1 Serializabilidad / Recuperabilidad de Historias

1.1 Dada la siguiente historia (schedule) que es conflicto-serializable transformarla en una historia serial mediante una secuencia de intercambios no conflictivos de acciones adyacentes.

H1 = r1(A); w1(A); r2(A); w2(A); r1(B); w1(B); r2(B); w2(B);

T1	T2
r1(A)	
w1(A)	
	r2(A)
	w2(A)
r1(B)	
w1(B)	
	r2(B)
	w2(B)

Orden serial: T1 → T3 es esto lo que pide??

1.2. Dadas las siguientes historias (schedules):

H1 = r1(X); r4(Y); w1(X); w4(X); r3(X); **c1**; w4(Y); w3(Y); w4(Z); **c4**; w3(X); **c3**.
H2 = r1(X); w2(X); r1(Y); w1(X); w1(Y); **c1**; r2(Z); w2(Y); **c2**.
H3 = w1(X); w2(X); w2(Y); **c2**; w1(Y); **c1**; w3(X); w3(Y); **c3.**
H4 = w2(X); r1(X); r2(Z); r1(Y); w2(Y); w1(Y); **c2**; w1(X); **c1**.
H5 = r1(X); r4(Y); r3(X); w1(X); w4(Y); w3(X); **c1**; w3(Y); w4(Z); **c3**; W4(X); **c4**.

(a) Indicar para cada una si es NoRC, RC, ACA o ST.
(b) Indicar cuales podrían producir un dirty read o un lost update.

Historia Recuperable RC

Una historia H es **RC** si siempre que una transacción T_i lee de T_j con $i \neq j$ en H y $c_i \in H$ entonces $c_j < c_i$.
Intuitivamente una historia es recuperable si una transacción realiza commit sólo después de que hicieron commit todas las transacciones de las cuales lee.

Avoids Cascading Aborts ACA

Una historia H es **ACA** si siempre que una transacción T_i lee X de T_j con $i \neq j$ en H entonces $c_j < r_i(X)$.
Lee sólo valores de transacciones que ya hicieron *commit*

Stricta ST

Una historia H es **ST** si siempre que $w_j(X) < o_i(X)$ con $i \neq j$ entonces $a_j < o_i(X)$ o $c_j < o_i(X)$ siendo $o_i(X)$ igual a $r_i(X)$ o a $w_i(X)$
Es decir no se puede leer ni escribir un ítem hasta que la transacción que lo escribió previamente haya hecho *commit* o *abort*.

H1 = r1(X); r4(Y); w1(X); w4(X); r3(X); **c1**; w4(Y); w3(Y); w4(Z); **c4**; w3(X); **c3**.

No es Stricta, ej: w1(X) < w4(X), pero antes de w4 no hay c1 ni a1.
No es ACA, ej: w4(X) < r3(X), pero antes de r3 no hay c4
Parece que es RC, r3(X) se lee de 1 y 4, y tenemos c1 < c4 < c3. Los otros reads no tienen una ti previa.

Podría producirse lost update por la secuencia r1(X), w1(X), w4(X).

H2 = r1(X); w2(X); r1(Y); w1(X); w1(Y); **c1**; r2(Z); w2(Y); **c2**.

No es stricta, ej: w2(x) < w1(x), pero antes de w1(X) no hay c2.
Parece que es ACA, las lecturas no tienen una transacción previa de la cual leer.

Podría producirse lost update por la secuencia r1(X), w2(X), w1(X)

H3 = w1(X); w2(X); w2(Y); **c2**; w1(Y); **c1**; w3(X); w3(Y); **c3.**

No es ST, se tiene w1(X) < w2(X), sin un c1 ni a1 entre ambas.
Parece que es ACA, no hay lecturas,

Podría producirse lost update por la secuencia de writes sin lecturas (??).

H4 = w2(X); r1(X); r2(Z); r1(Y); w2(Y); w1(Y); **c2**; w1(X); **c1**.

No es ST, se tiene w2(X) < r1(X), sin c2 ni a2 en el medio.
No es ACA, se tiene w2(X) < r1(X), sin c2 ni a2 en el medio.
Parece ser RC, c2 < c1 y la lectura r1(Y) no tiene transacción previa

Podría producirse lost update por la secuencia r1(Y), w2(Y), w1(Y)

H5 = r1(X); r4(Y); r3(X); w1(X); w4(Y); w3(X); **c1**; w3(Y); w4(Z); **c3**; W4(X); **c4**.

No es ST: w1(X) < w3(X)
Parece ser ACA.

Podría producirse lost update por la secuencia r1(X), r3(X), w1(X), w3(X)

Y CUALES PUEDEN TENER DIRTY READ? ES SI FALLA EL COMMIT?

1.3. Clasificar según recuperabilidad las siguientes historias:

H1 = r1(X); r2(Z); r1(Z); r3(X); r3(Y); w1(X); **c1**; w3(Y); **c3**; r2(Y); w2(Z); w2(Y); **c2**.

H1 es stricta, (y por lo tanto ACA y RC)

H2 = r1(X); r2(Z); r1(Z); r3(X); r3(Y); w1(X); w3(Y); r2(Y); w2(Z); w2(Y); **c1; c2; c3**.

H2 no es ST y tampoco ACA, pues tenemos w3(Y) < r2(Y) sin un commit 3 en el medio. Ni es RC, porque tenemos que c2 < c3, pero el orden es w3(Y) < r2(Y).

H3 = r1(X); r2(Z); r3(X); r1(Z); r2(Y); r3(Y); w1(X); **c1**; w2(Z); w3(Y); w2(Y); **c3; c2**.

H2 no es ST y tampoco ACA, pues tenemos w3(Y) < r2(Y) sin un commit 3 en el medio. Pero es RC, ya que tenemos el orden de comités c3 < c2.

1.4. Dadas las siguientes transacciones:
T1 = w1(B); r1(C); w(C);
T2 = r2(D) r2(B); w2(C);
(a) Dar una historia H1 que no sea RC.
(b) Dar una historia H2 que sea ACA pero no ST.
(c) Dar una historia H3 que sea ST.

T1 = w1(B); r1(C); w1(C);
T2 = r2(D) r2(B); w2(C);

a) H1 = r2(D); r2(B); w2(C); w1(B); r1(C); w1(C); c1; c2;

No es RC, ya que tenemos w2(C) < r1(C), pero c1 < c2

b) H2 = r2(D); r2(B); w1(B); r1(C); w1(C); w2(C); c2; c1;
Es ACA, pero no ST ya que tenemos w1(C) < w2(C) sin c1 < w2(C)

c) H3 = w1(B); r1(C); w1(C); c1; r2(D); r2(B); w2(C); c2;
Es ST ya que tenemos c1 antes que cualquier operación de la transacción 2.

2 Introducción Protocolos de Bloqueo o Locking

2.1. Dada las siguientes transacciones escritas como Read/Write:
T1 = r1(A); w1(A); r1(B); w1(B)
T2 = r2(A); w2(A); r2(B); w2(B)
Nota: Si bien ambas parecen iguales en realidad pueden realizar operaciones diferentes sobre los ítems leídos.

(a) Incorporar locks para que llevarlas a un modelo con locking binario

T1 = l1(A); r1(A); w1(A); u1(A); l1(B); r1(B); w1(B); u1(B)
T2 = l2(A); r2(A); w2(A); u2(A); l2(B); r2(B); w2(B); u2(B)

(b) Realizar una historia legal pero no serializable

H puede ser:
l1(A); r1(A); w1(A); u1(A); l2(A); r2(A); w2(A); u2(A); l2(B); r2(B); w2(B); u2(B); l1(B); r1(B); w1(B); u1(B)

La transacción 2 se hace antes de que finalice la 1 y como ambas transacciones piden lock sobre A y B, se forma ciclo y no es serializable. Está bien?

2.2. Dadas las siguientes transacciones que deben ser ejecutadas en forma concurrente, indicar una historia legal en el cual se produzca un dirty read:

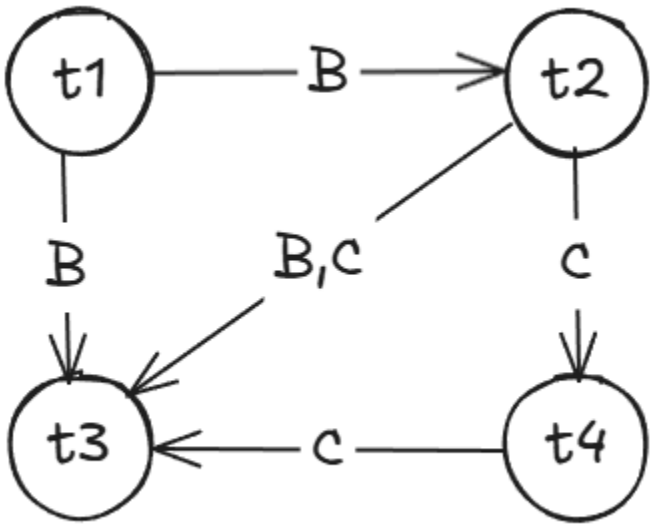
T1 = l1(A); A = A + 2; l1(B); B = A + 5; u1(B); u1(A); l1(C); C = 2 ∗ C; u1(C)
T2 = l2(A); A = A + 1; l2(E); E = A + 8; l2(D); u2(E); D = D/5; u2(A); u2(D)

No es simplemente que mientras se hace alguna escritura falle la otra que escribió antes?

2.3. Considerando la siguiente historia con el modelo introductorio de LOCK/UNLOCK.
(a) Determinar si es serializable.
(b) En caso afirmativo, proponer un schedule serial equivalente

T_1	T_2	T_3	T_4
$l(A)$			
	$l(C)$		
$l(B)$			
	$u(C)$		
$u(A)$			
$u(B)$			
	$l(B)$		
	$u(B)$		
		$l(B)$	
		$u(B)$	
			$l(C)$
			$l(D)$
			$l(E)$
			$u(C)$
		$l(C)$	
			$u(D)$
		$u(C)$	
			$u(E)$

a)



Es serializable, no hay ciclos

b) Un posible orden es T1, T2, T4, T3

2.4. Dadas las transacciones del ejercicio 2.1 llevarlas a un modelo de locking binario tal que ambas sean 2PL.

Two Phase Locking - Definición

Una transacción respeta el protocolo de bloqueo en dos fases (2PL) si todas las operaciones de bloqueo (*lock*) preceden a la primer operación de desbloqueo (*unlock*) en la transacción. Una transacción que cumple con el protocolo se dice que es una ***transacción 2PL***

- Fase de crecimiento: toma los locks
- Fase de contracción: libera los locks

T1 = **l1(A);** r1(A); w1(A); **l1(B);** r1(B); w1(B); **u1(A); u1(B)**
T2 = **l2(A);** r2(A); w2(A); **l2(B);** r2(B); w2(B); **u2(A); u2(B)**

2.5. Dadas las siguientes transacciones:

T1 = l1(A); l1(B); u1(A); u1(B)
T2 = l2(B); l2(A); u2(B); u2(A)

(a) Responder: ¿Cumplen las transacciones T1 y T2 con 2PL?

Sí, todos los locks están antes que cualquier unlock.

(b) Realizar un entrelazado tal que se produzca un deadlock

T1 = **l1(A); l2(B); l2(A); l1(B);** u1(A); u1(B); u2(B); u2(A)

3 Sistemas de Bloqueo con varios modos

3.1. Dadas las siguientes transacciones T1 y T2.
T1 = wl1(A); A = A + 1; wl1(B); B = A + B; u1(A); u1(B)
T2 = rl2(A); wl2(C); C = A + 1; wl2(D); D = 1; u2(A); u2(D); u2(C)
(a) Construir un schedule legal serializable que no sea serial
(b) Responder: ¿Cumplen las transacciones T1 y T2 con 2PL?