



Zentralübung

Einsatz und Realisierung von Datenbanksystemen

Alice Rey, Maximilian Bandle, Michael Jungmair



Organisatorisches

Disclaimer

Folien enthalten wichtige Themen oder Themen, die viele Fragen aufwerfen.

Falls etwas auf den Folien nicht erwähnt ist, aber in den Übungen / Vorlesung besprochen wurde, kann daraus nicht geschlossen werden, dass es nicht in der Prüfung drankommt.

Auf den Folien dargestellte Übungen können Fehler enthalten.



Organisatorisches

Klausur

Hauptklausur

10. August 2023, 8:00 - 9:30

Wiederholungsklausur



Durchführung

90 Minuten Bearbeitungszeit

Raumeinteilung wird rechtzeitig bekannt gegeben

Keine Hilfsmittel (Taschenrechner, DB-Buch, Spickzettel, ...) erlaubt!



ACID

Atomicity (Atomarität)

„alles oder nichts“-Prinzip: die TA wird komplett geschrieben oder garnicht

Consistency (Konsistenz)

TA hinterlässt(abort/commit) einen konsistenten Zustand der Datenbasis

Isolation (Isolation)

Nebenläufige TA dürfen sich nicht beeinflussen

Durability (Dauerhaftigkeit)

Das Ergebnis einer Transaktion bleibt dauerhaft in der Datenbank erhalten



Kapitel 10

Recovery



Recovery

Arten

1. Lokaler Fehler in einer noch nicht festgeschriebenen (committed) Transaktion

Wirkung muss zurückgesetzt werden

R1-Recovery -> undo

2. Fehler mit Hauptspeicherverlust

Abgeschlossene TAs müssen erhalten bleiben

R2-Recovery -> redo

Noch nicht abgeschlossene TAs müssen zurückgesetzt werden

R3-Recovery -> undo

3. Fehler mit Hintergrundspeicherverlust

R4-Recovery



Recovery

Write Ahead Logging

- Schreiben der Log-Einträge vor dem Commit
- Vor Auslagerung einer Seite: Schreiben aller zugehörigen Log-Einträge



Recovery

Speicherhierarchie

Ersetzung von Puffer-Seiten

→**Steal**: Seiten die noch von einer Transaktion modifiziert werden müssen im Speicher verbleiben.

Steal: Seiten können (fast) immer aus dem Puffer in den Speicher eingelagert werden.

Einbringen von Änderungen abgeschlossener Transaktionen

Force: Änderungen werden direkt nach Durchführung gespeichert

→**Force**: Änderungen können im Puffer-Speicher verbleiben



Recovery

Speicherhierarchie - Auswirkungen auf Recovery

	force	¬force
¬steal	kein Undo kein Redo	kein Undo Redo
steal	Undo kein Redo	Undo Redo



Recovery

Speicherhierarchie - Auswirkungen auf Recovery

¬steal & force

- wird eine Seite von 2 TA geändert, so kann die 1. nicht comitten

¬steal & ¬force

- Seiten können nach Transaktionsende ersetzt werden, ohne dass die Änderungen in die DB übernommen werden
- Strategie bei Main Memory DBs

steal & force

- direktes Einlagern beim commit ist teuer, gesammeltes Einlagern ist günstiger
- nicht commitete Daten können festgeschrieben werden

steal & ¬force

- Änderungen von (aktiven) TAs können beim Systemabsturz verloren gehen
- nicht commitete Daten können festgeschrieben werden



Recovery

[LSN, TA, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Logische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A ,A ,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C ,C ,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B ,C ,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A ,A ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Logische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A- 50 ,A+ 50 ,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C ,C ,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B ,C ,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A ,A ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Logische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A-=50,A+=50,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C+=100,C-=100,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B ,C ,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A ,A ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Logische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A-=50,A+=50,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C+=100,C-=100,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B+=50,C-=50,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A ,A ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Logische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A-=50,A+=50,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C+=100,C-=100,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B+=50,C-=50,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A-=100,A+=100,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Logische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A-=50,A+=50,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C+=100,C-=100,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B+=50,C-=50,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A-=100,A+=100,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, After-Image, Before-Image, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Physische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A= ,A= ,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C= ,C= ,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B= ,B= ,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A= ,A= ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, After-Image, Before-Image, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Physische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A=950,A=1000,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C= ,C= ,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B= ,B= ,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A= ,A= ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, After-Image, Before-Image, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Physische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A=950,A=1000,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C=3100,C=3000,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B= ,B= ,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A= ,A= ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, After-Image, Before-Image, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Physische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A=950,A=1000,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C=3100,C=3000,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B=2050,B=2000,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A= ,A= ,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, After-Image, Before-Image, PrevLSN]

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Physische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A=950,A=1000,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C=3100,C=3000,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B=2050,B=2000,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A=850,A=950,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]



Recovery

[LSN, TA, PageID, After-Image, Before-Image, PrevLSN]

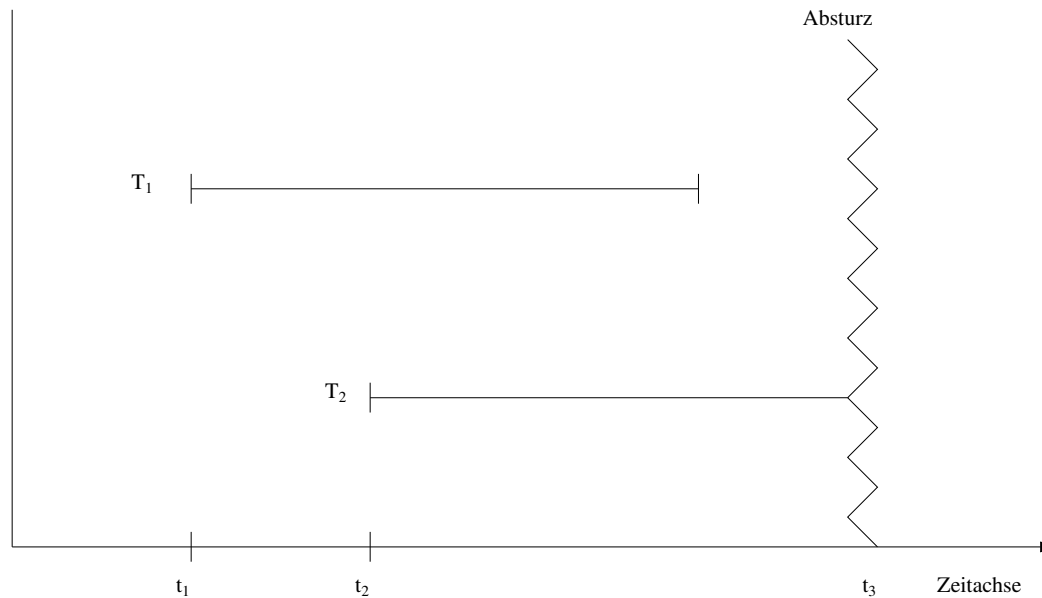
Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Physische Protokollierung

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A=950,A=1000,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C=3100,C=3000,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B=2050,B=2000,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A=850,A=950,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]

Recovery

Wiederanlauf nach einem Fehler

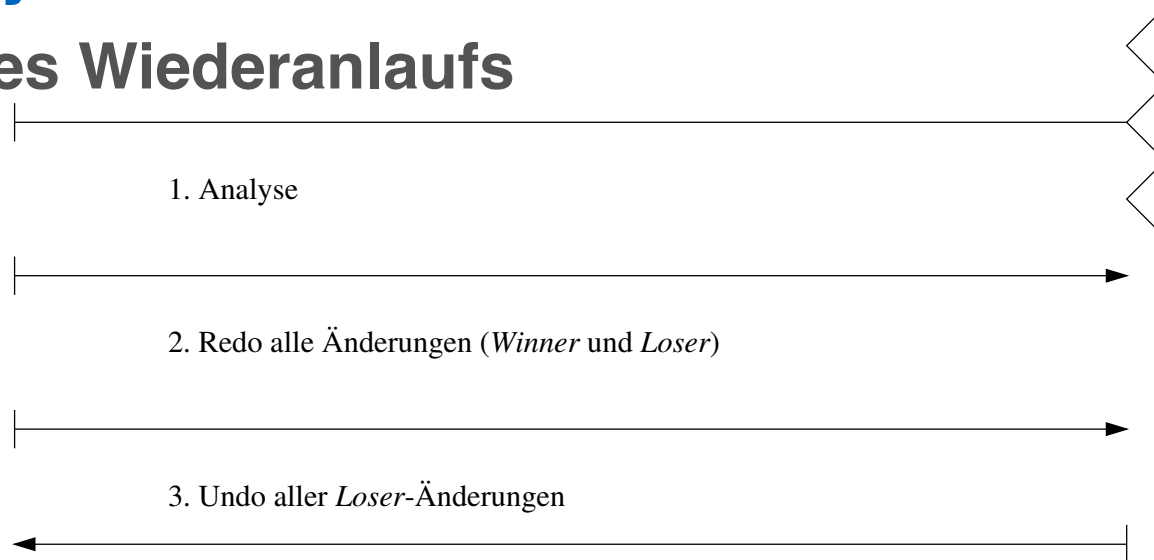


- TAs der Art T_1 sind **Winner**: müssen vollständig nachvollzogen werden
- TAs der Art T_2 sind **Loser**: müssen rückgängig gemacht werden



Recovery

Phasen des Wiederanlaufs



1. Analyse:

Ermitteln der Winner- & Loser-Transaktionen

2. Wiederholung der Historie

Alle protokollierten Redo-Logs werden in der richtigen Reihenfolge ausgeführt

=> Datenbankzustand während des Absturzes

3. Undo der Losertransaktionen


Alle uncomitteden TAs werden abgebrochen und ihre Auswirkungen auf die Datenbasis aufgehoben





Recovery

Phasen des Wiederanlaufs

Ermittle die Winner & Loser-Transaktionen:

1. w3[z], r3[x], r2[y], c3, w1[x],  c2, c1

2. w1[x], w1[x], w1[x], c1,  w3[x], c3, w2[y], a2


3. r2[z], w4[z], w2[x], r3[y], w2[y], c2,  r1[y], c4, c3, c1





Recovery

Phasen des Wiederanlaufs

Ermittle die Winner & Loser-Transaktionen:

1. w3[z], r3[x], r2[y], c3, w1[x],  c2, c1

2. w1[x], w1[x], w1[x], c1,  w3[x], c3, w2[y], a2

3. r2[z], w4[z], w2[x], r3[y], w2[y], c2,  r1[y], c4, c3, c1

Winner: TA3


Loser: TA1, TA2




Recovery

Phasen des Wiederanlaufs


Ermittle die Winner & Loser-Transaktionen:

1. w3[z], r3[x], r2[y], c3, w1[x],  c2, c1

Winner: TA3
Loser: TA1, TA2

2. w1[x], w1[x], w1[x], c1,  w3[x], c3, w2[y], a2

Winner: TA1
Loser: TA2, TA3


3. r2[z], w4[z], w2[x], r3[y], w2[y], c2,  r1[y], c4, c3, c1




Recovery

Phasen des Wiederanlaufs


Ermittle die Winner & Loser-Transaktionen:

1. w3[z], r3[x], r2[y], c3, w1[x],  c2, c1

Winner: TA3
Loser: TA1, TA2

2. w1[x], w1[x], w1[x], c1,  w3[x], c3, w2[y], a2

Winner: TA1
Loser: TA2, TA3

3. r2[z], w4[z], w2[x], r3[y], w2[y], c2,  r1[y], c4, c3, c1

Winner: TA2
Loser: TA1, TA3, TA4



Recovery

<LSN, TA, PageID, Redo, PrevLSN, UndoNxtLSN >

Initialwerte: A = 1000, B = 2000, C = 3000

Compensation Log Records

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A-=50,A+=50,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C+=100,C-=100,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B+=50,B-=50,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A-=100,A+=100,#4]
16		commit	[#8,T ₂ , commit ,#7]

Absturz

CLR:

<#4',T₂,P_C,C-=100,#4,#2 >
 <#2',T₂,-, -, #4',0 >



Recovery (R1)

<LSN, TA, PageID, Redo, PrevLSN, UndoNxtLSN >

Compensation Log Records

Schritt	T ₁	T ₂	Log
1	BOT		[#1,T ₁ , BOT ,0]
2	r(A, a ₁)		
3		BOT	[#2,T ₂ , BOT ,0]
4		r(C, c ₂)	
5	a ₁ := a ₁ - 50		
6	w(A, a ₁)		[#3,T ₁ ,P _A ,A-=50,A+=50,#1]
7		c ₂ := c ₂ + 100	
8		w(C, c ₂)	[#4,T ₂ ,P _C ,C+=100,C-=100,#2]
9	r(B, b ₁)		
10	b ₁ := b ₁ + 50		
11	w(B, b ₁)		[#5,T ₁ ,P _B ,B+=50,B-=50,#3]
12	commit		[#6,T ₁ , commit ,#5]
13		r(A, a ₂)	
14		a ₂ := a ₂ - 100	
15		w(A, a ₂)	[#7,T ₂ ,P _A ,A-=100,A+=100,#4]
16		abort	[#8,T ₂ , abort ,#7]

CLR:

<#7',T₂,P_A,A+=100,#7,#4 ><#4',T₂,P_C,C-=100,#7',#2 ><#2',T₂,—,—,#4',0>



Kapitel 11

Mehrbenutzersynchronisation



Mehrbenutzersynchronisation

Formale Definition einer Transaktion

Operationen einer Transaktion $TA T_i$

- BOT_i Beginn der Transaktion (Begin Of Transaction)
- $r_i(\mathbf{A})$ Lesen (Read) von Datenobjekt A
- $w_i(\mathbf{A})$ Schreiben (Write) von Datenobjekt A
- a_i Abbruch (Abort) der Transaktion
- c_i Festschreiben (Commit) der Transaktion

Mehrbenutzersynchronisation

Konfliktoperationen

In Konflikt stehende Operationen dürfen nicht parallel ausgeführt werden

Zwei Operationen stehen in Konflikt, wenn beide auf dem selben Datenobjekt arbeiten wollen und mindestens eine Operation schreibt

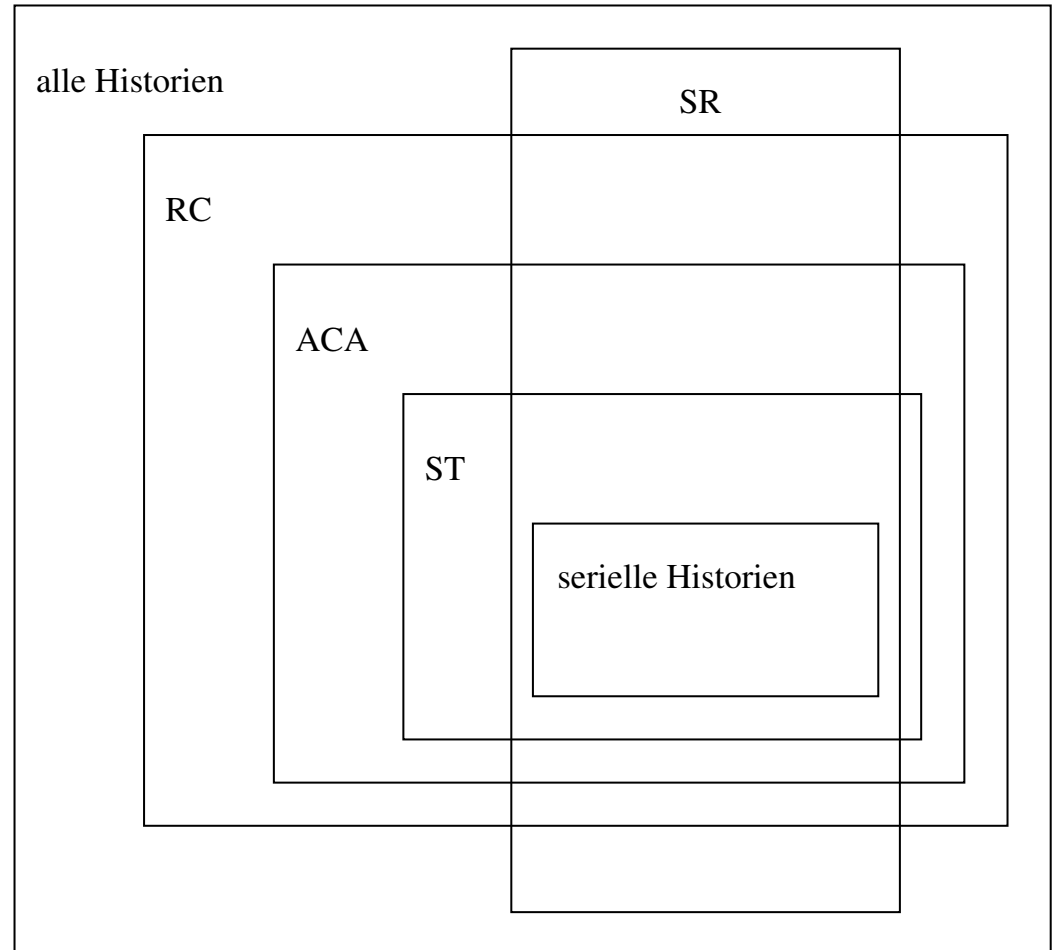
$T_j \backslash T_i$	$r_i[x]$	$w_i[x]$
$r_j[x]$	✓	✗
$w_j[x]$	✗	✗

✓ Kein Konflikt
✗ Konflikt

Mehrbenutzersynchronisation

Klassifikation von Historien

SR: serialisierbar
RC: rücksetzbar
ACA: vermeidet kaskadierendes Rücksetzen
ST: strikt
ST&SR: Seriell



Mehrbenutzersynchronisation

Klassifikation von Historien (Serialisierbar)

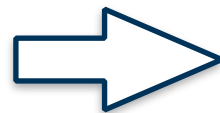
$r_2[y], r_1[y], w_2[y], C_2, r_3[x], w_1[x], r_3[y], C_3, C_1$

T₁		$r_1[y]$				$w_1[x]$			C_1
T₂	$r_2[y]$		$w_2[y]$	C_2					
T₃					$r_3[x]$		$r_3[y]$	C_3	

Serialisierbar: Serielle Reihenfolge der Ausführung möglich

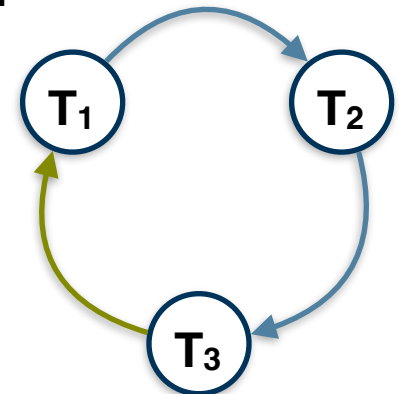
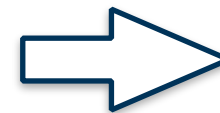
Konfliktoperationen

- $r_3[x] < w_1[x]$
- $r_1[y] < w_2[y]$
- $w_2[y] < r_3[y]$



Auswertungsreihenfolge

- 3 vor 1
- 1 vor 2
- 2 vor 3



TAs zyklisch voneinander abhängig => Nicht Serialisierbar

Mehrbenutzersynchronisation

Klassifikation von Historien (Rücksetzbar)

T₁		r ₁ [y]				w ₁ [x]			c ₁
T₂	r ₂ [y]		w ₂ [y]	c ₂					
T₃					r ₃ [x]		r ₃ [y]	c ₃	

Rücksetzbar: Schreiber von Daten muss vor Leser commiten

Konfliktoperationen

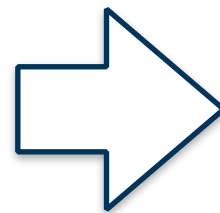
r₃[x] < w₁[x]

r₁[y] < w₂[y]

w₂[y] < r₃[y]

Commit-Reihenfolge

C₂ < C₃ < C₁



Gewünschte C-Reihenfolge

2 vor 3

Tatsächliche C-Reihenfolge

2 vor 3

Bedingung erfüllt => Rücksetzbar

Mehrbenutzersynchronisation

Klassifikation von Historien (ACA)

T₁		r ₁ [y]				w ₁ [x]			c ₁
T₂	r ₂ [y]		w ₂ [y]	c ₂					
T₃					r ₃ [x]		r ₃ [y]	c ₃	

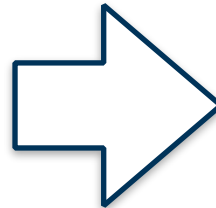
**Vermeidet kaskadierendes Rücksetzen:
Schreiber von Daten muss commiten bevor Daten gelesen werden**

Konfliktoperationen

~~r₃[x]~~ ← w₁[x]

r₁[y] ← w₂[y]

w₂[y] < r₃[y]



geforderte Reihenfolge

w₂[y] < c₂ < r₃[y]

Geforderte Reihenfolge wird eingehalten => ACA

Mehrbenutzersynchronisation

Klassifikation von Historien (Strikt)

T₁		r ₁ [y]				w ₁ [x]			c ₁
T₂	r ₂ [y]		w ₂ [y]	c ₂					
T₃					r ₃ [x]		r ₃ [y]	c ₃	

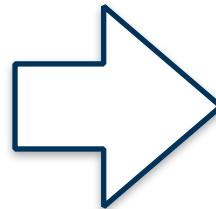
Strikt: Schreiber von Daten muss commiten bevor Daten gelesen oder geschrieben werden

Konfliktoperationen

$$r_3[x] \leftarrow w_1[x]$$

$$r_1[y] \leftarrow w_2[y]$$

$$w_2[y] < r_3[y]$$



geforderte Reihenfolge

$$w_2[y] < c_2 < r_3[y]$$

Geforderte Reihenfolge wird eingehalten => Strikt



Mehrbenutzersynchronisation

Online Tool



<https://transactions.db.in.tum.de>



Kapitel 12

Sicherheitsaspekte



Sicherheitsaspekte

Überblick

RSA

- Welche Schlüssel gibt es? Public and Private Key
- Verschlüsseln, Entschlüsseln, Signieren
- Formeln müssen nicht auswendig gelernt werden

SQL-Injection

- http://db.in.tum.de/~schuele/sql_verzeichnis.html
- SQL Befehle (INSERT, UPDATE, DELETE, DROP)
- SQL Syntax (FROM, WHERE, GROUP BY, ORDER, LIMIT, HAVING)

k-Anonymität

- Angriffsarten und Anfälligkeiten



Kapitel 15

Deduktive Datenbanken



Deduktive Datenbanken

Überblick

- Theorie (Wann ist ein Programm sicher bzw stratifizierbar?)
- **Datalog Programme verstehen und ergänzen**
- **Definition neuer Regeln**
- \neq , $=$, $!relation(\dots)$, $+$
- Einfache Regeln zu SQL übersetzen und zurück
- Rekursion
- Domänenkalkül zu Datalog übersetzen
- Keine Aggregationsfunktionen!

<http://souffle.db.in.tum.de/>



Deduktive Datenbanken

Regeln

Deklarationen:

```
.decl vorlesungen(VorlNr: number, Titel: symbol, SWS: number, PersNr: number)
.decl professoren(PersNr: number, Name: symbol, Rang: symbol, Raum: number)
.decl sokratesVL(Titel: symbol, SWS: symbol)
```

Basisrelationen:

```
vorlesungen(5001,"grundzuege",4,2137).
professoren(2125,"sokrates","c4",226).
```

Regelerzeugung und Join:

```
sokVL(T,S) :- vorlesungen(_,T,S,P), professoren(P,"sokrates",_,_), S>2.
```



Deduktive Datenbanken

Rekursion

Datenbasis: direkt(Start, Ziel, Linie)

Ziel: indirekt(Start, Ziel, Stops)

1. **Basisfall** => Fülle die Relation mit Anfangswerten

indirekt(Start, Ziel, Stops) :- direkt(Start, Ziel, _), Stops = 0.

2. **Rekursion** => Nutze die Relation selbst und erweitere sie

indirekt(Start, Ziel, StopsNeu) :-

indirekt(Start, Station, Stops),

direkt(Station, Ziel, _),

StopsNeu = Stops + 1.



Kapitel 16

Verteilte Datenbanksysteme



Verteilte Datenbanksysteme

Überblick

horizontale und vertikale Fragmentierung

- Korrektheit
- Rekonstruktion

	Vertikal	Horizontal
Fragmentieren	π Projektion	σ Selektion
Vereinigen	\bowtie Join	\cup Vereinigung

Quorum Consensus

- Lesequorum $Q_r(A)$, Schreibquorum $Q_w(A)$
- $2 * Q_w(A) > W(A)$
- $Q_r(A) + Q_w(A) > W(A)$



Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1
2
3
4
5
6
7
8
9

S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(x) = x \text{ mod } 10$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1
2 1
3
4
5
6
7
8
9

S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(2) = 2 \bmod 10 = 2$$

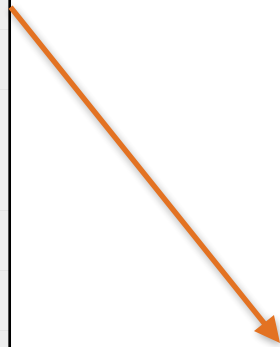
Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1
2 1
3
4
5
6
7 1
8
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(7) = 7 \bmod 10 = 7$$

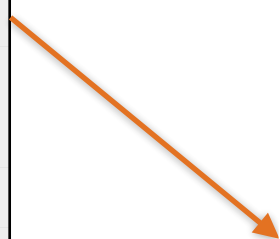
Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1
2 1
3
4
5
6 1
7 1
8
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(6) = 6 \bmod 10 = 6$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1
2 1
3
4
5
6 1
7 1
8
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(2) = 2 \bmod 10 = 2$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1
2 1
3
4
5
6 1
7 1
8 1
9

S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(8) = 8 \bmod 10 = 8$$

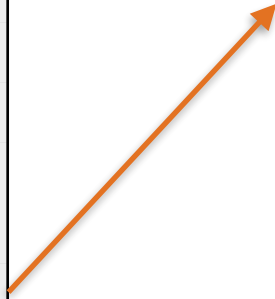
Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1 1
2 1
3
4
5
6 1
7 1
8 1
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(1) = 1 \bmod 10 = 1$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1 1
2 1
3
4
5
6 1
7 1
8 1
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(16) = 16 \bmod 10 = 6$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1 1
2 1
3
4
5
6 1
7 1
8 1
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(8) = 8 \bmod 10 = 8$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1 1
2 1
3
4
5
6 1
7 1
8 1
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(7) = 7 \bmod 10 = 7$$

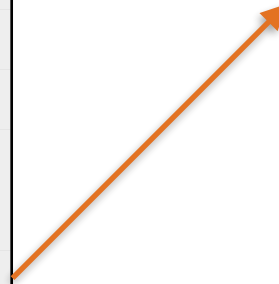
Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

1. Tabelle R mit $h(x)$ auf V mappen:

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0
1 1
2 1
3
4
5 1
6 1
7 1
8 1
9



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(5) = 5 \bmod 10 = 5$$



Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

2. Felder in V ohne hash-Treffer mit 0 füllen

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0 0
1 1
2 1
3 0
4 0
5 1
6 1
7 1
8 1
9 0

S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(x) = x \bmod 10$$



Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

3. Bitvektor V an S schicken

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0 0
1 1
2 1
3 0
4 0
5 1
6 1
7 1
8 1
9 0

S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(x) = x \bmod 10$$



Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0

S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(x) = x \text{ mod } 10$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(1) = 1 \bmod 10 = 1$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0



S	
Raum	Gebäude
1	IMETUM
2	MI Büro
4	Physik
6	MW
7	MI Raum
8	ERI
9	MI Bib
10	Physik
11	Chemie

$$h(2) = 2 \bmod 10 = 2$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0



S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6		MW
7		MI Raum
8		ERI
9		MI Bib
10		Physik
11		Chemie

$$h(4) = 4 \bmod 10 = 4$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7		MI Raum
8		ERI
9		MI Bib
10		Physik
11		Chemie



$$h(6) = 6 \bmod 10 = 6$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7	✓	MI Raum
8		ERI
9		MI Bib
10		Physik
11		Chemie

$$h(7) = 7 \bmod 10 = 7$$



Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0 0
1 1
2 1
3 0
4 0
5 1
6 1
7 1
8 1
9 0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7	✓	MI Raum
8	✓	ERI
9		MI Bib
10		Physik
11		Chemie

$$h(8) = 8 \bmod 10 = 8$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7	✓	MI Raum
8	✓	ERI
9	✗	MI Bib
10		Physik
11		Chemie

$$h(9) = 9 \bmod 10 = 9$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7	✓	MI Raum
8	✓	ERI
9	✗	MI Bib
10	✗	Physik
11		Chemie

$$h(10) = 10 \bmod 10 = 0$$

Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

4. S überprüft mit $h(x)$ den Bitvektor V

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V
0 0
1 1
2 1
3 0
4 0
5 1
6 1
7 1
8 1
9 0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7	✓	MI Raum
8	✓	ERI
9	✗	MI Bib
10	✗	Physik
11	✓	Chemie

False positive

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

$$h(11) = 11 \bmod 10 = 1$$



Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

5. Übermitteln der Treffer zur Station R

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7	✓	MI Raum
8	✓	ERI
9	✗	MI Bib
10	✗	Physik
11	✓	Chemie

$$h(x) = x \bmod 10$$



Verteilte Datenbanksysteme

Bloom-Filter

False positives werden übermittelt und von R beim Join verworfen.

False positive Rate
1/6

- ✓ Tupel wird zur Station mit R geschickt
- ✗ Tupel wird nicht übermittelt

R	
Pers	Raum
Max	2
Maada	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Greor	8
Thuv	7
Domi	5

V	
0	0
1	1
2	1
3	0
4	0
5	1
6	1
7	1
8	1
9	0

S		
Raum		Gebäude
1	✓	IMETUM
2	✓	MI Büro
4	✗	Physik
6	✓	MW
7	✓	MI Raum
8	✓	ERI
9	✗	MI Bib
10	✗	Physik
11	✓	Chemie

$$h(x) = x \bmod 10$$



Kapitel 17

Betriebliche Anwendungen



Betriebliche Anwendungen

Überblick

Apriori

- Frequent Itemsets bestimmen
- Konfidenz von Assoziationsregeln ableiten

Skyline

```
select MatrNr from Klausur k skyline of k.Vorbereitungszeit min, k.Note min
```

```
select MatrNr from Klausur k where not exists (  
  select * from klausur dom where  
    dom.Vorbereitungszeit <= k.Vorbereitungszeit and dom.Note <= k.Note and  
    (dom.Vorbereitungszeit < k.Vorbereitungszeit or dom.Note < k.Note)  
)
```

Threshold/NRA

- Ausführen und Verständnis der Algorithmen
- Unterschiede zwischen den Algorithmen



Betriebliche Anwendungen

Online Transaction Processing

- realisiert „operationale“ Tagesgeschäfte („mission-critical“)
- Charakterisierung
 - Hoher Parallelitätsgrad
 - Viele kurze TA (Tausende pro Sekunde)
 - begrenzte Datenmenge pro TA
 - operieren auf jüngstem, aktuell gültigem Zustand der DB
 - Hohe Verfügbarkeit muss gewährleistet sein
- Normalisierte Relationen (möglichst geringe Update-Kosten)
- Wenige Indexe (Fortschreibungskosten)

Online Analytical Processing

- zur strategischen Unternehmensplanung
- große Datenmengen
- greift häufig auch auf historische Daten zu
- ➔ gewährt Rückschlüsse auf Entwicklungen
- ➔ Bestandteil von Decision-Support-Systeme/Management-Informationssysteme



SQL

Window Functions

- Sehr vielseitig und geeignet für
 - Zeitliche Analysen
 - Rangbasierte Anfragen
 - Top-K
 - Gleitender Durchschnitt
 - Kumulative/Wachsende Summe
- Window Functions werden nach **GROUP BY** und vor **ORDER BY** ausgewertet



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Thuy	1	1
Anna	1	1
Domi	1	2
Tobi	2	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Anna	3	1
Domi	3	1
Thuy	4	3
Tobi	5	2
Domi	5	1
Anna	5	1
Tobi	6	2
Thuy	6	1

```
SELECT name, übung, (100.0*punkte)/  
       sum(punkte)  
       over (partition by übung) as prozent  
FROM erdb
```



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Thuy	1	1
Anna	1	1
Domi	1	2
Tobi	2	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Anna	3	1
Domi	3	1
Thuy	4	3
Tobi	5	2
Domi	5	1
Anna	5	1
Tobi	6	2
Thuy	6	1

```
SELECT name, übung, (100.0*punkte)/  
sum(punkte)  
over (partition by übung) as prozent  
FROM erdb
```

Ergebnis		
name	übung	prozent
Thuv	1	25.0
Anna	1	25.0
Domi	1	50.0
Tobi	2	50.0
Thuv	2	50.0
Thuy	3	50.0
Anna	3	25.0
Domi	3	25.0
Thuv	4	100.0
Tobi	5	50.0
Domi	5	25.0
Anna	5	25.0
Tobi	6	66.7
Thuv	6	33.3



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Anna	1	1
Anna	3	1
Anna	5	1
Domi	1	2
Domi	3	1
Domi	5	1
Thuy	1	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Thuy	4	3
Thuy	6	1
Tobi	2	1
Tobi	5	2
Tobi	6	2

```
SELECT name, übung, sum(punkte)
      over ( partition by name
            order by übung)
```

```
FROM erdb
```

Ergebnis		
name	übung	sum
Anna	1	1
Anna	3	2
Anna	5	3
Thuv	1	1
Thuv	2	2
Thuv	3	4
Thuv	4	7
Thuv	6	8
Domi	1	2
Domi	3	3
Domi	5	4
Tobi	2	1
Tobi	5	3
Tobi	6	5



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Anna	1	1
Anna	3	1
Anna	5	1
Domi	1	2
Domi	3	1
Domi	5	1
Thuy	1	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Thuy	4	3
Thuy	6	1
Tobi	2	1
Tobi	5	2
Tobi	6	2

```
SELECT name, übung, sum(punkte)
over ( partition by name
order by übung
range between unbounded
preceding and current row)
FROM erdb
```

Ergebnis		
name	übung	sum
Anna	1	1
Anna	3	2
Anna	5	3
Thuv	1	1
Thuv	2	2
Thuv	3	4
Thuv	4	7
Thuv	6	8
Domi	1	2
Domi	3	3
Domi	5	4
Tobi	2	1
Tobi	5	3
Tobi	6	5



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Anna	1	1
Anna	3	1
Anna	5	1
Domi	1	2
Domi	3	1
Domi	5	1
Thuy	1	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Thuy	4	3
Thuy	6	1
Tobi	2	1
Tobi	5	2
Tobi	6	2

```
SELECT name, übung, sum(punkte)
over (partition by name
order by übung
range between 1 preceding
and 1 following)
```

FROM erdb

Ergebnis		
name	übung	sum
Anna	1	1
Anna	3	1
Anna	5	1
Thuv	1	2
Thuv	2	4
Thuv	3	6
Thuv	4	5
Thuv	6	1
Domi	1	2
Domi	3	1
Domi	5	1
Tobi	2	1
Tobi	5	4
Tobi	6	4



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Anna	1	1
Anna	3	1
Anna	5	1
Domi	1	2
Domi	3	1
Domi	5	1
Thuy	1	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Thuy	4	3
Thuy	6	1
Tobi	2	1
Tobi	5	2
Tobi	6	2

```
SELECT name, übung, sum(punkte)
over (partition by name
order by übung
rows between 1 preceding
and 1 following)
```

FROM erdb

Ergebnis		
name	übung	sum
Anna	1	2
Anna	3	3
Anna	5	2
Thuv	1	2
Thuv	2	4
Thuv	3	6
Thuv	4	6
Thuv	6	4
Domi	1	3
Domi	3	4
Domi	5	2
Tobi	2	3
Tobi	5	5
Tobi	6	4



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Anna	1	1
Anna	3	1
Anna	5	1
Domi	1	2
Domi	3	1
Domi	5	1
Thuy	1	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Thuy	4	3
Thuy	6	1
Tobi	2	1
Tobi	5	2
Tobi	6	2

```
SELECT name, sum(punkte) as gesamt  
FROM erdb  
GROUP BY name  
ORDER BY gesamt desc
```

erdb nach group	
name	gesamt
Thuy	8
Tobi	5
Domi	4
Anna	3



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb nach group	
name	gesamt
Thuy	8
Tobi	5
Domi	4
Anna	3

```
SELECT name, gesamt,  
       rank() over (order by gesamt desc)  
FROM (  
  SELECT name, sum(punkte) as  
         gesamt  
  FROM erdb  
  GROUP BY name desc)
```

Ergebnis		
name	gesamt	rank
Thuy	8	1
Tobi	5	2
Domi	4	3
Anna	3	4



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb		
name	übung	punkte
Anna	1	1
Anna	3	1
Anna	5	1
Domi	1	2
Domi	3	1
Domi	5	1
Thuy	1	1
Thuy	2	1
Thuy	3	2
Thuy	4	3
Thuy	6	1
Tobi	2	1
Tobi	5	2
Tobi	6	2

```
SELECT name, sum(punkte) as gesamt
FROM erdb
GROUP BY name
ORDER BY gesamt desc
HAVING gesamt > 4
```

erdb nach having	
name	gesamt
Thuy	8
Tobi	5



Betriebliche Anwendungen

Window Funktionen

erdb nach group	
name	gesamt
Thuy	8
Tobi	5
Domi	4
Anna	3

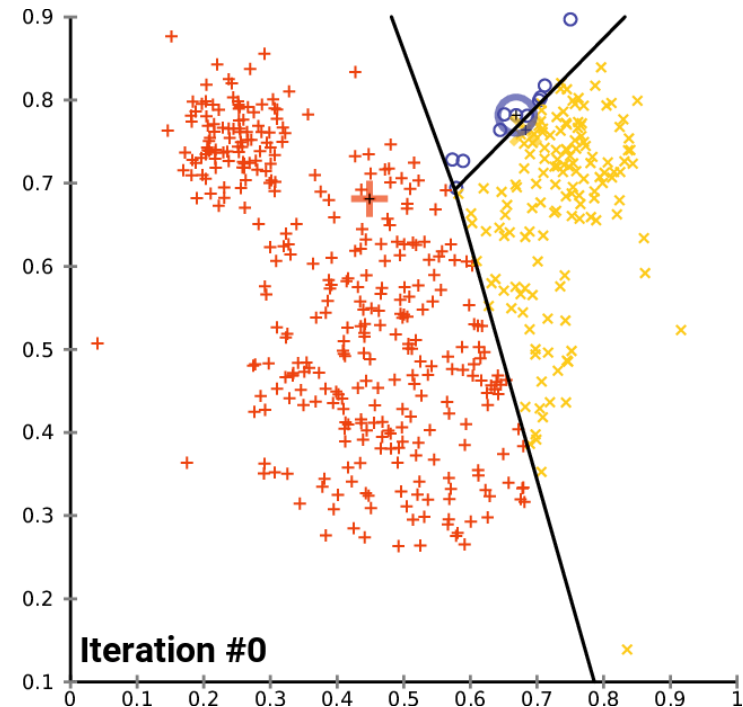
```
SELECT name,  
       lag(name) over(order by gesamt desc)  
       as mehr,  
       lead(name) over(order by gesamt desc)  
       as weniger  
FROM (  
  SELECT name, sum(punkte) as gesamt  
  FROM erdb  
  GROUP BY name desc)
```

Ergebnis		
name	mehr	weniger
Thuy	null	Tobi
Tobi	Thuy	Domi
Domi	Tobi	Anna
Anna	Domi	null

Clustering

K-Means

- Teilen von Datenpunkten in konvexe Cluster
- Minimiere die Summe der Abstände zu den Cluster Mittelpunkten
- Anzahl der Cluster von Nutzer bestimmt
- Auswahl der Startpunkte bietet viel Potenzial für Optimierung



https://commons.wikimedia.org/wiki/File:K-means_convergence.gif



Kapitel 17.2

Spark



Spark

Combine two DataFrames

- Join

"Berechne die Gesamtpunktzahl"

Weitwurf	
Vorname	Punkte
Max	2
Magda	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Gregor	8
Thuy	7
Domi	5

LongJump	
Name	Points
Magda	1
Tom	6
Alex	12
Julius	3
Anton	8
Maximilian	2
Thuy	9

- Union

"Finden Sie alle Teilnehmer"



Spark

Combine two DataFrames

- Join

```
val gesamtwertung = weitwurf
    .join(longjump,
          weitwurf("Vorname") === longjump("Name"),
          "inner")
    .select($"Vorname",
            ($"Punkte" + $"Points").as("Gesamtpunkte"))
```

- Union

"Finden Sie alle Teilnehmer"

Weitwurf	
Vorname	Punkte
Max	2
Magda	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Gregor	8
Thuy	7
Domi	5

LongJump	
Name	Points
Magda	1
Tom	6
Alex	12
Julius	3
Anton	8
Maximilian	2
Thuy	9



Spark

Combine two DataFrames

- Join

```
val gesamtwertung = weitwurf
    .join(longjump,
          weitwurf("Vorname") === longjump("Name"),
          "inner")
    .select($"Vorname",
            ($"Punkte" + $"Points").as("Gesamtpunkte"))
```

- Union

```
val teilnehmer = weitwurf
    .select($"vorname".as("name"))
    .union(longjump.select($"name"))
    .distinct()
```

Weitwurf	
Vorname	Punkte
Max	2
Magda	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Gregor	8
Thuy	7
Domi	5

LongJump	
Name	Points
Magda	1
Tom	6
Alex	12
Julius	3
Anton	8
Maximilian	2
Thuy	9



Spark

Combine two DataFrames

- Join

Weitwurf	
Vorname	Punkte
Max	2
Magda	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Gregor	8
Thuy	7
Domi	5

LongJump	
Name	Points
Magda	1
Tom	6
Alex	12
Julius	3
Anton	8
Maximilian	2
Thuy	9

Finden Sie für jeden Teilnehmer alle Konkurrenten die mehr Punkte beim Weitwurf erreicht haben als man selbst



Spark

Combine two DataFrames

Weitwurf	
Vorname	Punkte
Max	2
Magda	7
Tom	6
Alex	2
Julius	8
Kathi	1
Anna	16
Gregor	8
Thuy	7
Domi	5

LongJump	
Name	Points
Magda	1
Tom	6
Alex	12
Julius	3
Anton	8
Maximilian	2
Thuy	9

- Join

```
val konkurrenz = weitwurf.as("a")  
  .join(weitwurf.as("b"), $"a.vorname" != $"b.vorname")  
  .filter($"a.punkte" < $"b.punkte")
```

- Ergebnis anzeigen

```
konkurrenz.show()
```



Spark

SQL vs. Spark DataFrame API

SQL

```
with ordersOf1997 as (select * from orders
  where EXTRACT(YEAR FROM o_orderdate) = 1997),
  customerOrders as (select *
    from ordersOf1997, customer
    where c_custkey = o_custkey),
  mktSegmentOrders as (select count(o_orderkey) as orderCount
    from customerOrders
    group by c_mktsegment)
select * from mktSegmentOrders
```

Spark DataFrame API

```
val ordersOf1997 = orders.where(year($"o_orderdate") === 1997)
val customerOrders = ordersOf1997
  .join(customer, $"c_custkey" === $"o_custkey")
val mktSegmentOrders = customerOrders
  .groupBy($"c_mktsegment")
  .agg(count($"o_orderkey").as("orderCount"))
mktSegmentOrders.show()
```



Kapitel 18

Hauptspeicher-Datenbanken



Betriebliche Anwendungen

Überblick

Adaptive Radix Tree

- Finden von Schlüsseln
- Einfügen von Schlüsseln
- Verschiedene Knoten Typen

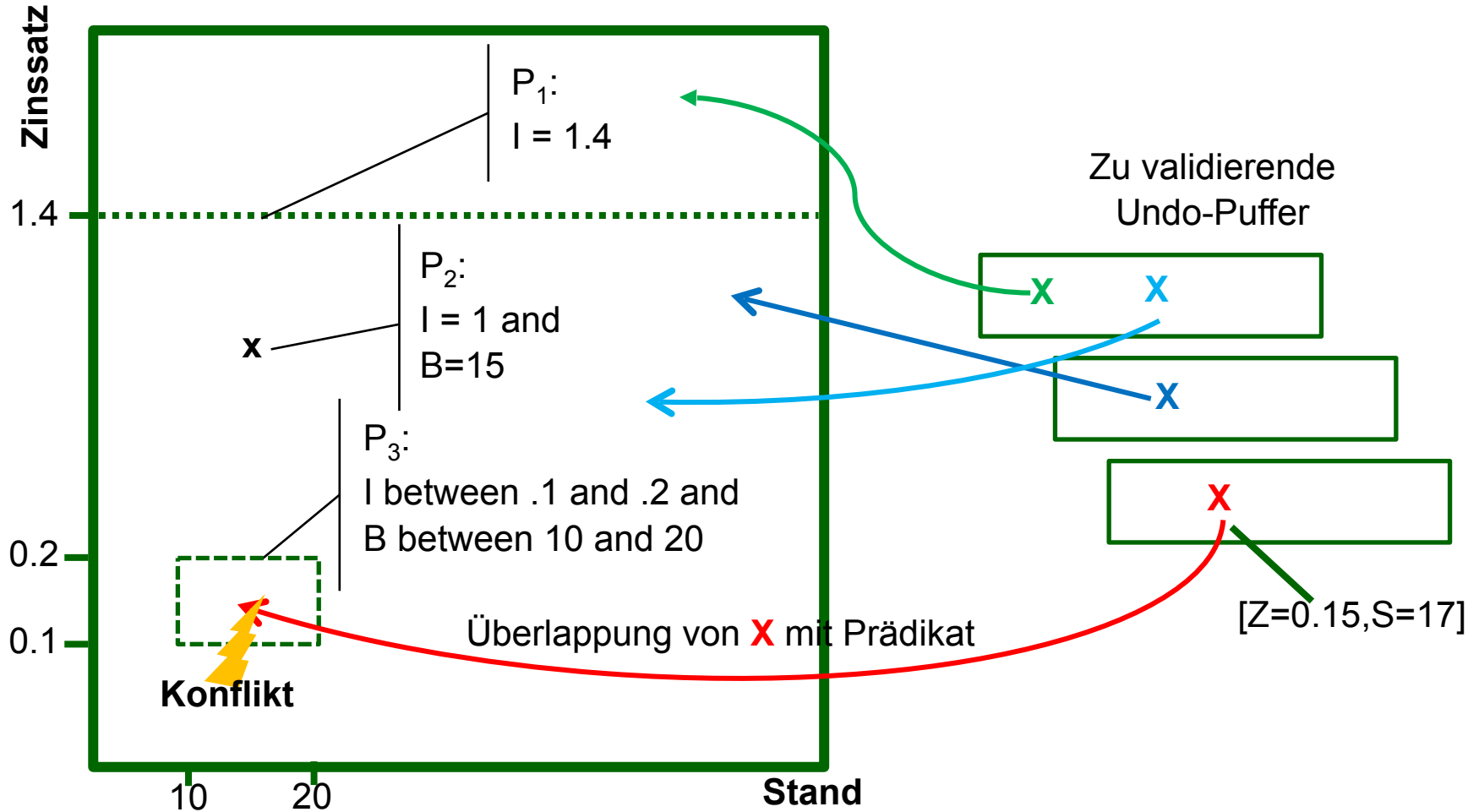
MVCC mit Precision Locking

- Lesende Anfragen sind **immer erlaubt**: kein Precision Locking
- Falls schreibende Anfrage: **Überlappender Prädikatbereich?**
- Falls ja, dann **BOT** und **commit-Reihenfolge** beachten

Betriebliche Anwendungen

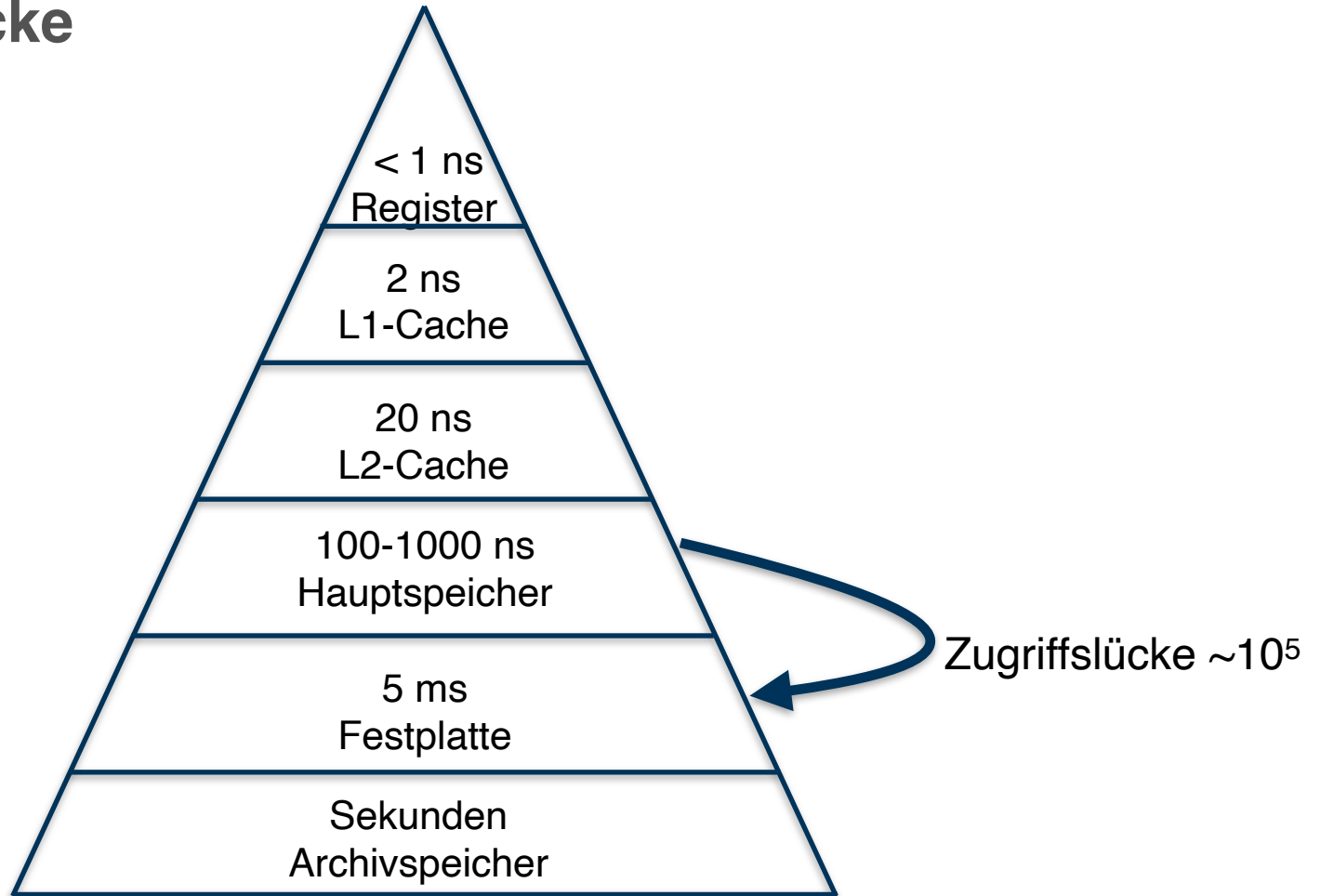
MVCC

Prädikatenraum (für 3 Prädikate)



Hauptspeicher-Datenbanken

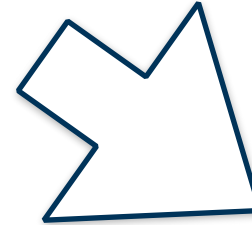
Zugriffslücke





Hauptspeicher-Datenbanken

Row- vs Column-Store

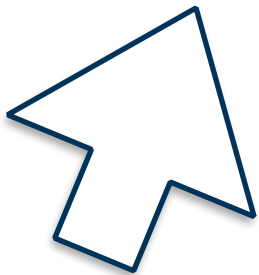


Column Store

Row Store

Name	MatrNr	Semester	Fach	Nebenfach
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	362101	10	Info	Mathe

Name	MatrNr	Semester	Fach	Nebenfach
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	362101	10	Info	Mathe

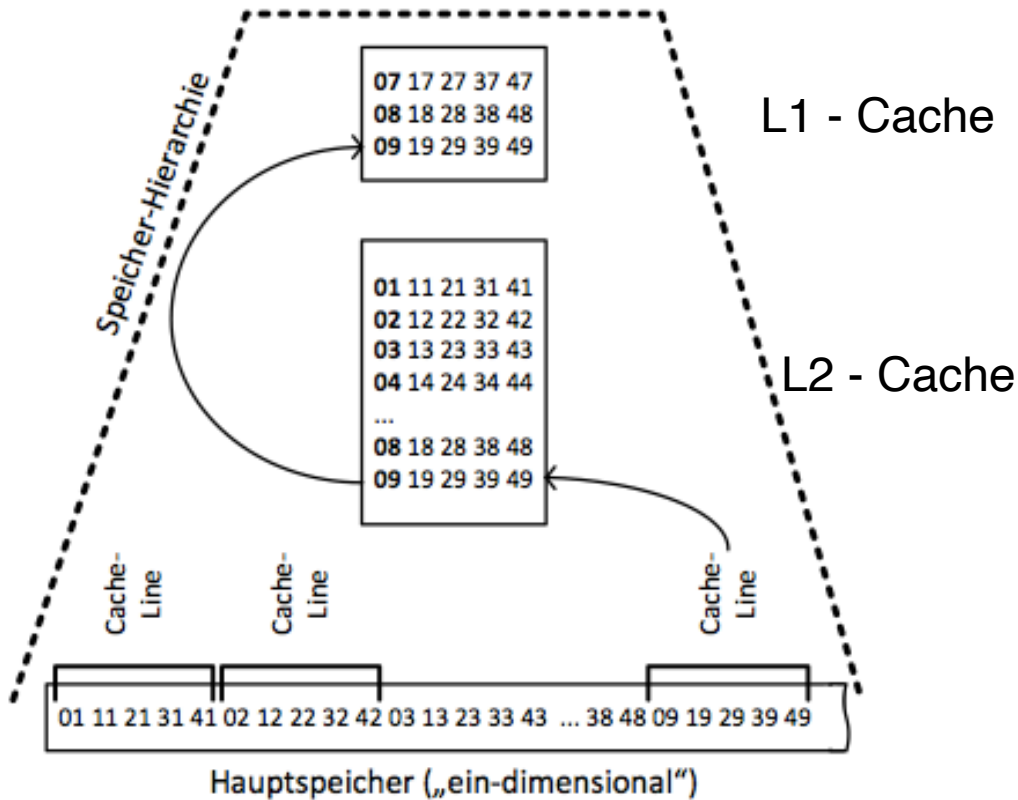




Hauptspeicher-Datenbanken

Row-Store

**select sum(A)
from R**

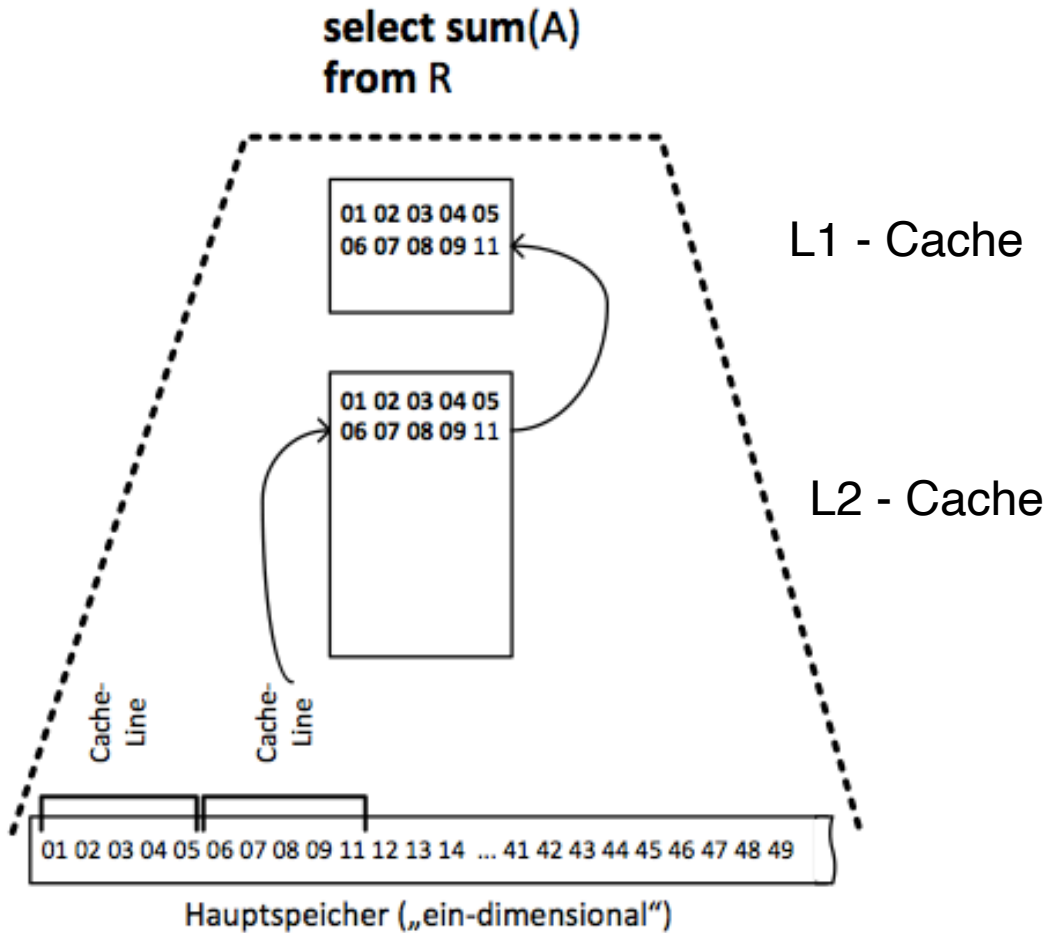


Speicherstruktur

A	B	C	D	E
01	11	21	31	41
02	12	22	32	42
03	13	23	33	43
04	14	24	34	44
05	15	25	35	45
06	16	26	36	46
07	17	27	37	47
08	18	28	38	48
09	19	29	39	49

Hauptspeicher-Datenbanken

Column-Store



Speicherstruktur

A				
01	B			
02	11	C	D	E
03	12	21	31	41
04	13	22	32	42
05	14	23	33	43
06	15	24	34	44
07	16	25	35	45
08	17	26	36	46
09	18	27	37	47
	19	28	38	48
		29	39	49

Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung. Für die MatrNr existiert ein Index.

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select *  
from Studenten;
```

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

select *
from Studenten;

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

RowStore:

$$1 \text{ Tupel: } 32\text{B} + 3\text{B} + 1\text{B} + 4\text{B} + 16\text{B} = 56\text{B}$$

$$\begin{aligned} \#Cachelines &= \lceil ISI * (56\text{Byte}/64\text{Byte}) \rceil \\ &= \lceil ISI * (7/8) \rceil \end{aligned}$$



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select *  
from Studenten;
```

ColumnStore:

$$\begin{aligned} \#Cachelines &= \lceil ISI \cdot (32B/64B) \rceil + \lceil ISI \cdot (3B/64B) \rceil + \\ &\quad \lceil ISI \cdot (1B/64B) \rceil + \lceil ISI \cdot (4B/64B) \rceil + \lceil ISI \cdot (16B/ \\ &\quad 64B) \rceil \\ &= \lceil ISI \cdot (32B+3B+1B+4B+16B)/64B \rceil \\ &= \lceil ISI \cdot 56B/64B \rceil \\ &= \lceil ISI \cdot 7/8 \rceil \end{aligned}$$

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select Name, MatrNr  
from Studenten  
where Semester = 10;
```

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select Name, MatrNr  
from Studenten  
where Semester = 10;
```

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

RowStore:

$$\begin{aligned}\#Cachelines &= \lceil ISI * (56\text{Byte}/64\text{Byte}) \rceil \\ &= \lceil ISI * (7/8) \rceil \\ &= \lceil ISI * 0,875 \rceil\end{aligned}$$



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select Name, MatrNr
from Studenten
where Semester = 10;
```

ColumnStore:

$$\begin{aligned} \#Cachelines &= \lceil ISI * 1B/64B \rceil + \lceil ISI * 32B/64B * \\ &\quad 1/10 \rceil + \lceil ISI * 3B/64B * 1/10 \rceil \\ &= \lceil ISI * (1B/64B + 32B/640B + 3B/640B) \rceil \\ &= \lceil ISI * (10B + 32B + 3B)/640B \rceil \\ &= \lceil ISI * 45/640 \rceil \\ &= \lceil ISI * 0,070 \rceil \end{aligned}$$

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

Schätzung der Selektivität von 1/10 ist unrealistisch, insbesondere die Folge das nur 1/10 der CLs gelesen werden. Erfüllt nur den Zweck eines Beispiels.

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select Name, MatrNr
from Studenten
where MatrNr = %;
```

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select Name, MatrNr  
from Studenten  
where MatrNr = %;
```

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

RowStore:

$$\#Cachelines = \lceil 56B/64B \rceil = 1$$

Hier wird der Index von MatrNr genutzt. Deshalb muss nur das Tupel mit der gesuchten MatrNr geladen werden. Dieser umfasst 1 Cacheline.



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

```
select Name, MatrNr  
from Studenten  
where MatrNr = %;
```

ColumnStore:

$$\#Cachelines = \lceil \frac{32B}{64B} \rceil + \lceil \frac{3B}{64B} \rceil = 2$$

Hier wird ebenfalls wieder der Index von MatrNr genutzt, sodass nur der Namen und die MatrNr des Tupels mit der gesuchten MatrNr aus den jeweiligen Tabellengeladen wird.

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

Insert into Studenten VALUES(...);

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

Insert into Studenten VALUES(...);

Row Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...				

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

RowStore:

$$\#Cachelines = \lceil 56B/64B \rceil = 1$$



Hauptspeicher-Datenbanken

Row vs Column Store

Insert into Studenten VALUES(...);

ColumnStore:

$$\#Cachelines = \lceil \frac{32B}{64B} \rceil + \lceil \frac{3B}{64B} \rceil + \lceil \frac{1B}{64B} \rceil + \lceil \frac{4B}{64B} \rceil + \lceil \frac{16B}{64B} \rceil = 5$$

Da jedes Attribut muss einzeln in die jeweilige Tabelle eingefügt werden.

Die Anzahl der Tupel in der Relation Studenten ist nicht bekannt, wir verwenden ISI als Abschätzung.

Für die MatrNr existiert ein Index. 1 B = 1 Byte (8Bit)

Column Store

Name (32Byte)	MatrNr (3Byte)	Semester (1 Byte)	Fach (4Byte)	Nebenfach (16 Byte)
Alex	362148	6	Info	Medizin
Max	362139	6	Info	Physik
David	361299	10	Info	MaschBau
Johannes	362033	8	Info	Mathe
Andre	262101	10	Info	Mathe
...

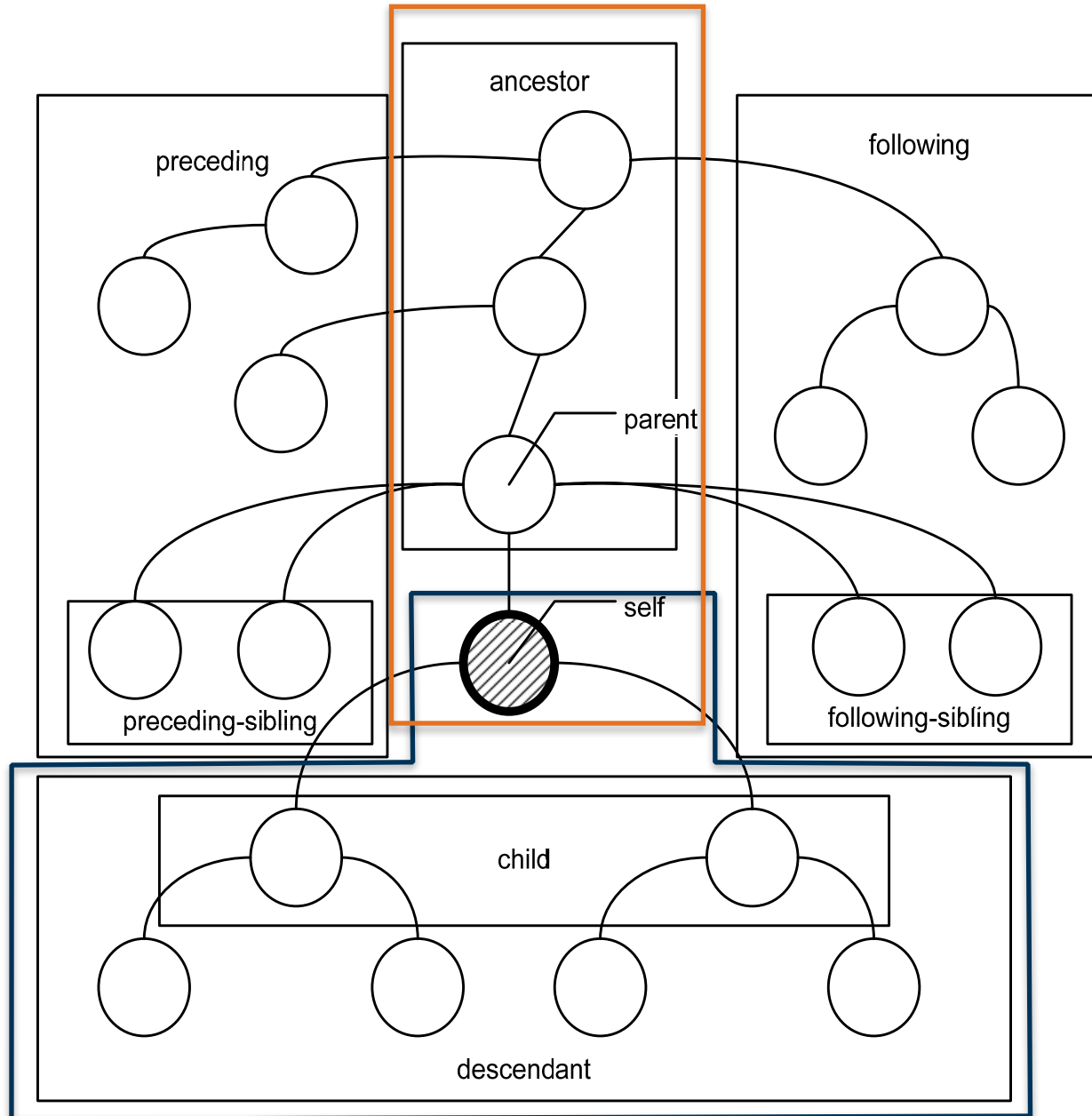


Kapitel 20

XML



XML XPath





XML

XPath

<i>Achse</i>	<i>Beschreibung</i>	<i>Abkürzung</i>
<i>self</i>	der Kontextknoten selbst	. (Punkt)
<i>child</i>	direkt untergeordnete Knoten (Kinder)	/
<i>parent</i>	der direkt übergeordnete Elternknoten	.. (2x Punkt)
<i>descendant</i>	untergeordnete Knoten (Nachfahren)	//
<i>attribute</i>	Attributknoten	/@



XML

XPath Prädikate

Eine beliebige Anzahl kann hintereinander gestellt werden
XPath-Ausdrücke + Funktionen dürfen enthalten sein:

- Knotenindex [i] => i-ter Knoten (Zählung beginnt mit 1)
- Arithmetische Operationen (+, -, *, /, mod)
- Vergleiche (<, >, <=, >=, !=, =)
- logische Operationen (and, or)
- Aggregatsfunktionen (min, max, count)

```
doc('uni2')//ProfessorIn[count(../Vorlesung)=3]
```



XML XQuery

Basiert auf XPath und kombiniert Ergebnisse der Anfragen

FLWOR-Syntax

For Schleifen

Let Variablen definieren

Where Selektieren

Order By Sortieren

Return Ergebnis als neues XML formatieren



XML

Überblick

- Grundkenntnisse XML-Dokumente lesen
- XPath: Achsen
- XQuery: FLWOR, Grundlegende Aggregatsfunktionen wie count()
- Syntax XML vs. JSON kennen



Kapitel 21

Big Data



Big Data Überblick

- TF-IDF-Werte für Wörter berechnen (log-Werte dürfen stehen bleiben)
- PageRank und HITS für Graphen berechnen
- Konvergenz von PageRank



Fragen

FAQs

Notenbonus gilt für Haupt- und Wiederholungsklausur
Notenbonus gilt nicht für nächstes Jahr

Taschenrechner ist **nicht erlaubt!**

Beide Klausuren werden gleich schwer, aber decken womöglich andere Bereiche ab.