

11. Elementare Datenstrukturen

Abstrakte Datentypen Stapel, Warteschlange,
Implementationsvarianten der verketteten Liste, amortisierte
Analyse [Ottman/Widmayer, Kap. 1.5.1-1.5.2, Cormen et al, Kap.
10.1.-10.2,17.1-17.3]

Abstrakte Datentypen

Wir erinnern uns¹⁴ (Vorlesung Informatik I)

Ein *Stack* ist ein abstrakter Datentyp (ADT) mit Operationen

¹⁴hoffentlich

Abstrakte Datentypen

Wir erinnern uns¹⁴ (Vorlesung Informatik I)

Ein *Stack* ist ein abstrakter Datentyp (ADT) mit Operationen

- **push**(x, S): Legt Element x auf den Stapel S .

¹⁴hoffentlich

Abstrakte Datentypen

Wir erinnern uns¹⁴ (Vorlesung Informatik I)

Ein *Stack* ist ein abstrakter Datentyp (ADT) mit Operationen

- **push**(x, S): Legt Element x auf den Stapel S .
- **pop**(S): Entfernt und liefert oberstes Element von S , oder **null**.

¹⁴hoffentlich

Abstrakte Datentypen

Wir erinnern uns¹⁴ (Vorlesung Informatik I)

Ein *Stack* ist ein abstrakter Datentyp (ADT) mit Operationen

- **push**(x, S): Legt Element x auf den Stapel S .
- **pop**(S): Entfernt und liefert oberstes Element von S , oder **null**.
- **top**(S): Liefert oberstes Element von S , oder **null**.

¹⁴hoffentlich

Abstrakte Datentypen

Wir erinnern uns¹⁴ (Vorlesung Informatik I)

Ein *Stack* ist ein abstrakter Datentyp (ADT) mit Operationen

- **push**(x, S): Legt Element x auf den Stapel S .
- **pop**(S): Entfernt und liefert oberstes Element von S , oder **null**.
- **top**(S): Liefert oberstes Element von S , oder **null**.
- **isEmpty**(S): Liefert **true** wenn Stack leer, sonst **false**.

¹⁴hoffentlich

Abstrakte Datentypen

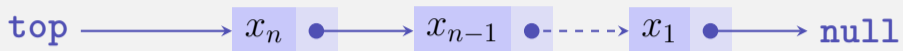
Wir erinnern uns¹⁴ (Vorlesung Informatik I)

Ein *Stack* ist ein abstrakter Datentyp (ADT) mit Operationen

- **push**(x, S): Legt Element x auf den Stapel S .
- **pop**(S): Entfernt und liefert oberstes Element von S , oder **null**.
- **top**(S): Liefert oberstes Element von S , oder **null**.
- **isEmpty**(S): Liefert **true** wenn Stack leer, sonst **false**.
- **emptyStack**(): Liefert einen leeren Stack.

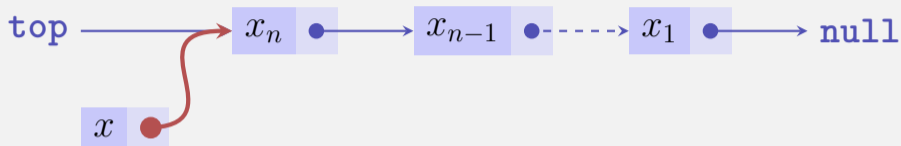
¹⁴hoffentlich

Implementation Push



`push(x, S):`

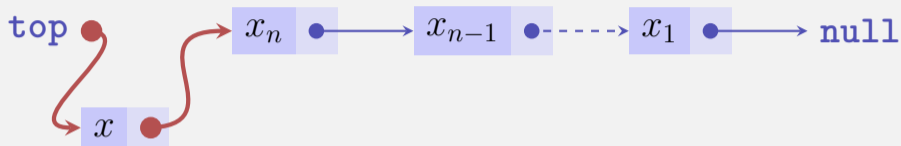
Implementation Push



`push(x, S):`

- 1 Erzeuge neues Listenelement mit x und Zeiger auf den Wert von `top`.

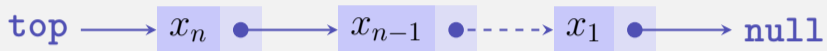
Implementation Push



`push`(x, S):

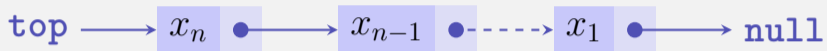
- 1 Erzeuge neues Listenelement mit x und Zeiger auf den Wert von `top`.
- 2 Setze `top` auf den Knoten mit x .

Implementation Pop



`pop(S)`:

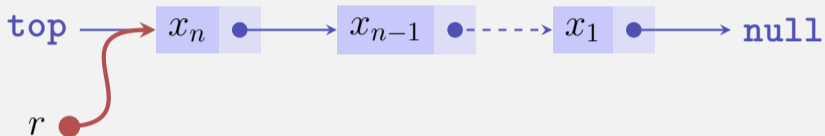
Implementation Pop



`pop(S)`:

- 1 Ist `top=null`, dann gib `null` zurück

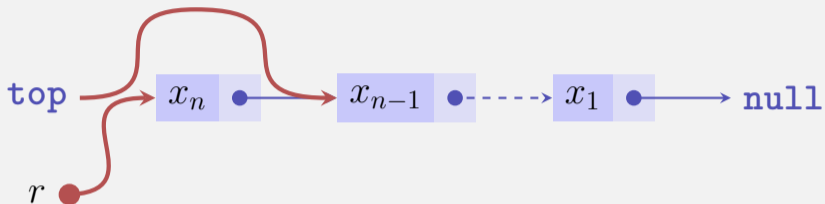
Implementation Pop



pop(S):

- 1 Ist **top**=**null**, dann gib **null** zurück
- 2 Andernfalls merke Zeiger p von **top** in r .

Implementation Pop



`pop(S)`:

- 1 Ist `top=null`, dann gib `null` zurück
- 2 Andernfalls merke Zeiger p von `top` in r .
- 3 Setze `top` auf $p.next$ und gib r zurück

Analyse

Jede der Operationen `push`, `pop`, `top` und `isEmpty` auf dem Stack ist in $\mathcal{O}(1)$ Schritten ausführbar.

Queue (Schlange / Warteschlange / Fifo)

Queue ist ein ADT mit folgenden Operationen:

Queue (Schlange / Warteschlange / Fifo)

Queue ist ein ADT mit folgenden Operationen:

- **enqueue**(x, Q): fügt x am Ende der Schlange an.

Queue (Schlange / Warteschlange / Fifo)

Queue ist ein ADT mit folgenden Operationen:

- **enqueue**(x, Q): fügt x am Ende der Schlange an.
- **dequeue**(Q): entfernt x vom Beginn der Schlange und gibt x zurück (**null** sonst.)

Queue (Schlange / Warteschlange / Fifo)

Queue ist ein ADT mit folgenden Operationen:

- **enqueue**(x, Q): fügt x am Ende der Schlange an.
- **dequeue**(Q): entfernt x vom Beginn der Schlange und gibt x zurück (**null** sonst.)
- **head**(Q): liefert das Objekt am Beginn der Schlange zurück (**null** sonst.)

Queue (Schlange / Warteschlange / Fifo)

Queue ist ein ADT mit folgenden Operationen:

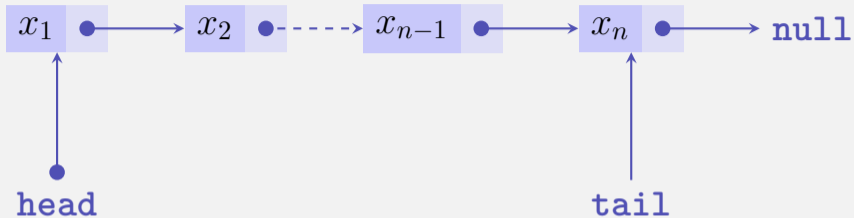
- **enqueue**(x, Q): fügt x am Ende der Schlange an.
- **dequeue**(Q): entfernt x vom Beginn der Schlange und gibt x zurück (**null** sonst.)
- **head**(Q): liefert das Objekt am Beginn der Schlange zurück (**null** sonst.)
- **isEmpty**(Q): liefert **true** wenn Queue leer, sonst **false**.

Queue (Schlange / Warteschlange / Fifo)

Queue ist ein ADT mit folgenden Operationen:

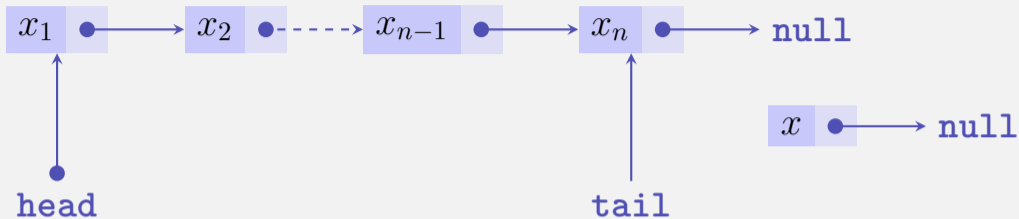
- **enqueue**(x, Q): fügt x am Ende der Schlange an.
- **dequeue**(Q): entfernt x vom Beginn der Schlange und gibt x zurück (**null** sonst.)
- **head**(Q): liefert das Objekt am Beginn der Schlange zurück (**null** sonst.)
- **isEmpty**(Q): liefert **true** wenn Queue leer, sonst **false**.
- **emptyQueue**(): liefert leere Queue zurück.

Implementation Queue



`enqueue(x, S):`

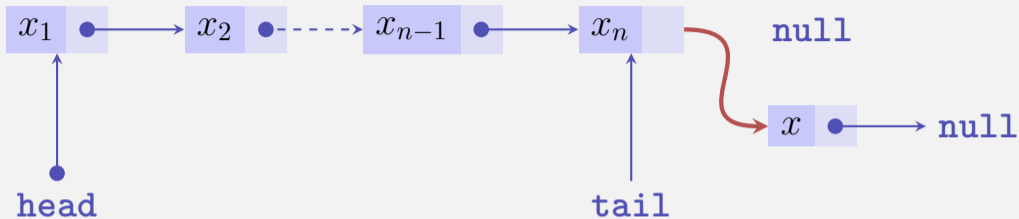
Implementation Queue



`enqueue`(x, S):

- 1 Erzeuge neues Listenelement mit x und Zeiger auf `null`.

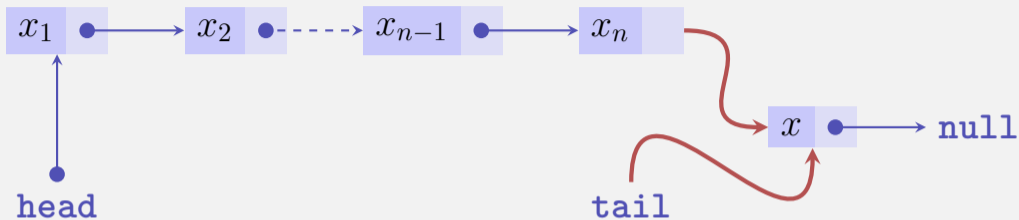
Implementation Queue



`enqueue`(x, S):

- 1 Erzeuge neues Listenelement mit x und Zeiger auf **null**.
- 2 Wenn **tail** \neq **null**, setze **tail.next** auf den Knoten mit x .

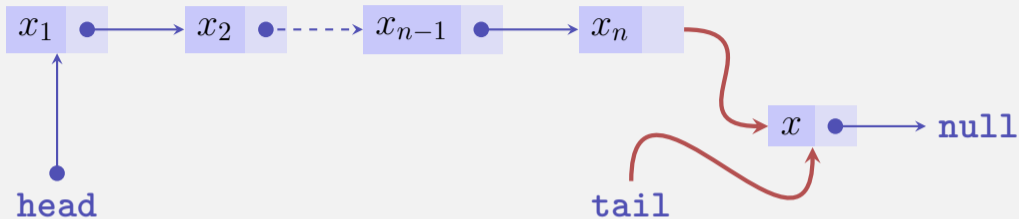
Implementation Queue



`enqueue`(x, S):

- 1 Erzeuge neues Listenelement mit x und Zeiger auf `null`.
- 2 Wenn `tail` \neq `null`, setze `tail.next` auf den Knoten mit x .
- 3 Setze `tail` auf den Knoten mit x .

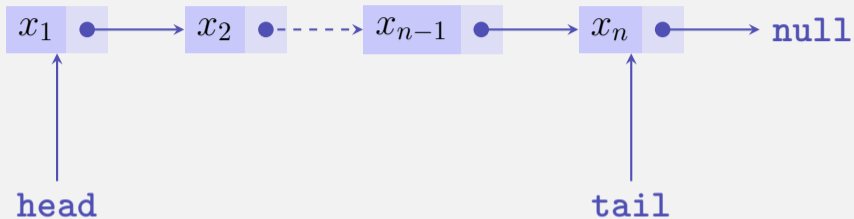
Implementation Queue



`enqueue`(x, S):

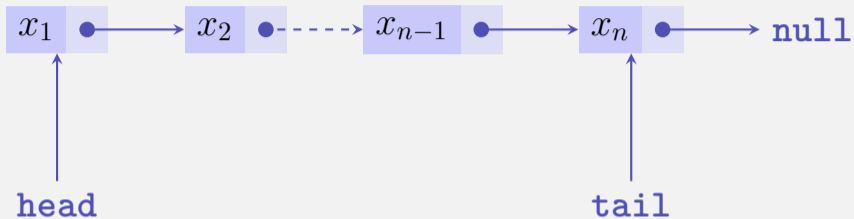
- 1 Erzeuge neues Listenelement mit x und Zeiger auf **null**.
- 2 Wenn **tail** \neq **null**, setze **tail.next** auf den Knoten mit x .
- 3 Setze **tail** auf den Knoten mit x .
- 4 Ist **head** = **null**, dann setze **head** auf **tail**.

Invarianten!



Mit dieser Implementation gilt

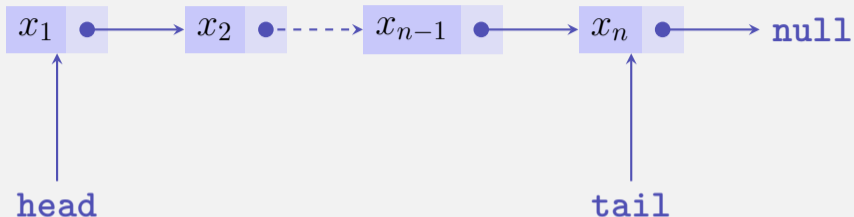
Invarianten!



Mit dieser Implementation gilt

- entweder `head = tail = null`,

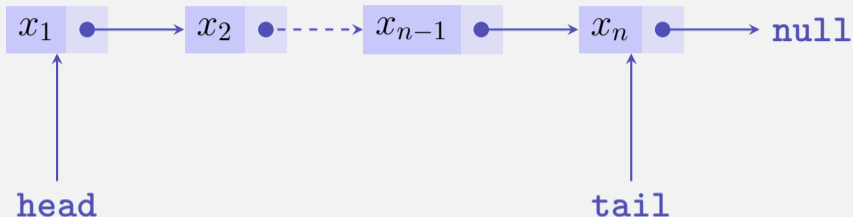
Invarianten!



Mit dieser Implementation gilt

- entweder `head = tail = null`,
- oder `head = tail \neq null` und `head.next = null`

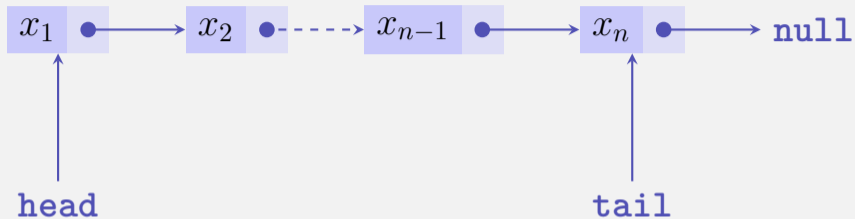
Invarianten!



Mit dieser Implementation gilt

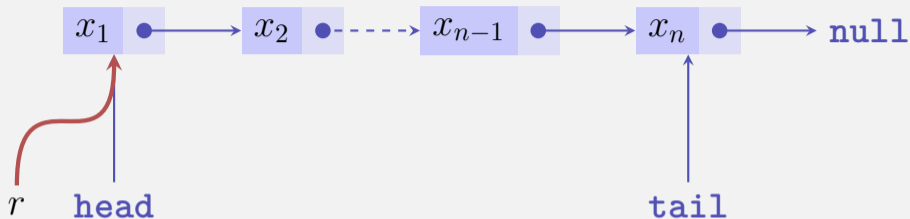
- entweder `head = tail = null`,
- oder `head = tail \neq null` und `head.next = null`
- oder `head \neq null` und `tail \neq null` und `head \neq tail` und `head.next \neq null`.

Implementation Queue



`dequeue(S):`

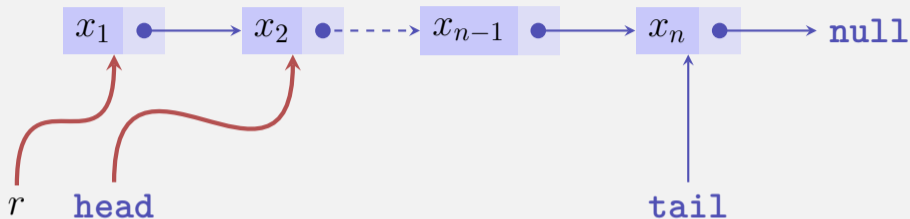
Implementation Queue



`dequeue(S)`:

- 1 Merke Zeiger von `head` in r . Wenn $r = \text{null}$, gib r zurück.

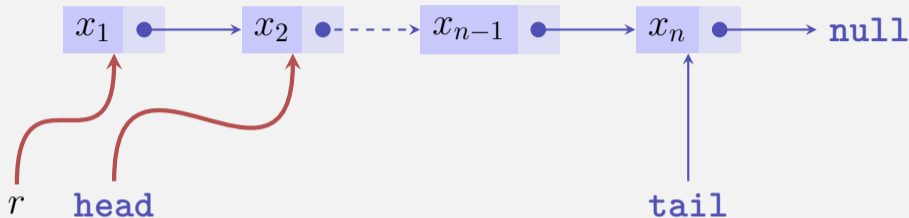
Implementation Queue



`dequeue(S)`:

- 1 Merke Zeiger von `head` in r . Wenn $r = \text{null}$, gib r zurück.
- 2 Setze den Zeiger von `head` auf `head.next`.

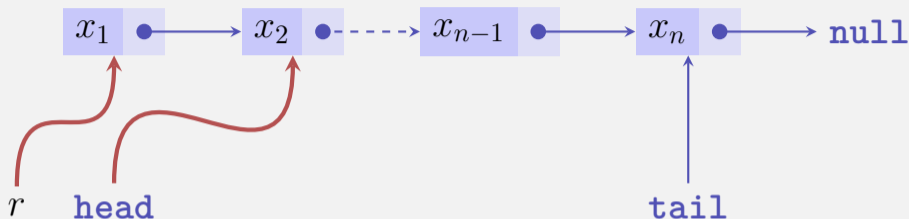
Implementation Queue



`dequeue(S)`:

- 1 Merke Zeiger von `head` in r . Wenn $r = \text{null}$, gib r zurück.
- 2 Setze den Zeiger von `head` auf `head.next`.
- 3 Ist nun `head = null`, dann setze `tail` auf `null`.

Implementation Queue



`dequeue(S)`:

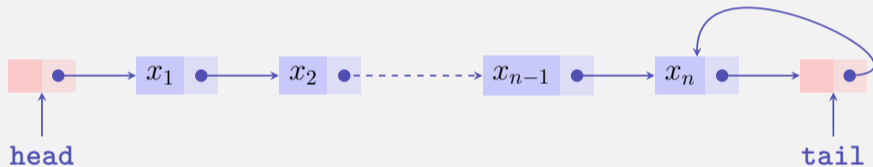
- 1 Merke Zeiger von `head` in r . Wenn $r = \text{null}$, gib r zurück.
- 2 Setze den Zeiger von `head` auf `head.next`.
- 3 Ist nun `head = null`, dann setze `tail` auf `null`.
- 4 Gib den Wert von r zurück.

Analyse

Jede der Operationen `enqueue`, `dequeue`, `head` und `isEmpty` auf der Queue ist in $\mathcal{O}(1)$ Schritten ausführbar.

Implementationsvarianten verketteter Listen

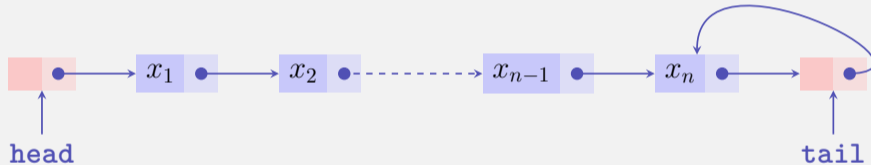
Liste mit Dummy-Elementen (Sentinels).



Vorteil: Weniger Spezialfälle!

Implementationsvarianten verketteter Listen

Liste mit Dummy-Elementen (Sentinels).



Vorteil: Weniger Spezialfälle!

Variante davon: genauso, dabei Zeiger auf ein Element immer einfach indirekt gespeichert. (Bsp: Zeiger auf x_3 zeigt auf x_2 .)

Implementationsvarianten verketteter Listen

Doppelt verkettete Liste



Übersicht

	enqueue	delete	search	concat
(A)	$\Theta(1)$	$\Theta(n)$	$\Theta(n)$	$\Theta(n)$
(B)	$\Theta(1)$	$\Theta(n)$	$\Theta(n)$	$\Theta(1)$
(C)	$\Theta(1)$	$\Theta(1)$	$\Theta(n)$	$\Theta(1)$
(D)	$\Theta(1)$	$\Theta(1)$	$\Theta(n)$	$\Theta(1)$

(A) = Einfach verkettet

(B) = Einfach verkettet, mit Dummyelement am Anfang und Ende

(C) = Einfach verkettet, mit einfach indirekter Elementadressierung

(D) = Doppelt verkettet

Prioritätswarteschlange (Priority Queue)

Priority Queue = Warteschlange mit Prioritäten.

Operationen

- `insert(x, p, Q)`: Füge Objekt x mit Priorität p ein.
- `extractMax(Q)`: Entferne Objekt x mit höchster Priorität und liefere es.

Implementation Prioritätswarteschlange

Mit einem Max-Heap!

Also

- `insert` in Zeit $\mathcal{O}(?)$ und
- `extractMax` in Zeit $\mathcal{O}(?)$.

Implementation Prioritätswarteschlange

Mit einem Max-Heap!

Also

- `insert` in Zeit $\mathcal{O}(\log n)$ und
- `extractMax` in Zeit $\mathcal{O}(?)$.

Implementation Prioritätswarteschlange

Mit einem Max-Heap!

Also

- `insert` in Zeit $\mathcal{O}(\log n)$ und
- `extractMax` in Zeit $\mathcal{O}(\log n)$.

Multistack

Multistack unterstützt neben den oben genannten Stackoperationen noch

multi-pop(s, S): Entferne die $\min(\text{size}(S), k)$ zuletzt eingefügten Objekte und liefere diese zurück.

Implementation wie beim Stack. Laufzeit von **multi-pop** ist $\mathcal{O}(k)$.

Akademische Frage

Führen wir auf einem Stack mit n Elementen n mal `multipop(k,S)` aus, kostet das dann $\mathcal{O}(n^2)$?

Akademische Frage

Führen wir auf einem Stack mit n Elementen n mal `multipop(k,S)` aus, kostet das dann $\mathcal{O}(n^2)$?

Sicher richtig, denn jeder `multipop` kann Zeit $\mathcal{O}(n)$ haben.

Akademische Frage

Führen wir auf einem Stack mit n Elementen n mal `multi-pop(k,S)` aus, kostet das dann $\mathcal{O}(n^2)$?

Sicher richtig, denn jeder `multi-pop` kann Zeit $\mathcal{O}(n)$ haben.

Wie bekommen wir eine schärfere Abschätzung?

Idee (Accounting)

Wir führen ein Kostenmodell ein:

- Aufruf von **push**: kostet 1 CHF und zusätzlich 1 CHF kommt aufs Bankkonto
- Aufruf von **pop**: kostet 1 CHF, wird durch Rückzahlung vom Bankkonto beglichen.

Kontostand wird niemals negativ. Also: maximale Kosten: Anzahl der **push** Operationen mal zwei.

Formalisierung

Bezeichne t_i die realen Kosten der Operation i . Potentialfunktion $\Phi_i \geq 0$ für den “Kontostand” nach i Operationen. $\Phi_i \geq \Phi_0 \forall i$.

Amortisierte Kosten der i -ten Operation:

$$a_i := t_i + \Phi_i - \Phi_{i-1}.$$

Es gilt

$$\sum_{i=1}^n a_i = \sum_{i=1}^n (t_i + \Phi_i - \Phi_{i-1}) = \left(\sum_{i=1}^n t_i \right) + \Phi_n - \Phi_0 \geq \sum_{i=1}^n t_i.$$

Ziel: Suche Potentialfunktion, die teure Operationen ausgleicht.

Beispiel Stack

Potentialfunktion $\Phi_i =$ Anzahl Elemente auf dem Stack.

- **push**(x, S): Reale Kosten $t_i = 1$. $\Phi_i - \Phi_{i-1} = 1$. Amortisierte Kosten $a_i = 2$.
- **pop**(S): Reale Kosten $t_i = 1$. $\Phi_i - \Phi_{i-1} = -1$. Amortisierte Kosten $a_i = 0$.
- **multipop**(k, S): Reale Kosten $t_i = k$. $\Phi_i - \Phi_{i-1} = -k$. Amortisierte Kosten $a_i = 0$.

Alle Operationen haben *konstante amortisierte Kosten!* Im Durchschnitt hat also Multipop konstanten Zeitbedarf. ¹⁵

¹⁵Achtung: es geht nicht um den probabilistischen Mittelwert sondern den (worst-case) Durchschnitt der Kosten.

Beispiel binärer Zähler

Binärer Zähler mit k bits. Im schlimmsten Fall für jede Zähloperation maximal k Bitflips. Also $\mathcal{O}(n \cdot k)$ Bitflips für Zählen von 1 bis n . Geht das besser?

Reale Kosten $t_i =$ Anzahl Bitwechsel von 0 nach 1 plus Anzahl Bitwechsel von 1 nach 0.

$$\dots 0 \underbrace{1111111}_{l \text{ Einsen}} + 1 = \dots 1 \underbrace{0000000}_{l \text{ Nullen}}.$$

$$\Rightarrow t_i = l + 1$$

Beispiel binärer Zähler

$$\dots 0 \underbrace{1111111}_l \text{ Einsen} + 1 = \dots 1 \underbrace{0000000}_l \text{ Nullen}$$

Potentialfunktion Φ_i : Anzahl der 1-Bits von x_i .

$$\Rightarrow \Phi_i - \Phi_{i-1} = 1 - l,$$

$$\Rightarrow a_i = t_i + \Phi_i - \Phi_{i-1} = l + 1 + (1 - l) = 2.$$

Amortisiert konstante Kosten für eine Zähloperation. 😊

12. Wörterbücher

Wörterbuch, Selbstandornung, Implementation Wörterbuch mit Array / Liste / Skipliste. [Ottman/Widmayer, Kap. 3.3,1.7, Cormen et al, Kap. Problem 17-5]

Wörterbuch (Dictionary)

ADT zur Verwaltung von Schlüsseln aus \mathcal{K} mit Operationen

- **insert**(k, D): Hinzufügen von $k \in \mathcal{K}$ in Wörterbuch D . Bereits vorhanden \Rightarrow Fehlermeldung.
- **delete**(k, D): Löschen von k aus dem Wörterbuch D . Nicht vorhanden \Rightarrow Fehlermeldung.
- **search**(k, D): Liefert **true** wenn $k \in D$, sonst **false**.

Idee

Implementiere Wörterbuch als sortiertes Array.

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall

Suchen

Einfügen

Löschen

Idee

Implementiere Wörterbuch als sortiertes Array.

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall

Suchen $O(\log n)$ 😊

Einfügen

Löschen

Idee

Implementiere Wörterbuch als sortiertes Array.

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall

Suchen $\mathcal{O}(\log n)$ 😊

Einfügen $\mathcal{O}(n)$ 😞

Löschen

Idee

Implementiere Wörterbuch als sortiertes Array.

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall

Suchen $\mathcal{O}(\log n)$ 😊

Einfügen $\mathcal{O}(n)$ 😞

Löschen $\mathcal{O}(n)$ 😞

Andere Idee

Implementiere Wörterbuch als verkettete Liste

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall

Suchen

Einfügen

Löschen

¹⁶Unter der Voraussetzung, dass wir die Existenz nicht prüfen wollen.

Andere Idee

Implementiere Wörterbuch als verkettete Liste

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall

Suchen $O(n)$ 😞

Einfügen



Löschen

¹⁶Unter der Voraussetzung, dass wir die Existenz nicht prüfen wollen.

Andere Idee

Implementiere Wörterbuch als verkettete Liste

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall




Suchen	$\mathcal{O}(n)$	
Einfügen	$\mathcal{O}(1)$ ¹⁶	
Löschen		

¹⁶Unter der Voraussetzung, dass wir die Existenz nicht prüfen wollen.

Andere Idee

Implementiere Wörterbuch als verkettete Liste

Anzahl Elementaroperationen im schlechtesten Fall

Suchen	$\mathcal{O}(n)$	
Einfügen	$\mathcal{O}(1)$ ¹⁶	
Löschen	$\mathcal{O}(n)$	

¹⁶Unter der Voraussetzung, dass wir die Existenz nicht prüfen wollen.

Selbstanordnung

Problematisch bei der Verwendung verketteter Listen: lineare Suchzeit

Idee: Versuche, die Listenelemente so anzuordnen, dass Zugriffe über die Zeit hinweg schneller möglich sind

Zum Beispiel

- Transpose: Bei jedem Zugriff auf einen Schlüssel wird dieser um eine Position nach vorne bewegt.
- Move-to-Front (MTF): Bei jedem Zugriff auf einen Schlüssel wird dieser ganz nach vorne bewegt.

Transpose

Transpose:



Worst case: n Wechselnde Zugriffe auf k_{n-1} und k_n .

Transpose

Transpose:



Worst case: n Wechselseitige Zugriffe auf k_{n-1} und k_n .

Transpose

Transpose:



Worst case: n Wechselnde Zugriffe auf k_{n-1} und k_n .

Transpose

Transpose:



Worst case: n Wechselseitige Zugriffe auf k_{n-1} und k_n . Laufzeit: $\Theta(n^2)$

Move-to-Front

Move-to-Front:



n Wechselnde Zugriffe auf k_{n-1} und k_n .

Move-to-Front

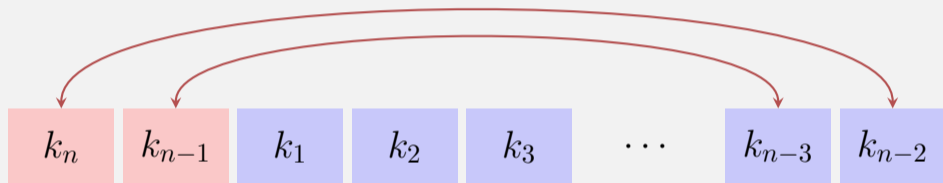
Move-to-Front:



n Wechselnde Zugriffe auf k_{n-1} und k_n .

Move-to-Front

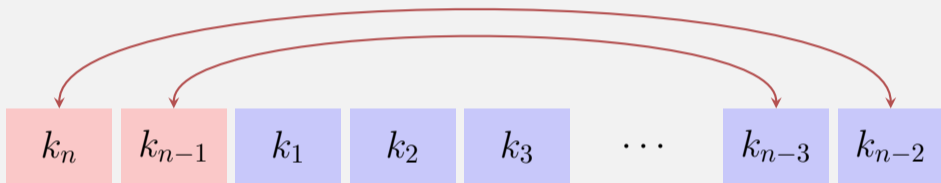
Move-to-Front:



n Wechselnde Zugriffe auf k_{n-1} und k_n .

Move-to-Front

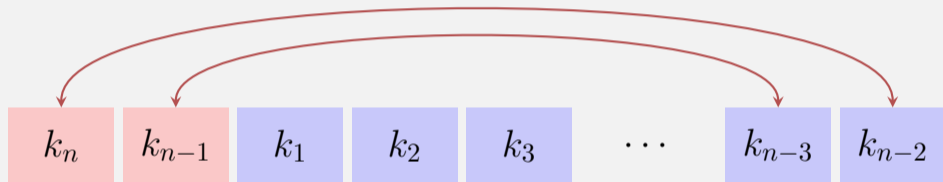
Move-to-Front:



n Wechselnde Zugriffe auf k_{n-1} und k_n . Laufzeit: $\Theta(n)$

Move-to-Front

Move-to-Front:



n Wechselnde Zugriffe auf k_{n-1} und k_n . Laufzeit: $\Theta(n)$

Man kann auch hier Folge mit quadratischer Laufzeit angeben, z.B. immer das letzte Element. Aber dafür ist keine offensichtliche Strategie bekannt, die viel besser sein könnte als MTF.

Analyse

Vergleichen MTF mit dem bestmöglichen Konkurrenten (Algorithmus) A. Wie viel besser kann A sein?

Annahmen:

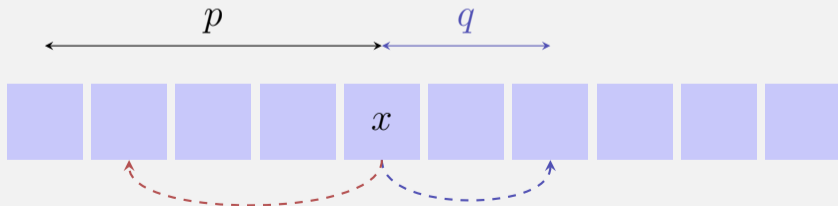
- MTF und A dürfen jeweils nur das zugegriffene Element x verschieben.
- MTF und A starten mit derselben Liste.

M_k und A_k bezeichnen die Liste nach dem k -ten Schritt. $M_0 = A_0$.

Analyse

Kosten:

- Zugriff auf x : Position p von x in der Liste.
- Keine weiteren Kosten, wenn x **vor** p verschoben wird.
- Weitere Kosten q für jedes Element, das x von p aus nach **hinten** verschoben wird.



Amortisierte Analyse

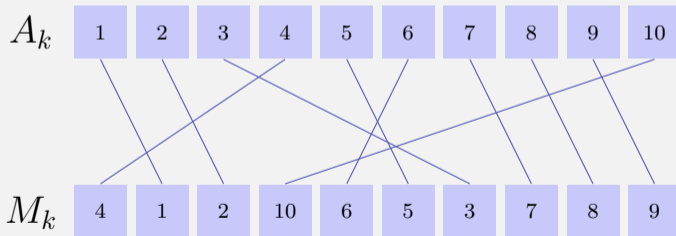
Sei eine beliebige Folge von Suchanfragen gegeben und seien $G_k^{(M)}$ und $G_k^{(A)}$ jeweils die Kosten im Schritt k für Move-to-Front und A. Suchen Abschätzung für $\sum_k G_k^{(M)}$ im Vergleich zu $\sum_k G_k^{(A)}$.

⇒ Amortisierte Analyse mit Potentialfunktion Φ .

Potentialfunktion

Potentialfunktion $\Phi =$ Anzahl der Inversionen von A gegen MTF.

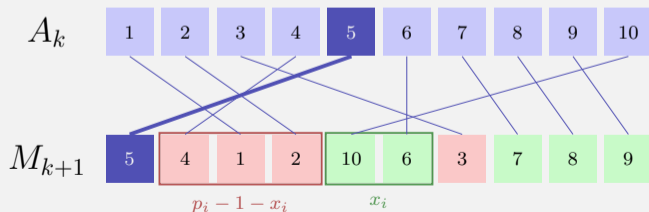
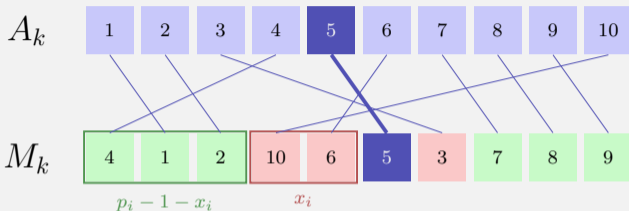
Inversion = Paar x, y so dass für die Positionen von x und y
 $(p^{(A)}(x) < p^{(A)}(y)) \neq (p^{(M)}(x) < p^{(M)}(y))$



#Inversionen = #Kreuzungen

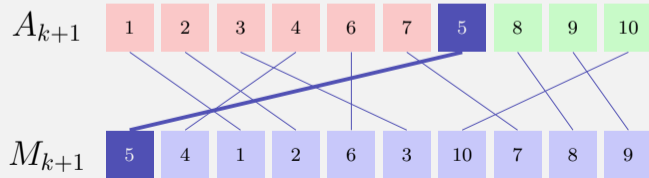
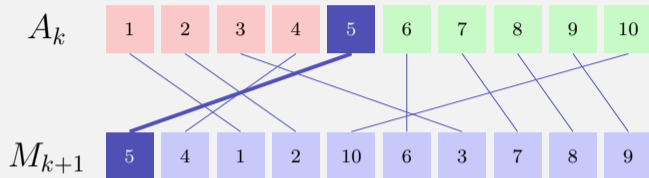
Abschätzung der Potentialfunktion: MTF

- Element i an Position $p_i := p^{(M)}(i)$.
- Zugriffskosten $C_k^{(M)} = p_i$.
- x_i : Anzahl Elemente, die in M vor p_i und in A nach i stehen.
- MTF löst x_i Inversionen auf.
- $p_i - x_i - 1$: Anzahl Elemente, die in M vor p_i und in A vor i stehen.
- MTF erzeugt $p_i - 1 - x_i$ Inversionen.



Abschätzung der Potentialfunktion: A

- Element i an Position $p^{(A)}(i)$.
- $X_k^{(A)}$: Anzahl Verschiebungen nach hinten (sonst 0).
- Zugriffskosten für i :
 $C_k^{(A)} = p^{(A)}(i) \geq p^{(M)}(i) - x_i$.
- A erhöht die Anzahl Inversionen höchstens um $X_k^{(A)}$.



Abschätzung

$$\Phi_{k+1} - \Phi_k \leq -x_i + (p_i - 1 - x_i) + X_k^{(A)}$$

Amortisierte Kosten von MTF im k -ten Schritt:

$$\begin{aligned} a_k^{(M)} &= C_k^{(M)} + \Phi_{k+1} - \Phi_k \\ &\leq p_i - x_i + (p_i - 1 - x_i) + X_k^{(A)} \\ &= (p_i - x_i) + (p_i - x_i) - 1 + X_k^{(A)} \\ &\leq C_k^{(A)} + C_k^{(A)} - 1 + X_k^{(A)} \leq 2 \cdot C_k^{(A)} + X_k^{(A)}. \end{aligned}$$

Abschätzung

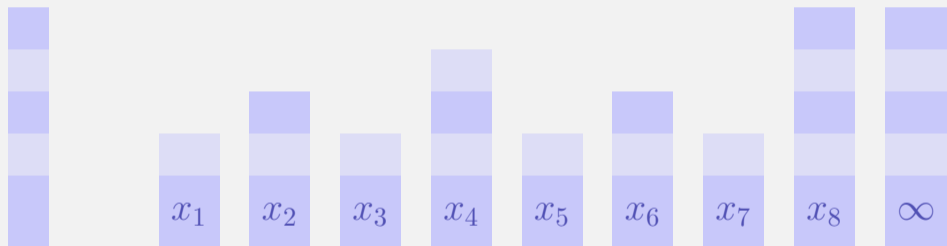
Kosten Summiert

$$\begin{aligned}\sum_k G_k^{(M)} &= \sum_k C_k^{(M)} \leq \sum_k a_k^{(M)} \leq \sum_k 2 \cdot C_k^{(A)} + X_k^{(A)} \\ &\leq 2 \cdot \sum_k C_k^{(A)} + X_k^{(A)} \\ &= 2 \cdot \sum_k G_k^{(A)}\end{aligned}$$

MTF führt im schlechtesten Fall höchstens doppelt so viele Operationen aus wie eine optimale Strategie.

Cooler Idee: Skiplisten

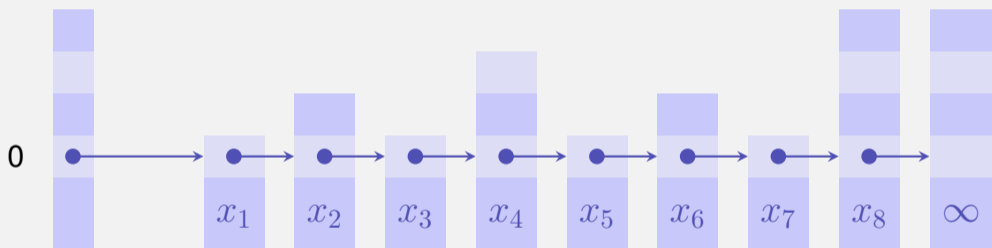
Skipliste



$$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9.$$

Cooler Idee: Skiplisten

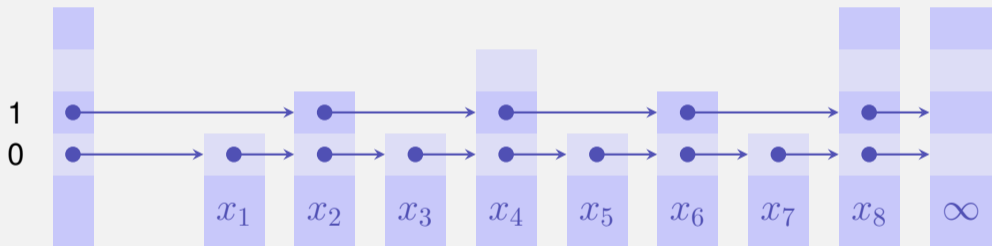
Skipliste



$$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9.$$

Cooler Idee: Skiplisten

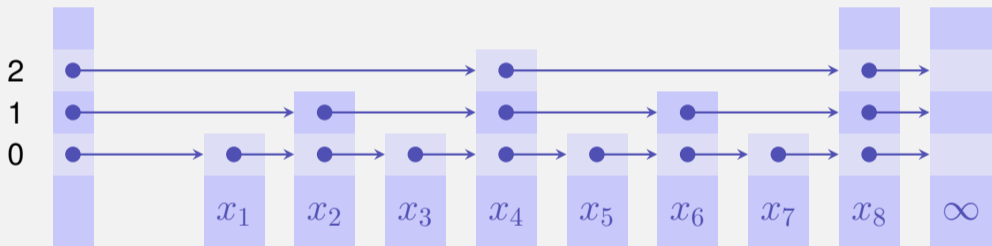
Skipliste



$$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9.$$

Cooler Idee: Skiplisten

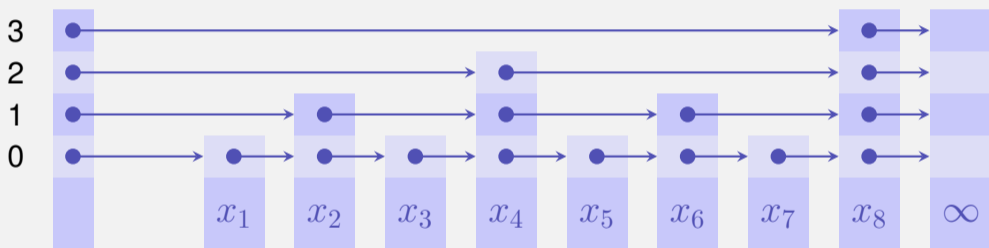
Skipliste



$$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9.$$

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

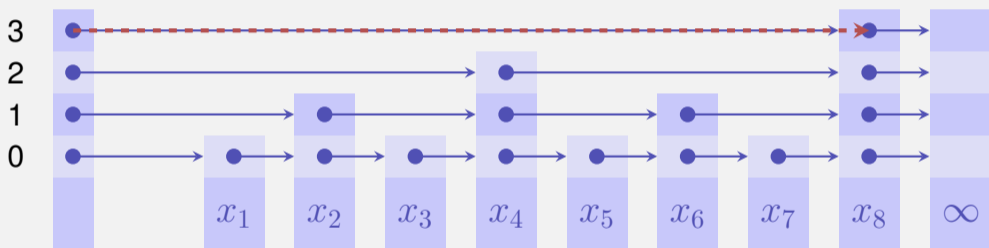


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

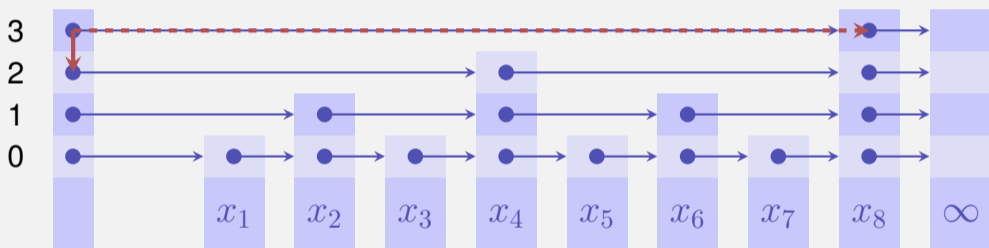


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

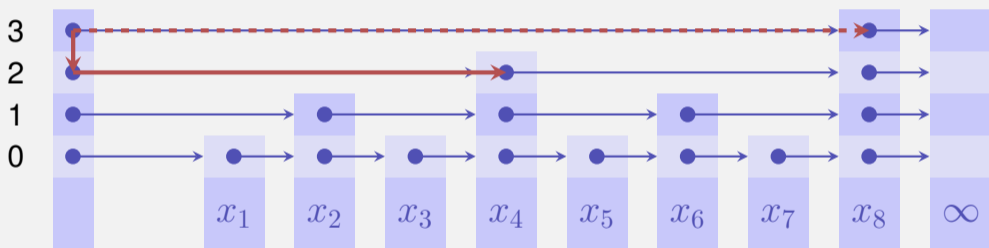


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

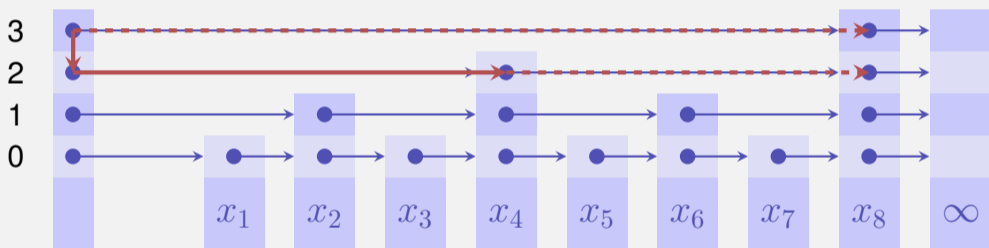


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

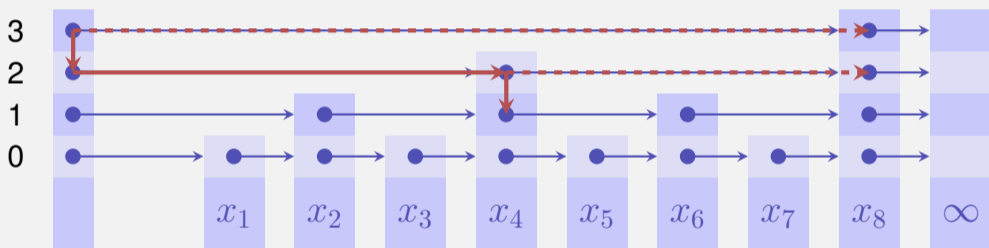


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

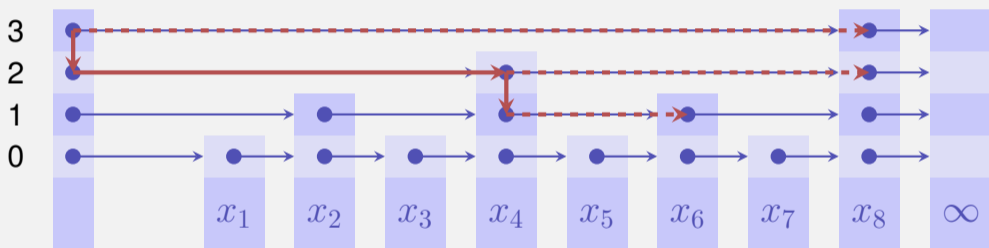


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

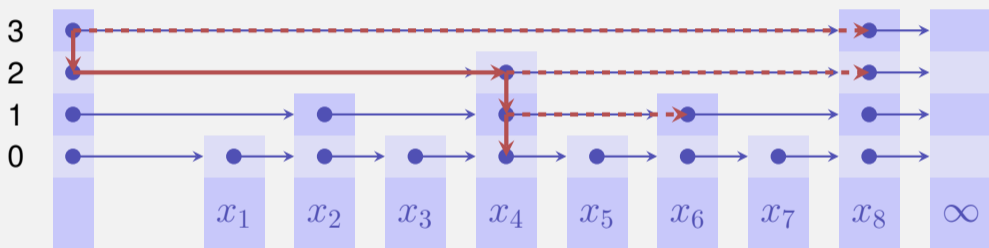


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

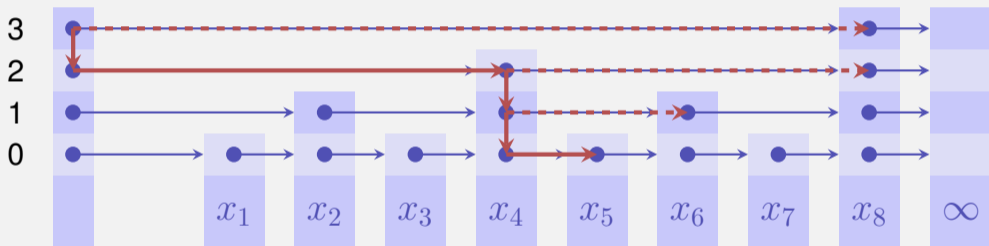


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste

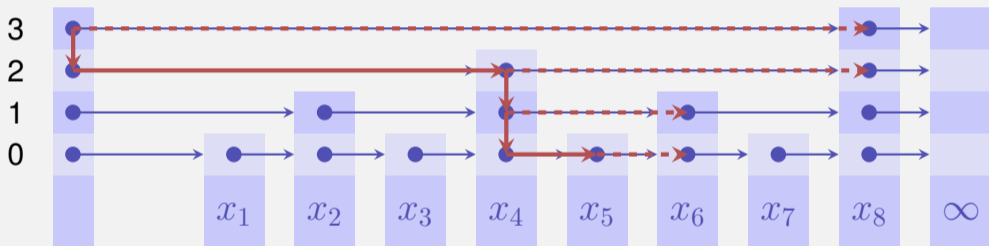


$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Cooler Idee: Skiplisten

Perfekte Skipliste



$x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \dots \leq x_9$.

Beispiel: Suche nach einem Schlüssel x mit $x_5 < x < x_6$.

Analyse Perfekte Skipliste (schlechtester Fall)

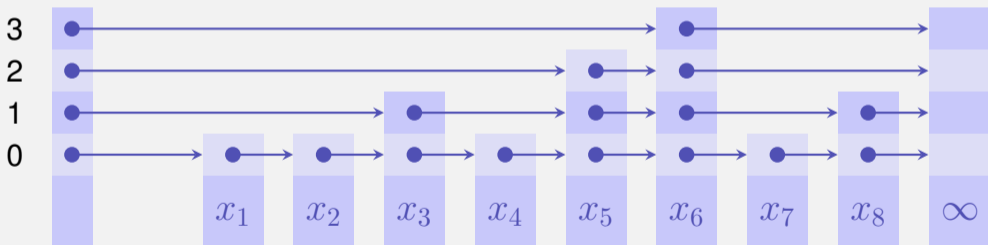
Suchen in $\mathcal{O}(\log n)$. Einfügen in $\mathcal{O}(n)$.

Randomisierte Skipliste

Idee: Füge jeweils einen Knoten mit zufälliger Höhe H ein, wobei $\mathbb{P}(H = i) = \frac{1}{2^{i+1}}$.

Randomisierte Skipliste

Idee: Füge jeweils einen Knoten mit zufälliger Höhe H ein, wobei $\mathbb{P}(H = i) = \frac{1}{2^{i+1}}$.



Analyse Randomisierte Skipliste

Theorem

Die Anzahl an erwarteten Elementaroperationen für Suchen, Einfügen und Löschen eines Elements in einer randomisierten Skipliste ist $\mathcal{O}(\log n)$.

Der längliche Beweis, welcher im Rahmen dieser Vorlesung nicht geführt wird, betrachtet die Länge eines Weges von einem gesuchten Knoten zurück zum Startpunkt im höchsten Level.