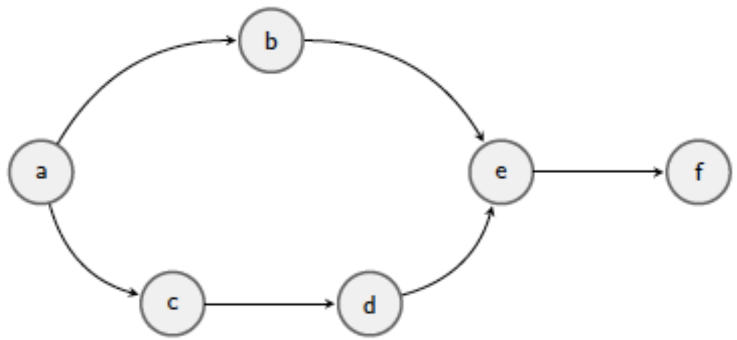
Transações clássicas[1]

Definição (1 - **Ordem parcial**)

Uma ordem parcial (irreflexiva) $<$ sobre um conjunto Σ é uma relação binária em $\Sigma \times \Sigma$ (ou seja, é um conjunto de pares ordenados), representada por $(\Sigma, <)$ satisfazendo as seguintes restrições:

- a ordem $<$ é transitiva: para todo $x, y, z \in \Sigma$, se $x < y$ e $y < z$ então $x < z$;
- a ordem $<$ é irreflexiva: para todo $x \in \Sigma$, $x \not< x$.



Grafo de ordem parcial transitivo (dirigido) e irreflexivo (acíclico)

[1] [Gray et al., 1975, VLDB] [Berstein et al, 1987] [Ferreira and Finger, 2000]

Transações clássicas

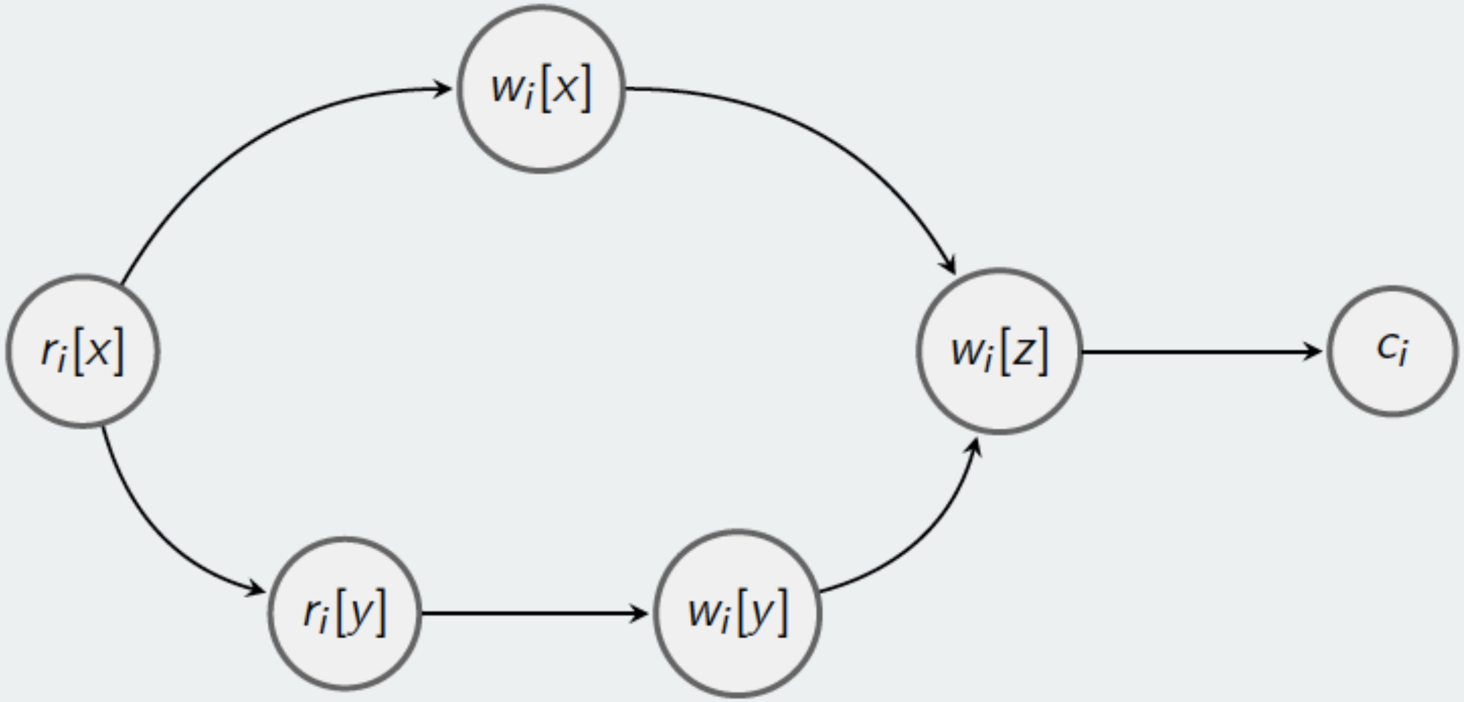
Definição (2 - Transação)

Uma transação $\mathcal{T}_i$ é uma ordem parcial com ordenação $<_i$ tal que:

- $\mathcal{T}_i \subseteq \{r_i[x], w_i[x] \mid x \text{ é um dado}\} \cup \{a_i, c_i\}$
  Ou seja, $\mathcal{T}_i$ é um conjunto finito composto apenas de operações de leitura, operações de escrita, e operações de terminação, a_i ou c_i;
- $\mathcal{T}_i$ possui uma e apenas uma operação de terminação:
  $c_i \in \mathcal{T}_i \iff a_i \notin \mathcal{T}_i$;
- a operação de terminação t_i é a última operação da transação:
  $p_i <_i t_i$ para toda operação p_i, $t_i = a_i$ ou $t_i = c_i$;
- se $r_i[x], w_i[x] \in \mathcal{T}_i$, então $r_i[x] <_i w_i[x]$ ou $w_i[x] <_i r_i[x]$ (operações sobre o mesmo dado devem estar ordenadas).

Transações clássicas

Exemplo ($\mathcal{T}_i$)



Transações clássicas

Definição (3 - Escalonamento completo)

Um escalonamento completo sobre o conjunto de transações $\{\mathcal{T}_1, \mathcal{T}_2, \ldots, \mathcal{T}_n\}$ é uma ordem parcial $(\mathcal{E}, <_\mathcal{E})$ tal que:

- $\mathcal{E} = \mathcal{T}_1 \cup \mathcal{T}_2 \cup \cdots \cup \mathcal{T}_n$;
- $<_\mathcal{E} \supseteq <_1 \cup <_2 \cup \cdots \cup <_n$; ou seja, a ordenação do escalonamento estende a ordenação das operações internas a cada transação;
- para cada par de operações conflitantes p_i e q_j, $p_i <_\mathcal{E} q_j$ ou $q_j <_\mathcal{E} p_i$.

Operações conflitantes de $\mathcal{T}_i$ e $\mathcal{T}_j$: $\{r_i, w_j\}$, $\{r_j, w_i\}$ e $\{w_i, w_j\}$

Transações clássicas

Definição (4 - Escalonamento serial)

Um escalonamento completo $\mathcal{E}$ é dito serial se, para cada par de transações $\mathcal{T}_i$, $\mathcal{T}_j$ em $\mathcal{E}$, todas as operações de $\mathcal{T}_i$ precedem todas as operações de $\mathcal{T}_j$ em $\mathcal{E}$, ou vice-versa.

$$\mathcal{E} = \mathcal{T}_i \cdot \mathcal{T}_j \text{ OU } \mathcal{E} = \mathcal{T}_j \cdot \mathcal{T}_i$$

$\mathtt{T}_1$

```
s := Lê(SALDO)
s := s + 100
Escreve(SALDO, s)
COMMIT1
```

$\mathcal{E} = \mathtt{T}_1 \cdot \mathtt{T}_2$

OU

$\mathcal{E} = \mathtt{T}_2 \cdot \mathtt{T}_1$

$\mathtt{T}_2$

```
s := Lê(SALDO)
s := s + 0,1*s
Escreve(SALDO, s)
COMMIT2
```

Escalonamento serial não é eficiente!

Transações clássicas

Definição (5 - Equivalência de escalonamentos)

Dois escalonamentos $\mathcal{E}$ e $\mathcal{E}'$ são equivalentes, $\mathcal{E} \equiv \mathcal{E}'$, se:

- tanto $\mathcal{E}$ quanto $\mathcal{E}'$ são definidos sobre o mesmo conjunto de transações e sobre as mesmas operações;
- ambos ordenam operações conflitantes de transações não abortadas (confirmadas ou ativas) igualmente. Ou seja, se p_i e q_j são operações conflitantes e $a_i \notin \mathcal{T}_i$, $a_j \notin \mathcal{T}_j$:

$$p_i <_{\mathcal{E}} q_j \iff p_i <_{\mathcal{E}'} q_j$$

Transações clássicas

Definição (6 - Escalonamento seriável)

Um escalonamento é dito seriável se a projeção confirmada de $\mathcal{E}$ é equivalente a um escalonamento serial. Ou seja, se existe um escalonamento serial $\mathcal{E}_s$ tal que $C(\mathcal{E}) \equiv \mathcal{E}_s$.

Transações clássicas

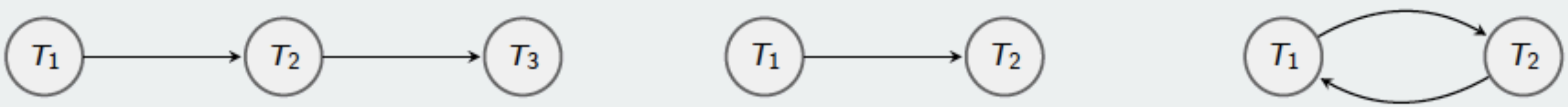
Felizmente existe uma forma bem fácil de se determinar se um dado escalonamento $\mathcal{E}$ é seriável ou não, que depende da construção do grafo de seriabilidade para o escalonamento $GS(\mathcal{E})$. O grafo $GS(\mathcal{E})$ é um grafo dirigido construído da seguinte maneira:

- os nós de $GS(\mathcal{E})$ são as transações confirmadas de $\mathcal{E}$;
- para cada par de operaçpes conflitantes p_i e q_j, tal que $p_i <_{\mathcal{E}} q_j$, adicionamos a aresta $T_i \rightarrow T_j$ a $GS(\mathcal{E})$.

Teorema (Condição de Seriabilidade)

Um escalonamento $\mathcal{E}$ é seriável se e somente se $GS(\mathcal{E})$ é acíclico.

Exemplos



Transações clássicas: um exemplo concreto

E_1

Esta operação foi perdida $\longrightarrow$

T_1	T_2
`s := L(SALDO)`	`s := L(SALDO)`
`s := s + 100`	`s := s + 0,1*s`
`E(SALDO, s)`	--
$\mathtt{COMMIT}_1$	--
--	`E(SALDO, s)`
--	$\mathtt{COMMIT}_2$

$s = 1.000$

$s_{\text{fim}} = 1.100$

E_1 não é seriável

E_2

T_1	T_2
`s := L(SALDO)`	--
`s := s + 100`	--
`E(SALDO,S)`	--
--	`s := L(SALDO)`
--	`s := s + 0,1*s`
$\mathtt{COMMIT}_1$	--
--	`E(SALDO,S)`
--	$\mathtt{COMMIT}_2$

$s = 1.000$

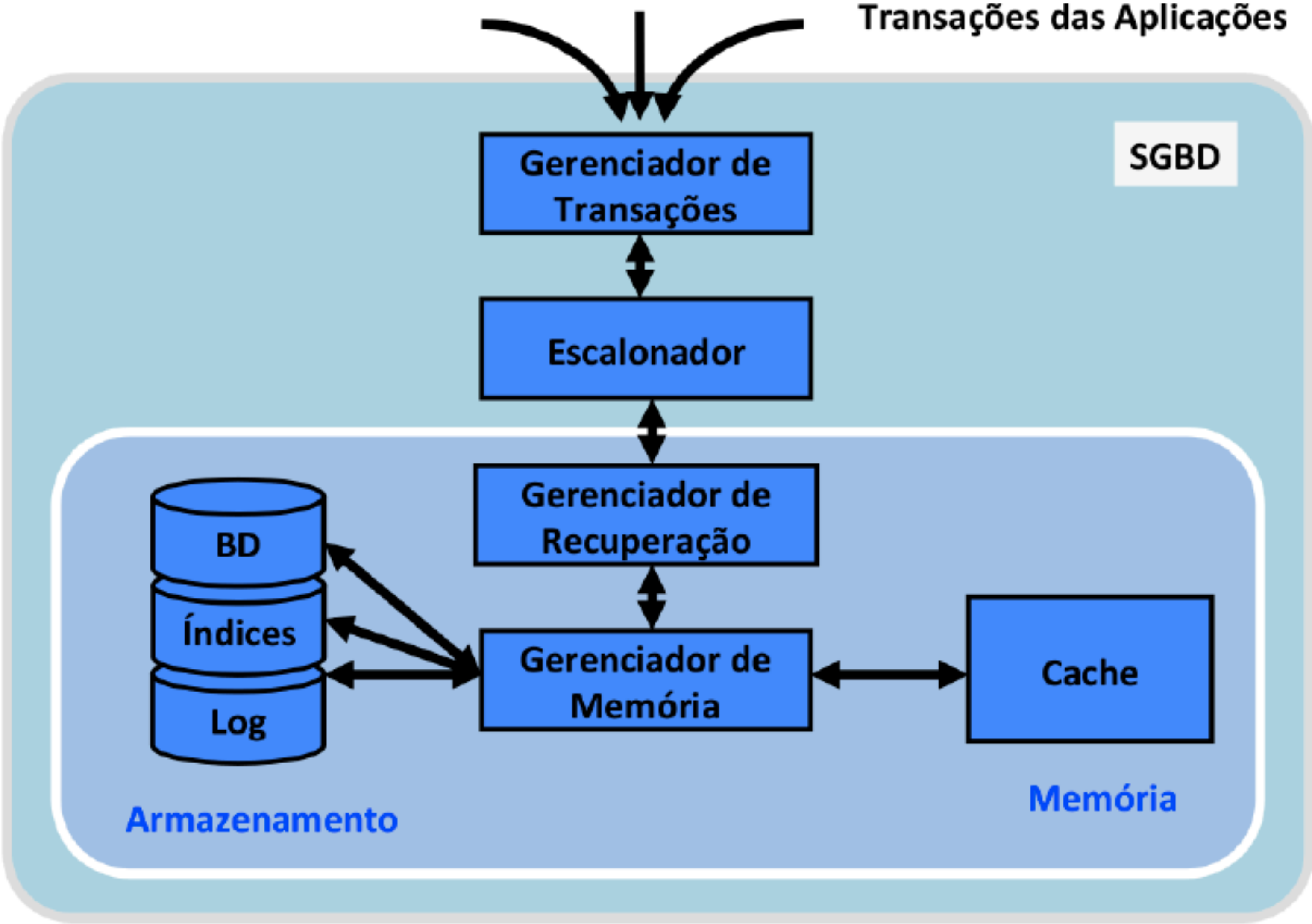
$s_{\text{fim}} = 1.210$

E_2 é seriável

Propriedades ACID

A	**tomicidade**	Deve garantir que as operações de uma transação sejam encapsuladas em uma unidade atômica de processamento.
C	**onsistência**	Deve garantir que a execução de uma transação leve o banco de dados de um estado consistente para outro estado consistente.
I	**solamento**	Deve garantir que as operações parciais de uma transação não sejam expostas para outras transações antes de sua finalização.
D	**urabilidade**	Deve garantir que as alterações de uma transação confirmada no banco de dados sejam permanentes.

Arcabouço computacional (SGBD)



Classic transactions

Proof: $\mathcal{E}$ is serializable $\Longleftarrow GS(\mathcal{E})$ is acyclic .

We need to find $\mathcal{E}_s \equiv \mathcal{E}$.
Since $GS(\mathcal{E})$ is acyclic, it can be topologically sorted.
Let $\mathcal{E}_s$ be a serial scheduling from a topological sort of $GS(\mathcal{E})$.
Given a couple of conflicting operations p_i, q_j, if $p_i <_{\mathcal{E}} q_j \Longrightarrow T_i \rightarrow T_j$ in $GS(\mathcal{E})$, and therefore any topological sort of $GS(\mathcal{E})$ respects the ordering, that is, $p_i <_{\mathcal{E}_s} q_j$.
On the other hand, If $p_i <_{\mathcal{E}_s} q_j \Longrightarrow T_i \rightarrow T_j$ in $GS(\mathcal{E})$
Since $GS(\mathcal{E})$ is acyclic, $\nexists\ T_j \rightarrow T_i \in GS(\mathcal{E})$. Thus $\mathcal{E}_s \equiv \mathcal{E}$. $\square$

Classic transactions

Proof: $\mathcal{E}$ is serializable $\implies GS(\mathcal{E})$ is acyclic .

If $\mathcal{E}$ is serializable then $\exists\ \mathcal{E}_s$ (a serial scheduling) such that $\mathcal{E} \equiv \mathcal{E}_s$.
Let $T_i \rightarrow T_j \in GS(\mathcal{E})$, $p_i <_{\mathcal{E}} q_j$.
$\mathcal{E}_s$ preserves the order of conflicting operations, $p_i <_{\mathcal{E}_s} q_j$ always when $T_i \rightarrow T_j \in GS(\mathcal{E})$.
Suppose there is a cycle in $GS(\mathcal{E}) : T_{i1} \rightarrow T_{i2} \rightarrow T_{i3} \rightarrow \cdots \rightarrow T_{ik} \rightarrow T_{i1}$.
Then, we should have $\mathcal{E}_s : T_{i1} \rightarrow T_{i2} \rightarrow T_{i3} \rightarrow \cdots \rightarrow T_{ik} \rightarrow T_{i1}$, which is a contradiction, given that $\mathcal{T}_{i1}$ occurs only once ($\mathcal{E}_s$ is a serial scheduling).
Thus, $GS(\mathcal{E})$ **is acyclic**. $\square$

Próximos passos: Ferreira et al., 2018, IEEE-BigData

Ferreira et al., (2018).
Integrating the University of São Paulo Security Mobile App to the Electronic Monitoring System.
IEEE-BigData 2018.