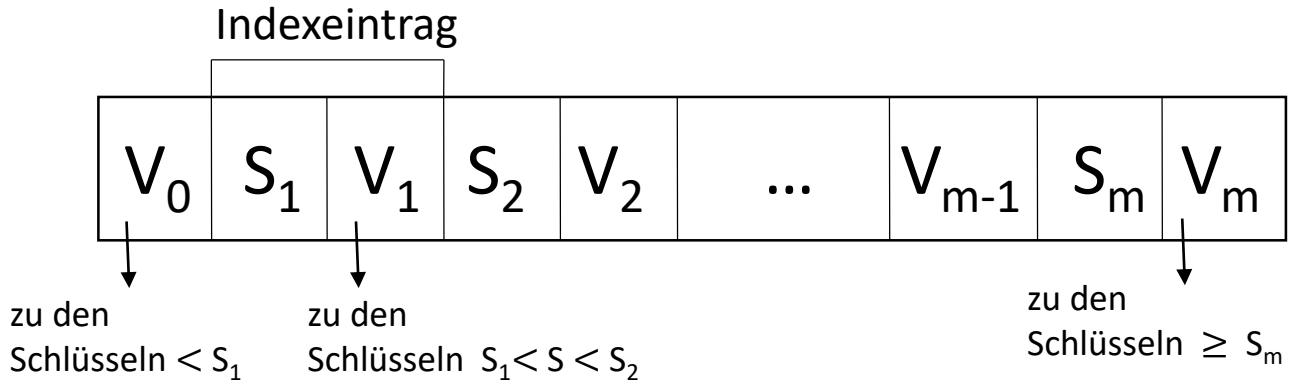
B^+-Bäume

- Eine Modifikation von B-Bäumen:
  - Alle Zeiger zu den Datensätzen befinden sich in den Blättern
  - Die Suchschlüssel der inneren Knoten dienen als Wegweiser oder Separatoren bei der Suche der Datensätzen
- Ein B^+-Baum kann wenigere Levels als der entsprechende B-Baum enthalten

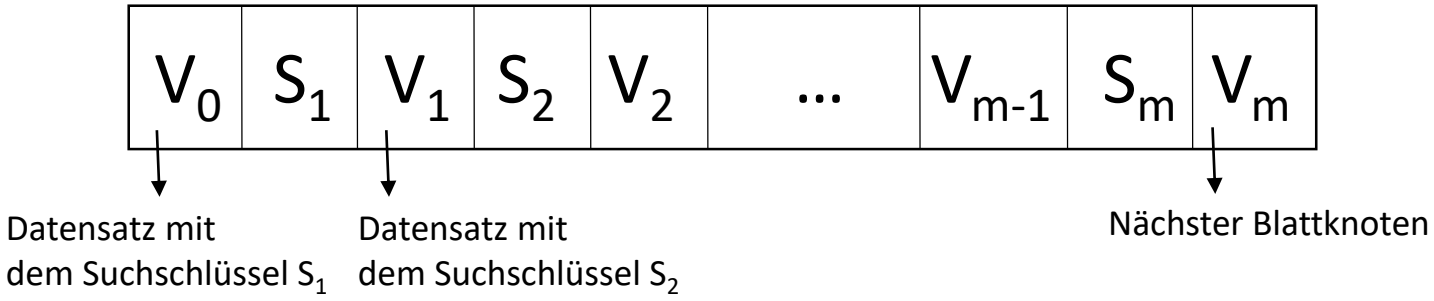


Die Struktur der Knoten in einem B^+-Baum

- Innere Knoten:



- Blätterknoten:



B^+-Bäume im Praxis

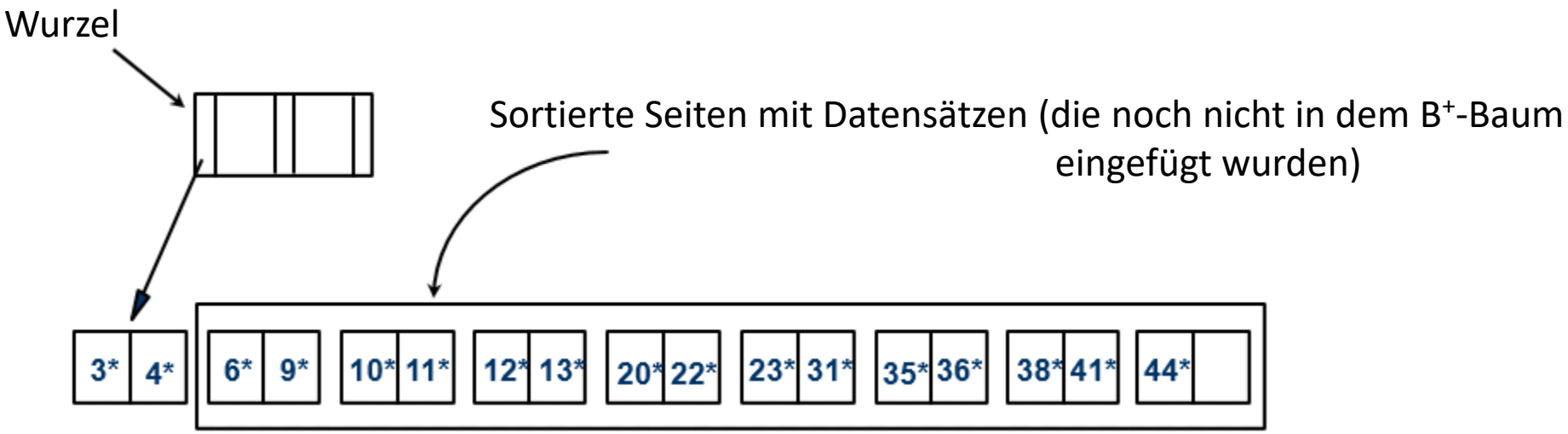
- Typisches Verzweigungsgrad/Ordnung: 200, Typisches Füllgrad: 67%
  - Typisches Ausgangsgrad/Fan-out (Anzahl von Indexeinträge/ Indexseite) = 133
- Typische Größe:
  - Höhe 4: 133^4 = 312,900,700 Datensätze
  - Höhe 3: 133^3 = 2,352,637 Datensätze
- Oft können diese in den Top-Levels des Buffer Pools sein:
  - Level 1: 1 Seite = 8 KBytes
  - Level 2: 133 Seiten = 1 MByte
  - Level 3: 17,689 Seiten = 133 MBytes

Vor- und Nachteile der B^+-Bäume

- Der Index bleibt balanciert → gleichformige Suchzeit
- Selten mehr als 3-5 Levels → man kann den Datensatz in 2-3 I/O Operationen finden
- Am meisten benutzt für Indexe in DBMS wegen der Flexibilität (auch am meisten optimierte in DBMS)
- B^+-Bäume können für folgende Indexe benutzt werden:
  - gecluster, dünner Index, wenn die Daten sortiert sind
  - nicht-geclustert, dichter Index, wenn die Daten nicht sortiert sind

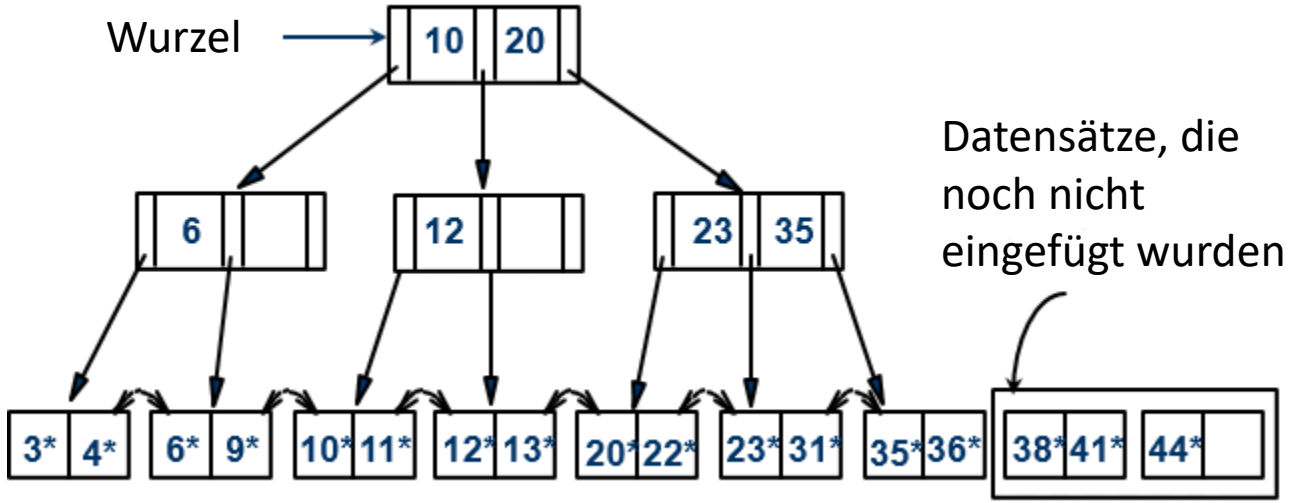
Bulk Einfügen in einem B^+- Baum

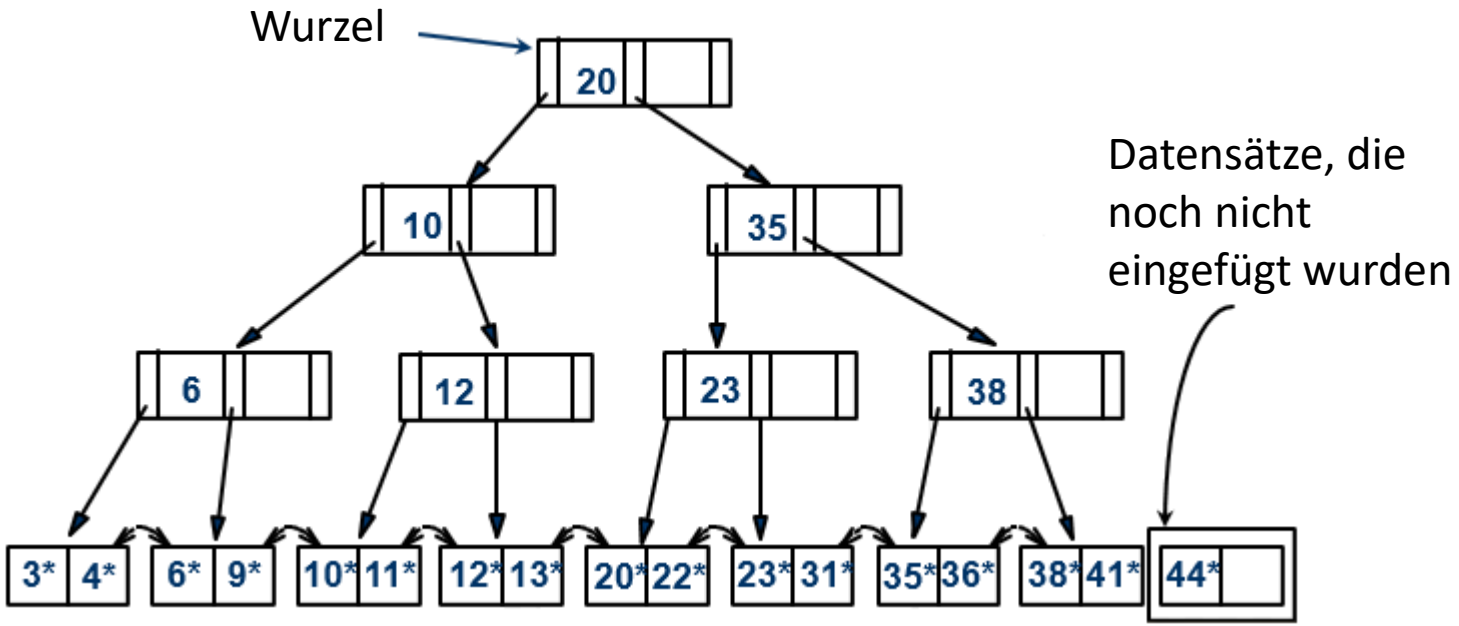
- Wenn wir einen B^+- Baum auf einen Datenfeld für eine große Datenmenge erstellen wollen, dann ist es nicht effizient jeden Datensatz einzeln einzufügen → **Bulk Einfügen** ist viel effizienter
- Initialisierung:
  - Sortiere alle Datensätze
  - Erstelle eine neue Wurzelseite die ein Zeiger zu der ersten Blattseite enthält



Bulk Einfügen

- Indexeinträge die auf Blätterseiten verweisen werden immer in der am weitesten rechts und der Blätterseite übergeordnete Indexseite eingefügt
- Wenn diese voll ist, dann wird sie geteilt
- die Behandlung des Überlaufs kann sich bis zu der Wurzel fortpflanzen und die Höhe des Baumes um eins erhöhen





Bulk Einfügen vs. Einzelne Einfügeoperationen

- 1. Möglichkeit: mehrere einzelne Einfügeoperationen (ein einziges Datensatz)
  - Langsam
  - Die Blätter werden nicht sequentiell abgespeichert
- 2. Möglichkeit: Bulk Einfügen
  - Hat Vorteile für Mehrbenutzersynchronisation (wenigere Sperrungen)
  - Wenigere I/O Operationen um den B^+- Baum zu erstellen
  - Blätter werden sequentiell abgespeichert
  - Man kann den Füllgrad beeinflussen

Präfix B^+-Bäume

- Die Größe der Separatoreinträge ⇒ bestimmt die Anzahl der Indexeinträge in einer Seite ⇒ bestimmt die Höhe des B^+-Baumes
- Um die Höhe des B^+-Baumes zu minimieren und den Ausgangsgrad/fan-out zu maximieren müssen möglichst viele Separatoren auf eine Seite passen
- Die Suchschlüssel haben nur die Funktion eines Separators, die eine Suche zu den Blattknoten führt → können meistens komprimiert werden (ein Präfix ist ausreichend)
- Einfügen und Löschen müssen entsprechend geändert werden

Präfix B^+-Bäume - Beispiel

- z.B. Benachbarte Indexeinträge mit den Suchschlüsseln:
  - *Dan Yogurt, David Smith, Demy Moore, Davey Jones*
- Wir kürzen diese ab: *David Smith* → *Dav.*, *Davey Jones* → *Dave.*, …
- Wie vergleichen wir jetzt *David Smith* mit *Davey Jones?*
- Ist jetzt „ *Dav.*“ < „*Dave*. “?
- Wenn eine Schlüsselkompression auswählen, dann müssen die Ordnung zwischen den Suchschlüsseln aufbewahrt werden

Verzweigungsgrad/Ordnung des B^+-Baumes im Praxis

- Im Praxis ersetzt man den Konzept von Verzweigungsgrad/Ordnung mit Füllgrad (wenigstens halb voll)
- Die Indexseiten können viel mehrere Einträge enthalten als die Blätterseiten
- Wenn die Länge der Suchschlüsseln und der Datensätze variable ist, dann können Seiten unterschiedliche Anzahl von Einträge enthalten
- Auch wenn die Länge nicht variable ist, kann es sein dass zwei Datensätze denselben Suchschlüsselwert haben → mit Alternative (3) wird die Länge der Indexeinträge variable

Zusammenfassung

- Baum-strukturierte Indexe sind sehr effizient für Bereichsanfragen, aber auch gut für Gleichheitsanfragen
- ISAM (Index-Sequential Access Method) ist eine statische Struktur
  - Nur die Blätterseiten ändern sich, man braucht Überlaufsseiten
  - Überlaufsseiten können die Effizienz erniedrigen, außer wenn sich die Daten nicht oft ändern
- B^+-Baum ist eine dynamische Struktur
  - Nach einem Einfügen oder Löschen bleibt der Baum balanciert
  - Großer Ausgangsgrad/fan-out → oft ist die Tiefe nicht mehr als 3 oder 4
  - Fast immer besser als die Datei sortiert zu behalten
  - Typischerweise Füllgrad 67%
  - Meistens besser als ISAM

Zusammenfassung

- Präfix B^+-Baum
  - Schlüsselkompression vergrößert den Ausgangsgrad/fan-out und verkleinert die Höhe
- Bulk-Einfügen kann viel schneller sein als wiederholte einzelne Einfüge-Operationen bei dem Erstellen eines B^+-Baumes
- B^+-Bäume sind am meisten benutzte Indexe in DBMS wegen der Flexibilität und der hohen Optimierung