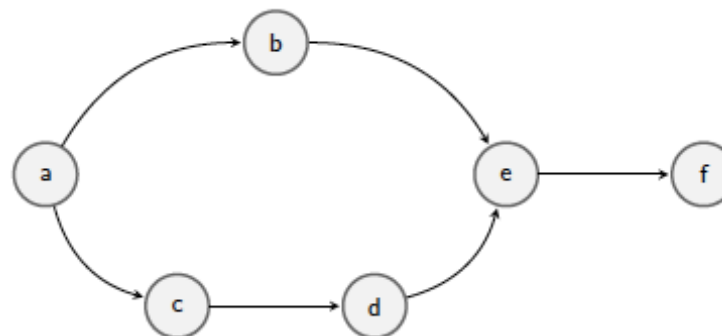


Definição (1 - **Ordem parcial**)

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)

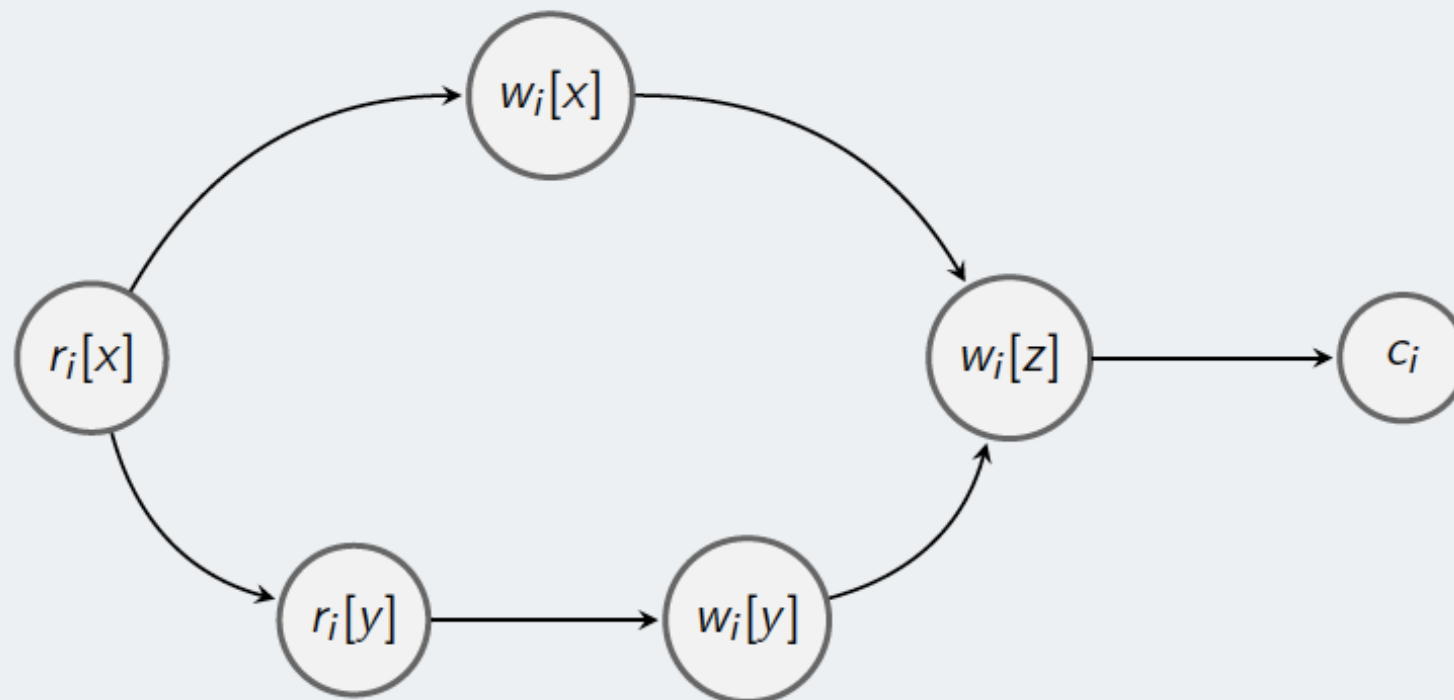
¹[Gray et al., 1975, VLDB] [Berstein et al, 1987] [Ferreira and Finger, 2000]

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).

Exemplo ($\mathcal{T}_i$)



Definição (3 - **Escalonamento completo**)

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

- $\mathcal{E} = \mathcal{T}_1 \cup \mathcal{T}_2 \cup \dots \cup \mathcal{T}_n$;
- $<_{\mathcal{E}} \supseteq <_1 \cup <_2 \cup \dots \cup <_n$; 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 $\{w_i, w_j\}$

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.

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

T_1		T_2
$s := \text{Lê}(\text{SALDO})$	$\mathcal{E} = T_1 \cdot T_2$	$s := \text{Lê}(\text{SALDO})$
$s := s + 100$	OU	$s := s + 0,1*s$
$\text{Escreve}(\text{SALDO}, s)$	$\mathcal{E} = T_2 \cdot T_1$	$\text{Escreve}(\text{SALDO}, s)$
COMMIT_1		COMMIT_2

Escalonamento serial não é eficiente!

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 $a_i \notin \mathcal{T}_i$, $a_j \notin \mathcal{T}_j$:

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

Definição (6 - **Escalaonamento 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 $C(\mathcal{E}) \equiv \mathcal{E}_s$.

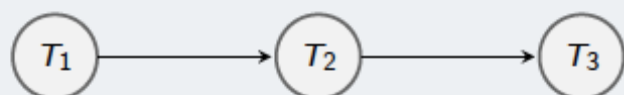
Felizmente existe uma forma bem fácil de se determinar se um dado escalonamento $\mathcal{E}$ é seriável ou não, que depende da construção do grafo de seriabilidade para o escalonamento $GS(\mathcal{E})$. O grafo $GS(\mathcal{E})$ é um grafo dirigido construído da seguinte maneira:

- os nós de $GS(\mathcal{E})$ são as transações confirmadas de $\mathcal{E}$;
- para cada par de operações 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	
T_1	T_2
$s := L(SALDO)$	$s := L(SALDO)$
$s := s + 100$	$s := s + 0,1*s$
$E(SALDO, s)$	--
$COMMIT_1$	--
--	$E(SALDO, s)$
--	$COMMIT_2$

Esta
operação
foi perdida
→

$s = 1.000$
 $s_{fim} = 1.100$
 E_1 não é seriável

E_2	
T_1	T_2
$s := L(SALDO)$	--
$s := s + 100$	--
$E(SALDO, s)$	--
--	$s := L(SALDO)$
--	$s := s + 0,1*s$
$COMMIT_1$	--
--	$E(SALDO, s)$
--	$COMMIT_2$

$s = 1.000$
 $s_{fim} = 1.210$
 E_2 é seriável

Atomicidade

Deve garantir que as operações de uma transação sejam encapsuladas em uma unidade atômica de processamento.

Consistência

Deve garantir que a execução de uma transação leve o banco de dados de um estado consistente para outro estado consistente.

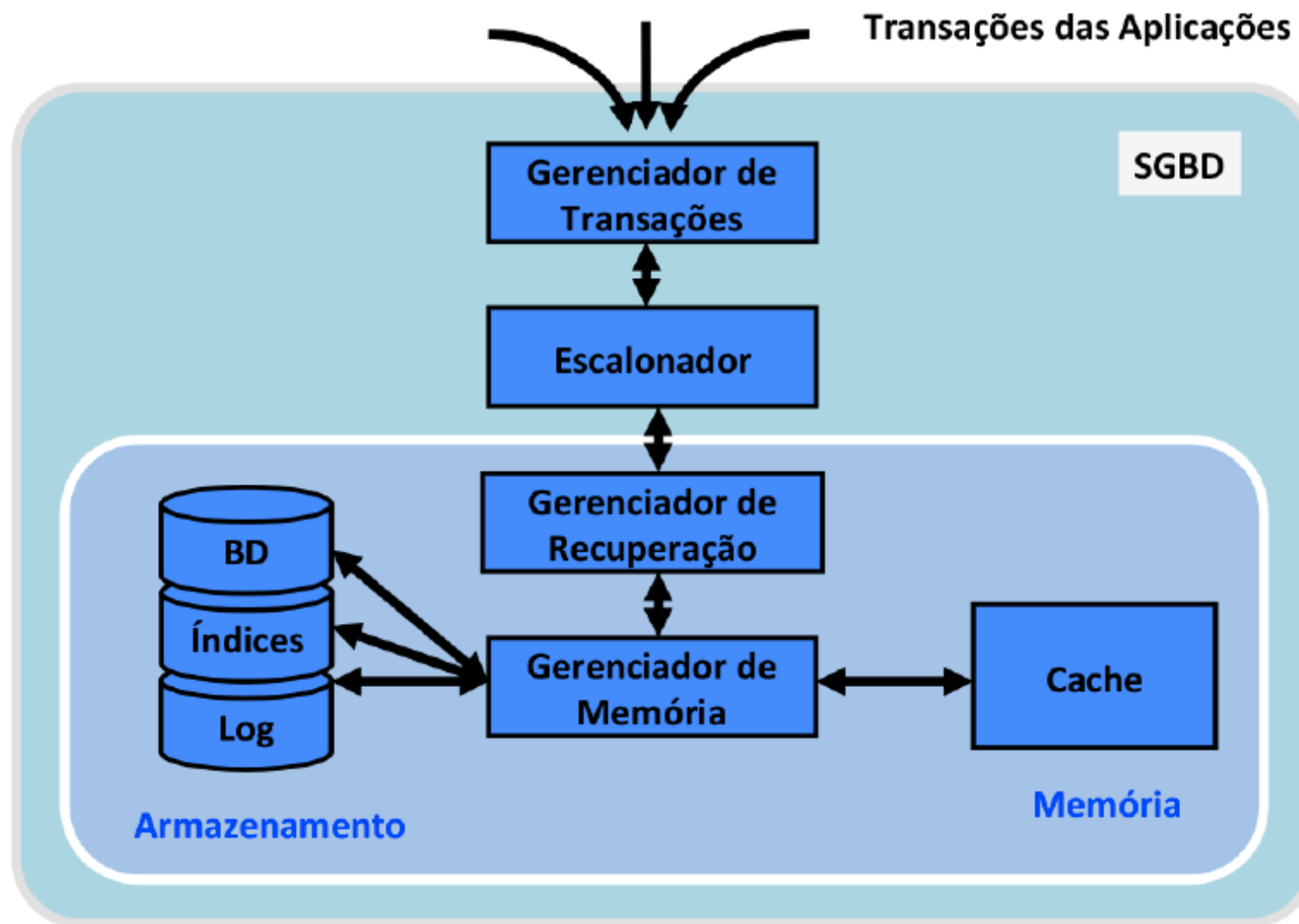
Isolamento

Deve garantir que as operações parciais de uma transação não sejam expostas para outras transações antes de sua finalização.

Durabilidade

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 $\iff GS(\mathcal{E})$ 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 $p_i <_{\mathcal{E}} q_j \implies T_i \rightarrow T_j$ 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 $p_i <_{\mathcal{E}_s} q_j \implies T_i \rightarrow T_j$ in $GS(\mathcal{E})$

Since $GS(\mathcal{E})$ is acyclic, $\nexists T_j \rightarrow T_i \in GS(\mathcal{E})$. Thus $\mathcal{E}_s \equiv \mathcal{E}$. □

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 $T_i \rightarrow T_j \in GS(\mathcal{E})$, $p_i <_{\mathcal{E}} q_j$.

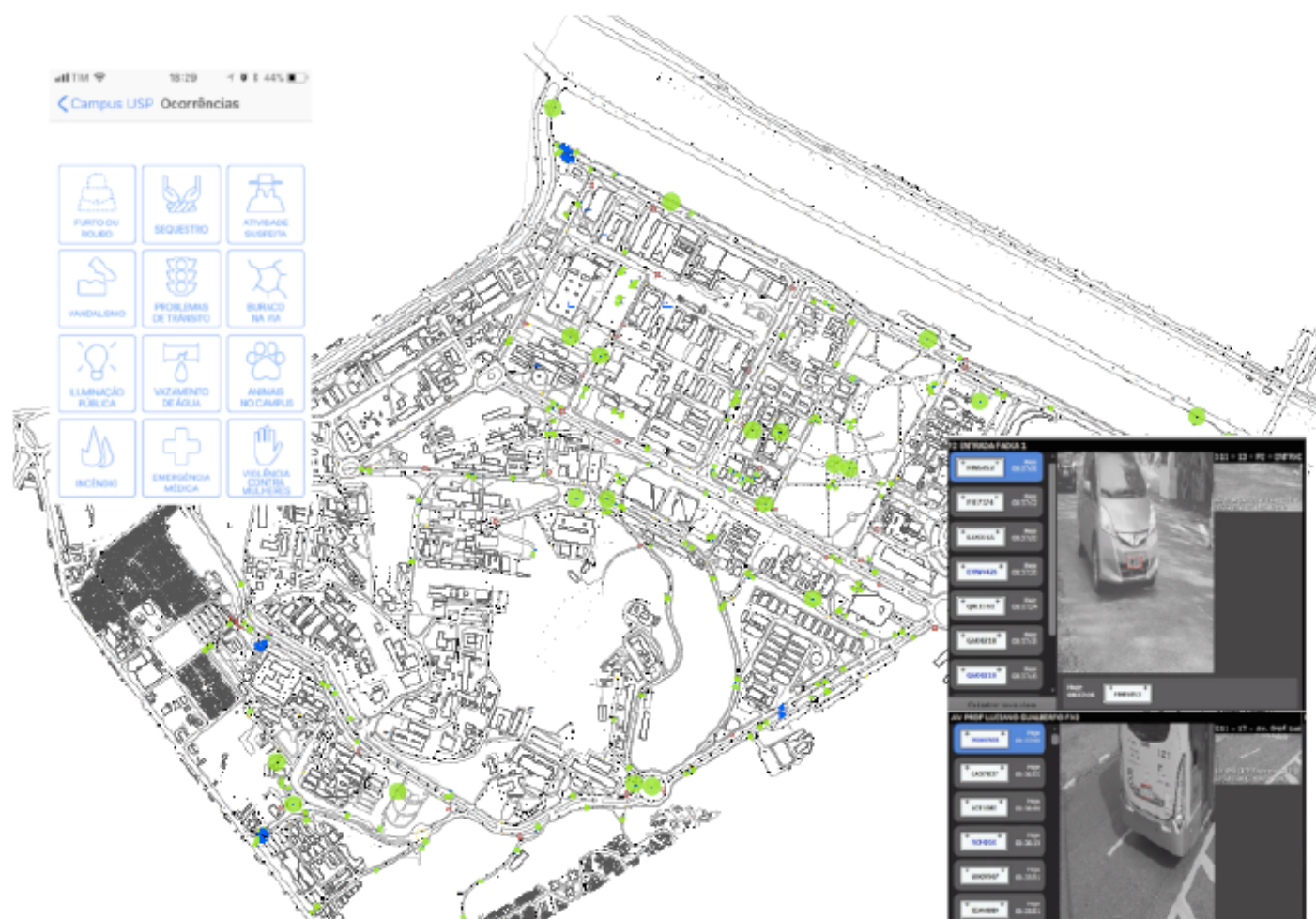
$\mathcal{E}_s$ preserves the order of conflicting operations, $p_i <_{\mathcal{E}_s} q_j$ always when $T_i \rightarrow T_j \in GS(\mathcal{E})$.

Suppose there is a cycle in $GS(\mathcal{E})$: $T_{i1} \rightarrow T_{i2} \rightarrow T_{i3} \rightarrow \dots \rightarrow T_{ik} \rightarrow T_{i1}$.

Then, we should have $\mathcal{E}_s$: $T_{i1} \rightarrow T_{i2} \rightarrow T_{i3} \rightarrow \dots \rightarrow T_{ik} \rightarrow T_{i1}$, which is a contradiction, given that T_{i1} occurs only once ($\mathcal{E}_s$ is a serial scheduling).

Thus, $GS(\mathcal{E})$ is **acyclic**. □

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.