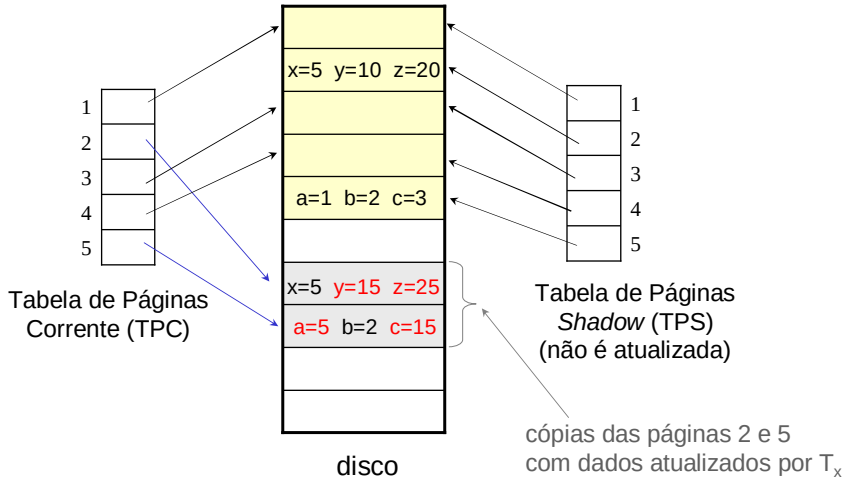
Técnica NO-UNDO/NO-REDO (técnica *Shadow Pages)*

- Supõe uma tabela de endereços de blocos (páginas) de disco que mantém dados do BD
  - Tabela de Páginas Corrente (TPC)
- A cada nova transação T_x
  - TPC é copiada para uma Tabela de Páginas *Shadow* (TPS)
  - páginas atualizadas por T_x são copiadas para novas páginas de disco e TPC é atualizada
  - TPS não é atualizada enquanto T_x está ativa
- Em caso de falha de T_x, TPC é descartada e TPS torna-se a TPC
  - não é preciso acessar o BD para fazer *recovery*

Técnica *Shadow Pages*



Shadow Pages - Procedimento

1) Quando uma transação T_x inicia
   - TPS ← TPC
   - FORCE TPS
2) Quando T_x atualiza dados de uma página *P*
   - se é a primeira atualização de T_x em *P*
     - se *P* não está na *cache* então busca *P* no disco
     - busca-se uma página livre *P'* na Tabela de Páginas Livres (TPL)
     - *P'* ← *P* (grava *P* nessa página livre em disco)
     - apontador de *P* na TPC agora aponta para *P'*
   - atualiza-se os dados em *P'*

Shadow Pages – Procedimento (cont.)

3) Quando T_x solicita *commit*
   - FORCE das páginas $P_1, ..., P_n$ atualizadas por T_x que ainda não foram para disco
     - $P_1, ..., P_n$ estão sendo gravadas em páginas diferentes no disco
   - FORCE da TPC
     - endereço da TPC recebe o local onde TPC está persistida

- <u>Vantagens</u>
  - Falha antes ou durante o passo 3
    - não é preciso realizar UNDO, pois TPS mantém as páginas do BD consistentes antes de T_x
    - basta fazer TPC ← TPS
  - Falha após o passo 3
    - não é preciso realizar REDO, pois as atualizações de T_x estão garantidamente no BD

Técnica *Shadow Pages* - Desvantagens

- Adequada a SGBD monousuário
  - uma transação executando por vez
    - Pois cada transação gerencia a tabela de páginas inteira
  - SGBD multiusuário
    - gerenciamento complexo!
      - Não dá para gerenciar a TPC por completo (bloquear todos os blocos!)
      - Uma possível solução: Cada transação bloqueia inicialmente todas as páginas que vai atualizar, gerando páginas sombra delas
        - » overhead de I/O com persistência de tabelas e páginas atualizadas
      - Em caso de falha, descarta-se as páginas atualizadas e considera-se as páginas sombra como correntes
- Não mantém dados do BD *clusterizados*
- Requer coleta de lixo
  - quando T_x encerra, existem páginas obsoletas
    - páginas obsoletas devem ser incluídas na TPL

Escalonamentos X *Recovery*

- Considere o seguinte exemplo de escalonamento registrado em um *Log*:

LOG

```
<start T1>
<write T1, A, 1, 2>
<start T2>
<write T2, A, 2, 5>
<start T3>
<write T1, B, 10, 2>
<write T3, B, 2, 4>
<commit T2>
<commit T3>
crash!
```

T1

```
r(A)
A = A + 1
w(A)
r(B)
B = B / A
A = A + B
w(A)
```

T2

```
r(A)
A = A + 3
w(A)
```

T3

```
r(B)
B = B * B
w(B)
```

Escalonamentos X *Recovery*

- Exemplo

LOG

```
<start T1>
<write T1, A, 1, 2>
<start T2>
<write T2, A, 2, 5>
<start T3>
<write T1, B, 10, 2>
<write T3, B, 2, 4>
<commit T2>
<commit T3>
crash!
```

T1

```
r(A)
A = A + 1
w(A)
r(B)
B = B / A
A = A + B
w(A)
```

T2

```
r(A)
A = A + 3
w(A)
```

T3

```
r(B)
B = B * B
w(B)
```

Estados iniciais:
A = 1 B = 10

Deseja-se efetivar apenas os Resultados de T2 e T3! Logo:
A = 1 ⇒ **A = 4** B = 10 ⇒ **B = 100**

Escalonamentos X *Recovery*

- Exemplo

LOG

```
<start T1>
<write T1, A, 1, 2>
<start T2>
<write T2, A, 2, 5>
<start T3>
<write T1, B, 10, 2>
<write T3, B, 2, 4>
<commit T2>
<commit T3>
crash!
```

T1

```
r(A)
A = A + 1
w(A)
r(B)
B = B / A
A = A + B
w(A)
```

T2

```
r(A)
A = A + 3
w(A)
```

T3

```
r(B)
B = B * B
w(B)
```

Estados iniciais:
A = 1 B = 10

Entretanto, após o *recovery* UNDO/REDO, temos:
A = 1 ⇒ **A = 5** B = 10 ⇒ **B = 4**

Escalonamentos X *Recovery*

- Exemplo

LOG

```
<start T1>
<write T1, A, 1, 2>
<start T2>
<write T2, A, 2, 5>
<start T3>
<write T1, B, 10, 2>
<write T3, B, 2, 4>
<commit T2>
<commit T3>
crash!
```

T1

```
r(A)
A = A + 1
w(A)
r(B)
B = B / A
A = A + B
w(A)
```

T2

```
r(A)
A = A + 3
w(A)
```

T3

```
r(B)
B = B * B
w(B)
```

Estados iniciais:
A = 1 B = 10

Entretanto, após o *recovery* UNDO/REDO, temos:
A = 1 ⇒ A = 5 B = 10 ⇒ B = 4

Conclusão: nem todo escalonamento é recuperável!
Scheduler deve estar em sintonia com *recovery*, gerando escalonamentos válidos para recuperação de falhas!