Escrita (“W”) do Resultado

- Qualquer alternativa de processamento deve considerar este custo
  - b_{res} = número de blocos de resultado a ser “W”
- Exemplo: estimativa de “W” do resultado de um produto
  - $b_{res} = \lceil tamanhoProduto / f_{res} \rceil$
  - estimativa do fator de bloco do resultado (f_{res})
    - $f_{res} = \lfloor tamanhoBloco / (t_R + t_S) \rfloor$

arredonda “para baixo” pois uma tupla do resultado não pode estar parcialmente escrita em um bloco

Exemplo

Med(<u>codm</u>, nome, ...) com $n_{Med} = 50$ e $t_{Med} = 50$ b

Cons(<u>codm, codp</u>, ...) com $n_{Cons} = 500$ e

$t_{Cons} = 20$ b e 1 bloco = 2 kb

Dado Med X $\theta = \sigma_{Med.codm = Cons.codm}$ Cons, temos:

- junção por referência (*fk(Cons)* = *pk(Med)*)
  - tamanho resultado = $n_{Cons} = 500$ tuplas
- $f_{res} = \lfloor$ tamanhoBloco / $(t_R + t_S) \rfloor$
  - $f_{res} = \lfloor 2048 / (50 + 20) \rfloor = 29$ tuplas
- $b_{res} = \lceil$ tamanhoResultado / $f_{res} \rceil$
  - $b_{res} = \lceil 500 / 29 \rceil = 18$ blocos

Processamento de Projeções (π)

- Custo (na teoria) de $\pi_{a1, a2, ..., an}(R)$
  - custo = (1) varredura de R + (2) eliminação de duplicatas
    - custo de (1) = b_R (gera b_{Res} blocos de resultado)
    - custo de (2) = custo de classificar o resultado pelos atributos da projeção = $2 * b_{Res} (\log n_{buf} (b_{Res} / n_{buf}) + 1)$
      - tuplas iguais estarão adjacentes e apenas uma delas é mantida (deve-se ainda varrer o resultado ordenado)
    - **custo = $b_R + 2 * b_{Res} (\log n_{buf} (b_{Res} / n_{buf}) + 1) + b_{Res}$**
- Custo (na prática) de $\pi_{a1, a2, ..., an}(R)$
  - custo = b_R
    - SQL não faz eliminação automática de duplicatas

Processamento de Projeções (π)

- Tamanho de $\pi_{a1, a2, ..., an}(R)$ (na prática)
  - tamanho = n_R
  - tamanho (em bytes) = $n_R * (t_R(a_1) + ... + t_R(a_n))$
- É difícil determinar exatamente e de forma genérica o tamanho do resultado pois é difícil estimar quantas duplicatas serão eliminadas
  - o que é possível determinar c/ exatidão?
    - se a projeção é apenas da chave primária (*pk(R)*)
      - tamanho = $n_R * t_R(pk(R))$
    - se a projeção é de um único atributo a_i
      - tamanho = $V_R(a_i) * t_R(a_i)$

Processamento de Operações de Conjunto (∪, — e ∩)

- Aplica-se uma estratégia *merge-junção*
  - (1) classificação de R e S
    - facilita a verificação de tuplas iguais em R e S
  - (2) varredura de R e S para obtenção do resultado
  - custo (pior caso) = $2 * b_R \ (\log n_{buf} \ (b_R / n_{buf}) + 1) + 2 * b_S \ (\log n_{buf} \ (b_S / n_{buf}) + 1) + b_R + b_S$

Processamento de Operações de Conjunto ($\cup$, $-$ e $\cap$)

- Estimativas de tamanho
  - pior caso
    - tamanho $(R \cup S) = n_R + n_S$
    - tamanho $(R - S) = n_R$
    - tamanho $(R \cap S) = MIN(n_R , n_S)$ /* R contida em S ou vice-versa */
  - melhor caso
    - tamanho $(R \cup S) = MAX(n_R , n_S)$ /* R contida em S ou vice-versa */
    - tamanho $(R - S) = 0$
    - tamanho $(R \cap S) = 0$
  - caso médio (considerar este caso na prática!)
    - média aritmética do melhor e pior casos

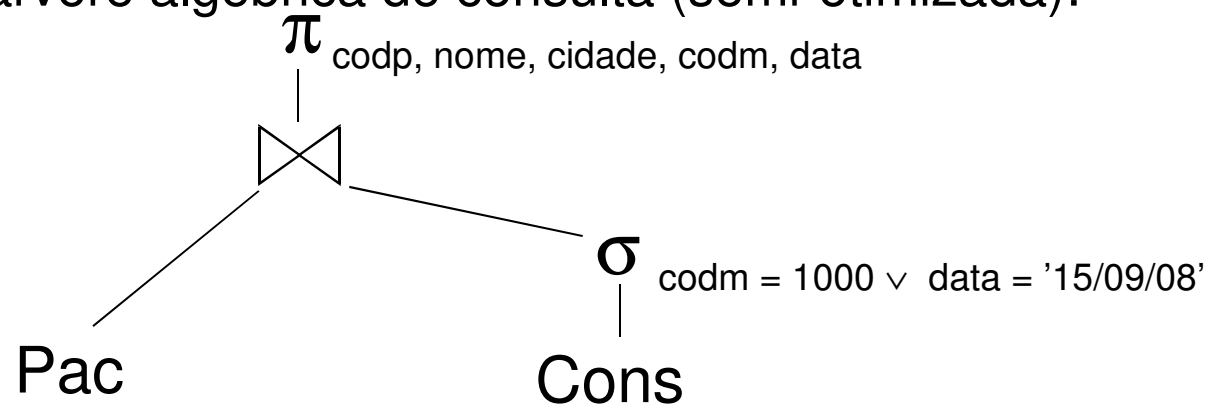
Funções de Agregação e *Group By*

- Função de agregação (*count*, *max*, *sum*, ...)
  - custo da varredura da relação R = b_R
  - tamanho = *lenght* (*int* ou *float*)
- *Group By* + Função de Agregação
  - processamento: ordenação de R pelos atributos de agrupamento + varredura de R ordenada para definir grupos e aplicar função
    - custo = $2 * b_R \ (\log n_{buf} \ (b_R / n_{buf}) + 1) + b_R$
  - tamanho de *group by* $a_1, \ldots, a_n$ + função
    - número de grupos * $(t_R(a_1) + \ldots + t_R(a_n)$ + *lenght* (*int* ou *float*))

Exercício 6

Dado **Pac(<u>codp</u>, nome, idade, cidade, doença)** e **Cons(<u>codm, codp, data</u>, hora)** e as seguintes estimativas: n_{Pac} = 500 tuplas; t_{Pac} = 50 bytes; t_{Pac}(codp) = 5 bytes; t_{Pac}(nome) = 15 bytes; t_{Pac}(cidade) = 15 bytes; n_{Cons} = 1000 tuplas; t_{Cons} = 20 bytes; t_{Cons}(codm) = 5 bytes; t_{Cons}(data) = 10 bytes; V_{Cons}(data) = 50; V_{Cons}(codp) = 500; V_{Cons}(codm) = 200; um índice primário árvore-B para *codp* (I1) em **Pac** com N = 10 e f_{I1} = 10; um índice secundário hash para *codp* (I2) em **Cons**; um índice secundário *hash* para *codm* (I3) em **Cons**; **Pac** está ordenada pelo *codp*; **Cons** está ordenada pela *data*; 1 bloco = 1 kb e n_{buf} = 3

Dada a seguinte árvore algébrica de consulta (semi-otimizada):



Apresente o custo total de acessos (c/ base nos menores custos) e o tamanho do resultado desta consulta.

Índice Temporário

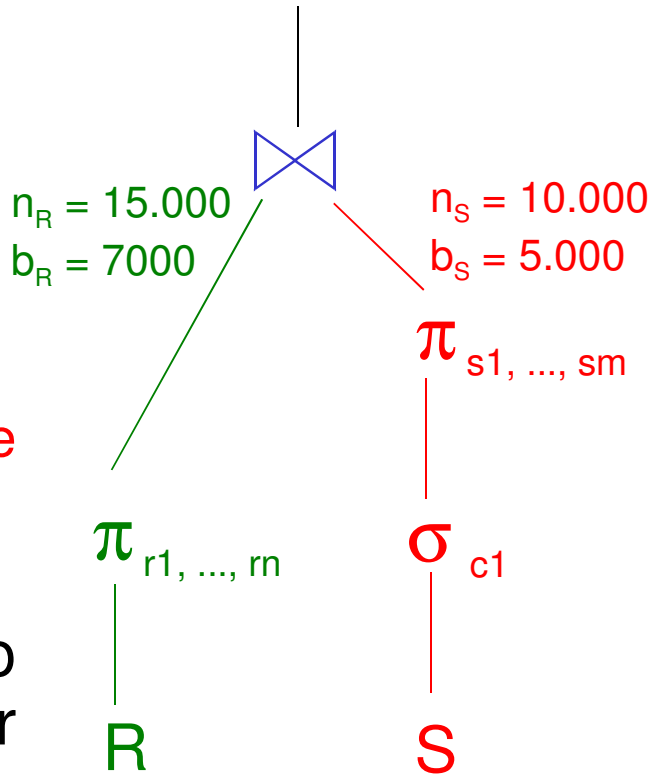
- Um índice temporário pode ser criado para o processamento de uma operação algébrica op_x
- Objetivo
  - gerar um custo menor que outras alternativas de processamento de op_x
  - este custo envolve
    - "W" total ou parcial dos blocos do índice no disco
    - acesso a ele durante o processamento de op_x
  - estes custos devem ser estimados antes da criação do índice, para decidir por criá-lo ou não

Índice Temporário - Motivação

- Processamento da junção
  - A1: laço aninhado
    - custo = $b_S + b_S * b_R$

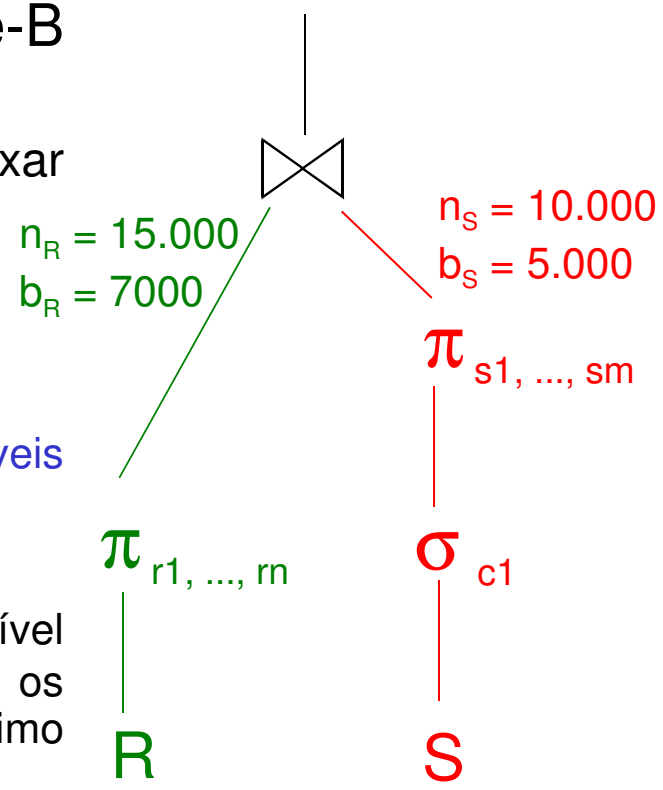
      = 5 + 5 * 7 = 35 milhoes e 5 mil acessos
  - A3: merge-junção ($n_{buf} = 3$)
    - custo = ordenação de R + ordenação de S + $b_R + b_S$ (pior caseo)

      = 126 + 80 + 7 + 5 = 218 mil acessos
  - e se houvesse um índice *Ix* sobre o resultado de R? Poderíamos estimar A2: laço aninhado indexado
    - custo = $b_S + n_s * (h_{Ix} + 1)$ (supondo que o atributo de junção em R é chave)
    - se *Ix* tiver $h_{Ix} < 3$, A2 será a alternativa de menor custo! Exemplo: $h_{Ix} = 2$:
      - custo = 5 + 10 * (2+1) = 35 mil acessos



Índice Temporário - Exemplo

- Avaliando custo de criação de índice árvore-B sobre o resultado de R
  - atributo de junção em R é chave: deve-se indexar 15.000 dados
  - supondo N = 50 valores, temos:
    - nível 0 ⇒ indexa 50 valores
    - nível 1 ⇒ indexa 51x50 = 2.550 valores
    - nível 2 ⇒ indexa 51x51x50 = 130.050 valores (3 níveis na árvore-B é suficiente!)
  - supondo que se consegue um f_I = 55 nodos
    - se f_I = 55, o primeiro nível (1 nodo) e o segundo nível (51 nodos) da árvore podem ficar em um bloco e os restantes em outros blocos. Logo, teremos no máximo 2 acessos **(h_I = 2)! Vale a pena criar o índice!**
    - **custo total** (A2 + custo criacao do indice) = 35 mil + b_R (varredura de R para indexar os seus dados) + **"W"** do índice = 35 mil + 7 mil + 6 **= 42.006 acessos**
    - custo "W" do índice = 15.000 valores / N = 300 nodos / f_I = **"W" de 6 blocos de índice** (pior caso: o índice não cabe na memória)

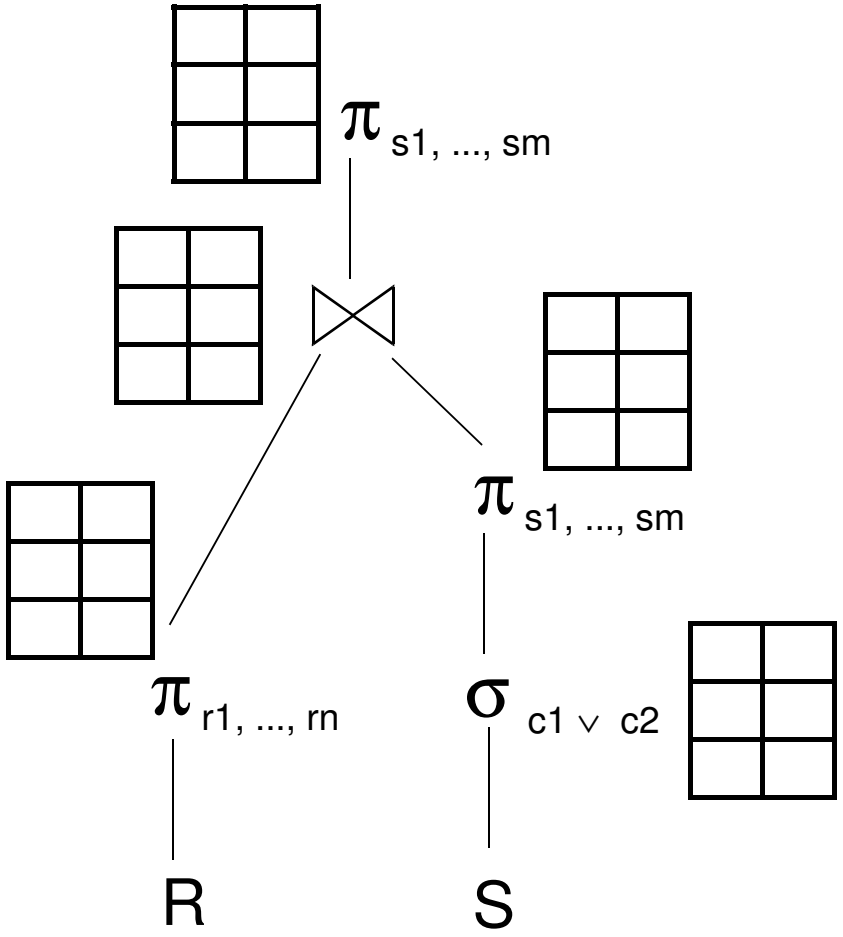


Materialização X *Pipeline*

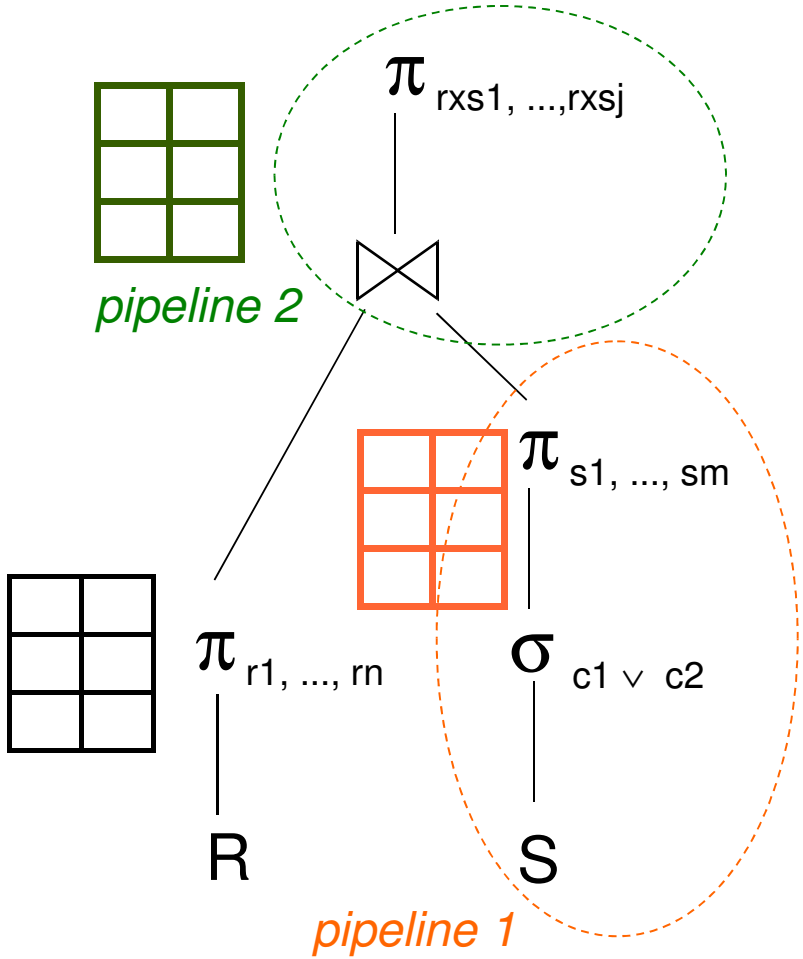
- Materialização
  - cada operação da álgebra é materializada em uma relação temporária (se necessário) e utilizada como entrada para a próxima operação
  - situação *default* no processamento de consultas
- *Pipeline*
  - uma seqüência de operações algébricas é executada em um único passo
    - cada tupla gerada por uma operação é passada para a operação seguinte
      - cada tupla passa por um canal (*pipe*) de operações
    - somente o resultado ao final do *pipeline* é materializado (se necessário)

Materialização X *Pipeline*

Materialização



Definição de *Pipelines*



Pipeline de Operações

- Bom: evita a materialização de todos os resultados intermediários no processamento de uma consulta
- Ruim: resultado não é passado de forma completa para uma próxima operação dentro do *pipeline*
  - algoritmos de processamento das operações algébricas devem ser modificados para invocar outras operações para cada tupla gerada
    - algoritmos "dinâmicos"
  - algumas alternativas não podem ser estimadas
    - exemplos: merge-junção; operações de conjunto
      - exigem um resultado completo e ordenado para processar

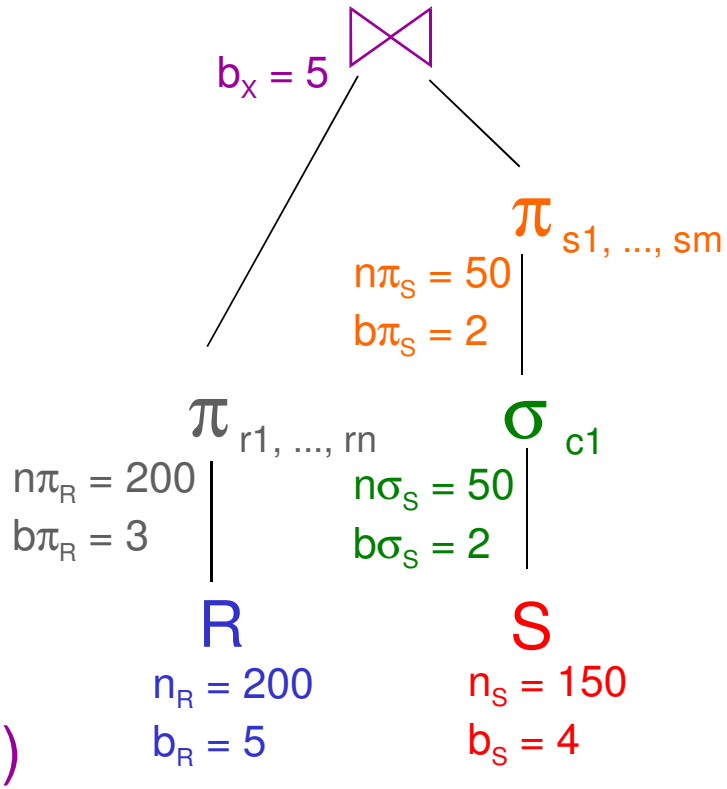
Exemplo: um Produto sem *Pipeline*

1) custo σ (pior caso) = 4 acessos
   ("W" resultado = 2)

2) custo π = 2 acessos
   custo "W" resultado = 2 acessos

3) custo π = 5 acessos
   custo "W" resultado = 3 acessos

4) custo $\bowtie$ (pior caso: laço aninhado)
   = $b\pi_S + b\pi_S * b\pi_R = 2 + 2*3 = 8$ acessos
   custo "W" resultado = $b_x = 5$ acessos



CUSTO TOTAL = 6 + 4 + 8 + 13 = 31 acessos

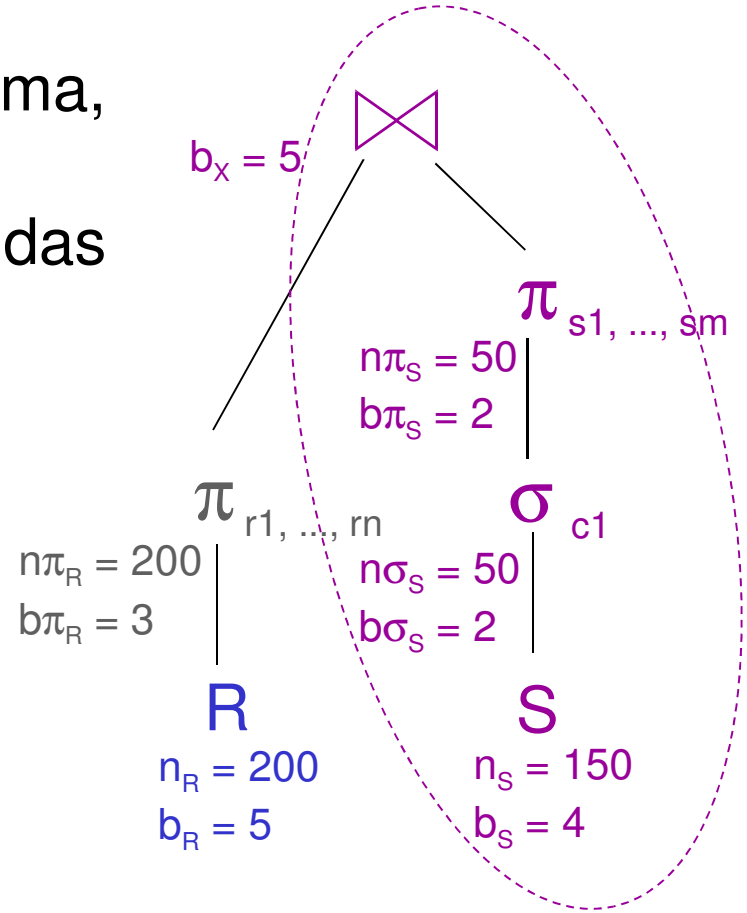
Produto dentro de um *Pipeline*

- o produto vai recebendo, uma a uma, as tuplas filtradas de S
- as tuplas de S não são recebidas ordenadas pelo atributo de junção
  - não dá para usar *merge-junção*
- custo ⋈ (pior caso: laço aninhado):
  $= b_S + n\pi_S * b\pi_R$
  $= 4 + 50 * 3$
  $= 154 + 5$ "W" $= 159$ acessos

(escrita do resultado da junção (b_x))

- custo $\pi = 5$ acessos

custo "W" resultado = 3 acessos

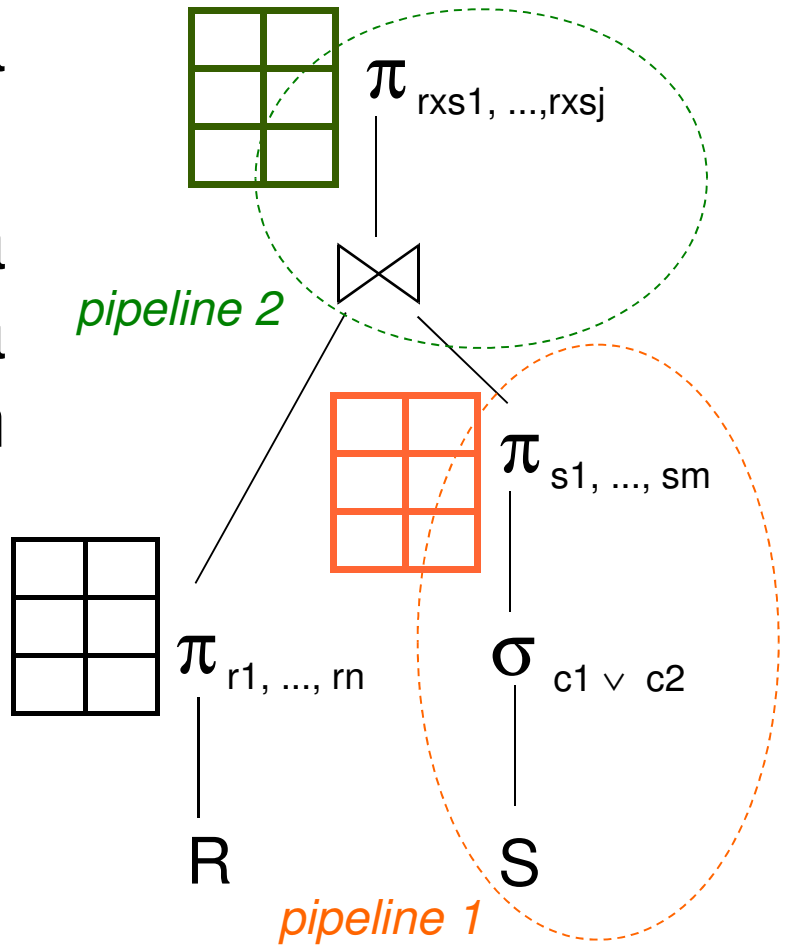


CUSTO TOTAL = 159 + 8 = 167 acessos

(nem todo pipeline é eficiente!)

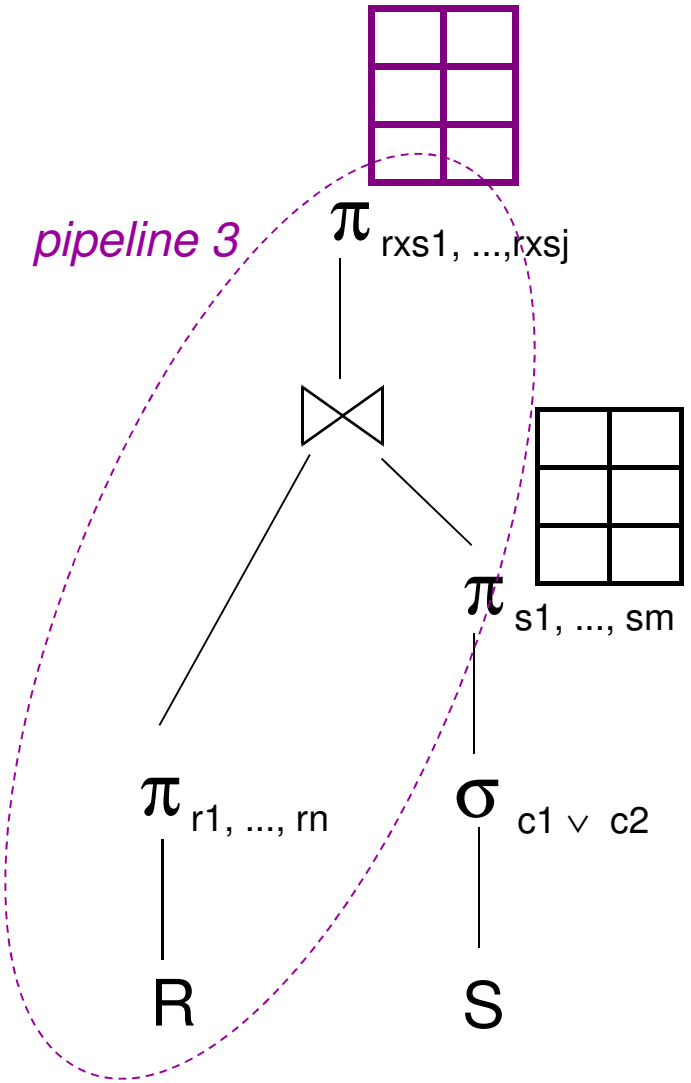
Uso mais Comum de *Pipelines*

- Em uma seqüência de operações que
  - inicia em um nodo folha ou uma operação binária
  - termina ou no resultado da consulta ou em uma operação binária ob_x, sem incluir ob_x



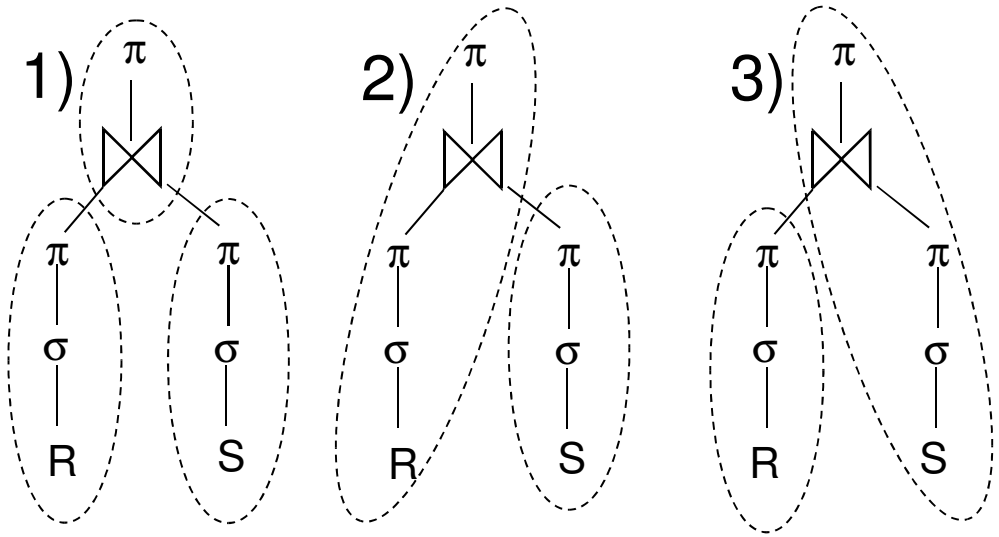
Uso mais Comum de *Pipelines*

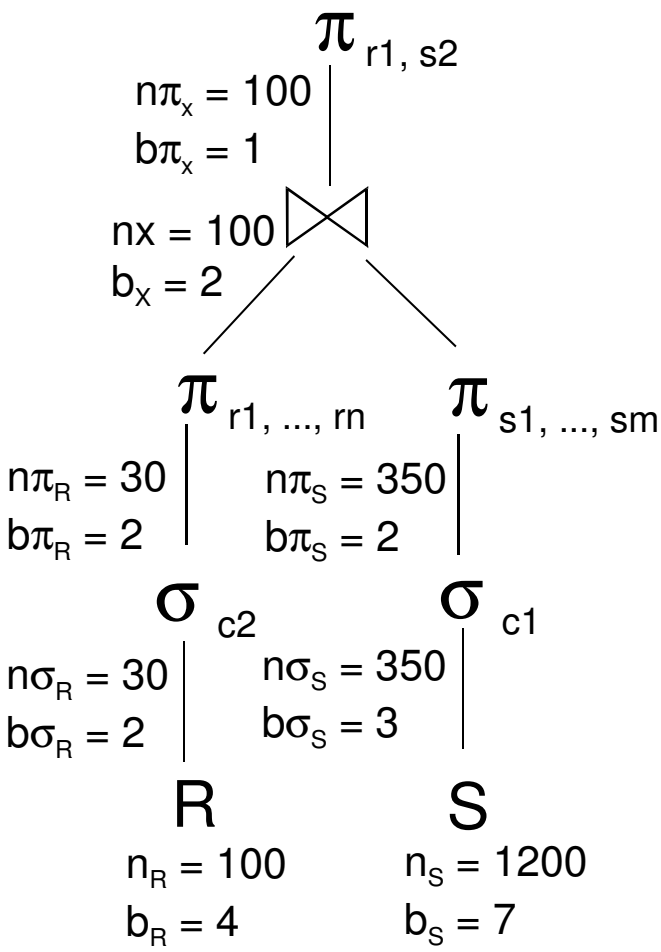
- Em uma seqüência composta apenas por operações π e operações produtórias, a partir de um nodo folha ou uma operação binária ob_x, incluindo ob_x
  - considera que o tamanho dos resultados intermediários das operações π é muito grande para ser materializado
    - mesmo assim, avaliar se o custo das operações produtórias não aumenta com o *pipeline*...



Exercício 7

a) qual alternativa de *pipeline* para a árvore ao lado possui o menor custo de pior caso?





b) se $b\pi_R = 1$, a resposta do item anterior é diferente?