

perdita agg:

$t_1$	$t_2$
bot	
$r(x)$	
$x+1$	
	bot
	$r(x)$
	$x+1$
	$w(x)$
	commit
$w(x)$	
commit	

lettura sporca:

$t_1$	$t_2$
bot	
$r(x)$	
$x+1$	
$w(x)$	
	bot
	$r(x)$
	$x+1$
	$w(x)$
	commit
abort	

lettura incons:

$t_1$	$t_2$
bot	
$r(x)$	bot
	$\vdots$
	$x+1$
	$w(x)$
	$\vdots$
	commit
$r(x)$	
commit	

agg. fantasma:

$t_1$	$t_2$
bot	
$r_1(x)$	
$S = 50$	
$r_1(y)$	
$S = 70$	bot
	$r_2(z)$
	$r_2(y)$
	$z - 10$
	$y + 10$
	$w_2(z)$
	$w_2(y)$
	commit
$r_1(z)$	
$S = 90$	
commit	

noi abbiamo che  $x+y+z=100$ 

inserimento fantasma:

Se consideriamo una transazione che calcola un valore AGGREGATO due volte e tra la prima e la seconda volta viene inserito un nuovo elemento che soddisfa il predicato di selezione allora il valore aggregato può essere diverso

### 1.3

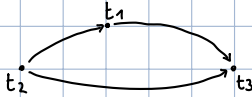
$S_1 : r_1(x), r_2(x), w_2(z), w_1(z), r_3(z), w_2(y), r_1(y), w_3(z), w_1(y);$

$S_1$ : VSR: legge =  $\{ (w_2(y), r_1(y)), (w_1(z), r_3(z)) \}$   
 ultima scrittura =  $\{ w_1(y), w_3(z) \}$

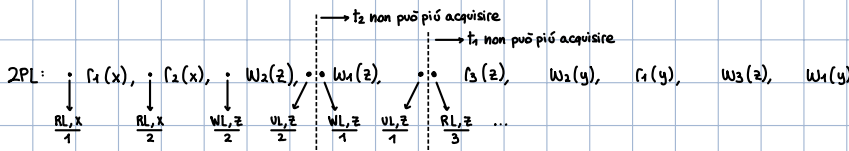
PER DEDURRE leggi da dx verso sx e cerca coppie R-W e W-W sulla stessa variabile

$\Rightarrow t_2 < t_1 < t_3 \rightarrow r_2(x) w_2(z) w_2(y) r_1(x) w_1(z) r_1(y) w_1(y) r_3(z) w_3(z) \bar{E} \text{ SERIALE} \Rightarrow S_1 \in \text{VSR}$

CSR:



$\bar{E} \text{ ACICLICO} \Rightarrow S_1 \in \text{CSR}$



non è in 2PL perché T1 acquisisce di nuovo la risorsa (dopo aver rilasciato)

$S_2 : r_1(z), r_2(x), w_3(x), w_1(z), r_3(z), r_2(z), r_3(y), w_2(z), w_3(y), r_2(y).$

$S_2$ : VSR: legge =  $\{ (w_1(z), r_3(z)), (w_1(z), r_2(z)), (w_3(y), r_2(y)) \}$   
 ultima scrittura =  $\{ \}$

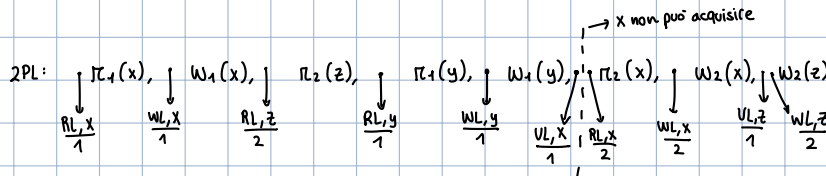
dato che  $\{ r_2(x), w_3(x) \} \notin \text{legge} \Rightarrow t_2 < t_3 \Rightarrow \text{ASSURDO}$

$S_2 \notin \text{VSR}$

### ESAME 3.07.17

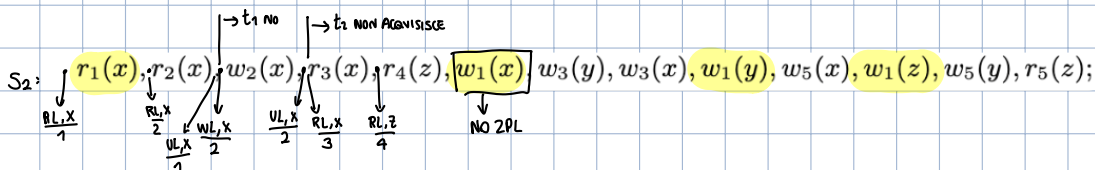
4.

$S_1 : r_1(x), w_1(x), r_2(z), r_1(y), w_1(y), r_2(x), w_2(x), w_2(z)$



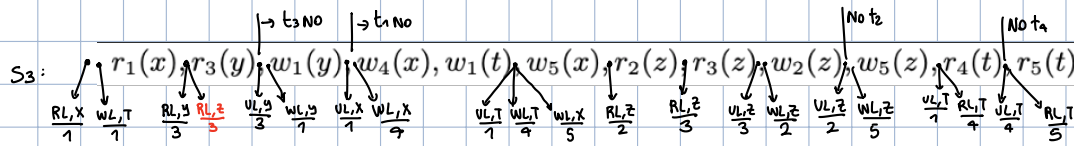
$\Rightarrow \bar{E}$  in 2PL e anche in 2PL stretto perché  $\frac{VL,z}{1}$  si può anticipare a quando fa  $\frac{VL,x}{1}$

TIMESTAMP: RTM(x) = 2 RTM(y) = 1 RTM(z) = 2  $\Rightarrow S_1 \in \text{TIMESTAMP}$   
 WTM(x) = 2 WTM(y) = 1 WTM(z) = 2



2PL:  $S_2 \neq 2PL$  e quindi neanche 2PL stretto

TIMESTAMP:  $WTM(x) = 2$   $WTM(z) = 4$   $WTM(y) =$  No perché  $W_1(x)$  e  $1 < WTM(x) = 2 \Rightarrow \neq$  TIMESTAMP  
 $RTM(x) = 3$   $RTM(z) =$   $RTM(y) =$



2PL: sì, ma non 2PL stretto perché  $t_1$  non rilascia assieme le sue risorse

TIMESTAMP:  $WTM(x) =$   $WTM(z) =$   $WTM(y) =$  No perché  $(r_3(y), w_1(y))$   
 $RTM(x) = 1$   $RTM(z) =$   $RTM(y) = 3$

Se anticipi i lock di solito NON È 2PL stretto