# Segurança

- Tópicos:
  - Segurança e Autorizações em SQL
- Bibliografia:
  - Secção 4.6 do livro recomendado

# Segurança

- **Segurança** – ao contrário das restrições de integridade, que pretendiam proteger a base de dados contra estragos acidentais, a segurança preocupa-se com proteger a base de dados de estragos propositados.
  - A nível do sistema operativo
  - A nível da rede
  - A nível físico
  - A nível humano
  - A nível da base de dados
    - Mecanismos de autenticação e autorização para permitir acessos seletivos de (certos) utilizadores a (certas) partes dos dados

# Autorizações sobre tabelas

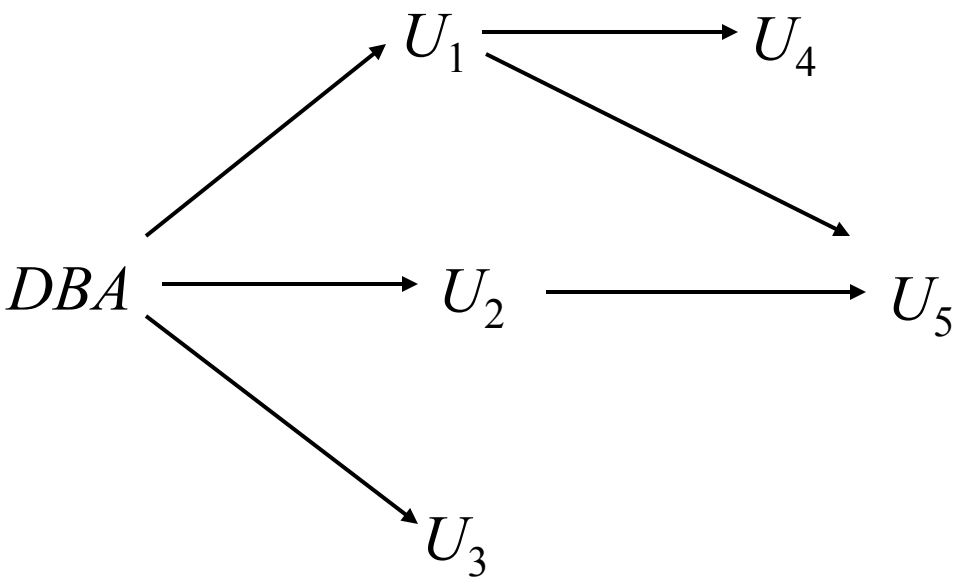
- **Autorização de leitura** – permite ler, mas não modificar dados.
- **Autorização de inserção** – permite inserir novos tuplos, mas não modificar tuplos existentes.
- **Autorização de modificação** – permite modificar tuplos, mas não apagá-los.
- **Autorização de remoção** – permite apagar tuplos
- **Autorização de resources** – permite criar novas relações.
- **Autorização de alteração** – permite criar e apagar atributos duma relação.
- **Autorização de drop** – permite apagar relações.
- **Autorização de index** – permite criar e apagar ficheiros de index.

# Autorizações e Vistas

- Pode-se dar autorização a utilizadores sobre uma vista, sem se lhe dar autorização sobre as tabelas que a definem
  - Isto permite não só melhorar a segurança dos dados, como também tornar mais simples o seu uso
- Uma combinação de segurança a nível de tabelas, com segurança a nível de vistas, pode ser usada para limitar o acesso de um utilizador apenas aos dados de que ele necessita
- A criação de uma vista não requer autorização **resources** pois, de facto, nenhuma nova tabela é criada
- Quem cria uma vista, fica exatamente com os mesmo privilégios sobre esta que tinha sobre as tabelas.
  - E.g. o criador duma vista *cust_loan* sobre as tabelas *borrower* e *loan*, que só tenha autorização de leitura sobre estas tabelas, só fica com autorização de leitura sobre a vista que criou

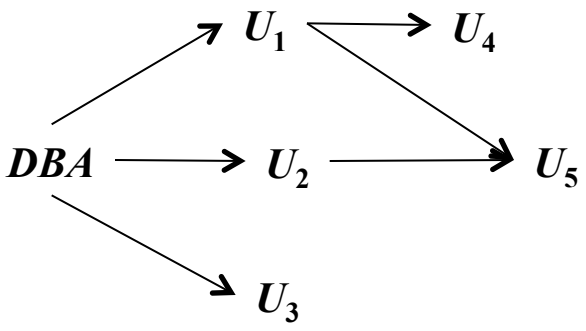
# Atribuição de Privilégios

- A passagem de privilégios de um utilizador para outro pode ser representada por um grafo de autorizações.
- Os nós do grafo são utilizadores.
- A raiz é o administrador da base de dados.
- Considere o grafo abaixo, para e.g. escrita numa relação.
  - Um arco $U_i \rightarrow U_j$ indica que o utilizador $U_i$ atribuiu ao utilizador $U_j$ privilégio de escrita sobre essa relação.

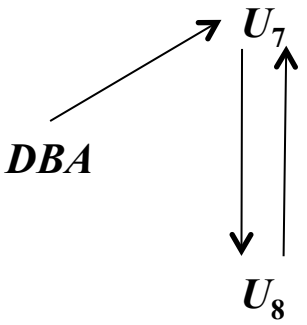


# Grafo de atribuição de privilégios

- *Requisito*: Todos os arcos têm que fazer parte de algum caminho com origem no administrador.




- Se o administrador retira o privilégio a $U_1$:
  - Deve ser retirado privilégio a $U_4$ (pois $U_1$ já não tem autorização)
  - Não deve ser retirado a $U_5$ (pois $U_5$ tem autorização vinda de $U_2$)
- Devem ser prevenidos ciclos:
  - Administrador dá privilégios a $U_7$
  - U7 dá privilégios a $U_8$
  - U8 dá privilégios a $U_7$
  - DBA retira privilégios de $U_7$
  - Deve retirar autorização de $U_7$ para $U_8$ e de $U_8$ para $U_7$ (pois já não há caminho do administrador nem para $U_7$ nem para $U_8$).



# Especificações de Segurança em SQL

- O comando **grant** é usado para atribuir privilégios

  **grant** <lista de privilégios>

  **on** <nome de relação ou view> **to** <lista de utilizadores>

- <lista de utilizadores> é:
  - Um user-id
  - *public*, o que atribui o privilégios a todos os utilizadores
  - Um perfil (*role*) – veremos à frente
- Quem atribui o privilégio tem que o ter (ou ser o administrador da base de dados).

# Privilégios em SQL

- **select:** permite acesso de leitura sobre a relação ou vista
  - Exemplo: dar a $U_1$, $U_2$, e $U_3$ autorização de leitura **na relação** *branch*:

    **grant select on** *branch* **to** $U_1$, $U_2$, $U_3$
- **insert**: permite inserir tuplos
- **update**: permite usar o comando **update** do SQL
- **delete**: permite apagar tuplos.
- **references**: permite a declaração de chaves externas.
- **all privileges**: forma sumária de atribuir todos os privilégios.

# Privilégio de atribuir privilégios

- **with grant option**: autoriza um utilizador a passar um privilégio a outros utilizadores.
  - Exemplo:

    **grant select on** *branch* **to** $U_1$ **with grant option**

    dá a $U_1$ o privilégio **select** sobre a relação *branch* e autoriza $U_1$ a passar esse privilégio a qualquer outro utilizador

# Perfis

- Um perfil permite atribuir, de apenas uma vez, privilégios iguais para uma classe de utilizadores
- Podem ser atribuídos e retirados privilégios a perfis de utilizadores, da mesma forma que a utilizadores isolados.
- Podem-se associar perfis a utilizadores, ou mesmo a outros perfis
- Exemplo:

**create role** *caixa*
**create role** *gerente*

**grant select on** *branch* **to** *caixa*
**grant update (***balance***) on** *account* **to** *caixa*
**grant all privileges on** *account* **to** *gerente*

**grant** *caixa* **to** *gerente*

**grant** *caixa* **to** *maria, paula*
**grant** *gerente* **to** *ana*

# Retirar de privilégios em SQL

- O comando **revoke** serve para retirar privilégios.

  **revoke** <privilégios>

  **on** <relação ou view> **from** <utilizadores> [**restrict**|**cascade**]

- Exemplo:

  **revoke select on** *branch* **from** $U_1$, $U_2$, $U_3$ **cascade**

- Se se colocar **cascade**, retirar privilégios de um utilizador também os pode retirar a outros, conforme descrito pelo grafo.

- Se se usar **restrict** só é retirado privilégio a esse utilizador

  **revoke select on** *branch* **from** $U_1$ **restrict**

  Com **restrict**, o comando **revoke** falha (dá erro) se a remoção do privilégio ao utilizador implicar a remoção do mesmo privilégio a outros utilizadores (e.g. por o utilizador ter dado o privilégio a outros utilizadores que não o detenham através de outros utilizadores)

# Retirar de privilégios em SQL (Cont.)

- <privilégios> pode ser **all**. Nesse caso são retirados todos os privilégios *que foram atribuídos pelo utilizador* que deu o comando.
- Se <utilizadores> incluir **public** todos os utilizadores perdem esse privilégio, *a não ser que lhe tenha sido atribuído explicitamente*.
- Se o mesmo privilégio for atribuído duas vezes por utilizadores diferentes, então quem o tem pode ficar com ele mesmo depois dum **revoke** (cf. grafo).
- Todos os privilégios que dependem do privilégio retirado, são também retirados.

# Limitação a autorizações em SQL

- Em geral SQL não permite autorizações a nível de tuplo
  - E.g. não se pode restringir de forma a que um aluno só possa ver as suas notas.
- Neste caso, a tarefa de autorização cai sobre as aplicações
  - É indesejável, mas o SQL aqui não ajuda
- Ou então definir vistas e dar autorizações apenas a essas vistas
- Alguns sistemas, por exemplo PostgreSQL definem "row-level security" através de mecanismos muito flexíveis

# Datalog e Recursão

- Tópicos:
  - Datalog para interrogação de Bases de Dados
  - Interrogações recursivas em SQL
- Bibliografia:
  - Secções C.3 e 5.4 do livro recomendado

# Outras linguagens de Interrogação

- O SQL é, de longe, a linguagem mais usada para interrogação de bases de dados relacionais
  - Mas não é a única!
- Há outra linguagens de interrogação, que são baseadas em SQL
  - Linguagens visuais para "tornar mais fácil" o uso por utilizadores não especialistas (por exemplo o *QBE – Query By Example*)
    - Estas linguagens apenas "implementam" subconjuntos do SQL
    - O ser mais fácil é altamente discutível – especialmente para informáticos!
- O Datalog é uma linguagem que não se baseia em SQL, e que até é mais expressiva que o SQL
  - É baseada na programação em lógica
    - Linguagens de programação declarativas – Prolog
  - Não tem tanto uso comercial, mas serve de base teórica para várias extensões ao SQL, e a linguagens de interrogação em outros modelos que não o relacional (que verão e.g. em *Representação do Conhecimento e Sistemas de Raciocínio* e em *Modelação de Dados*)

# Estrutura de Base de Datalog

- Um programa Datalog é um conjunto de regras, que definem relações (vistas).

- Exemplo: definir relação (*vista*) *v1* com todos os números de conta e respetivos saldos, para as contas de Perryridge com saldo superior a 700.

  *v1(A, B) :– account(A, "*Perryridge", *B), B* > 700.

- Qual o saldo da conta "A-217" na *vista v1?*

  *?- v1("*A-217", *B).*

- Quais as contas com saldo superior a 800?

  *?- account(A,_,B), B > 800*

# Exemplos de perguntas

- Cada regra define um conjunto de tuplos que pertencem à *vista*
  - E.g. *v1(A, B) :– account(A, "*Perryridge", *B), B* > 700
    lê-se como

    **para todo** *A, B*

    **se** (*A*, "Perryridge", *B*) ∈ *account* **e** *B* > 700

    **então** (*A, B*) ∈ *v1*
- O conjunto de tuplos duma *view* é definido como a união dos conjuntos de tuplos de cada uma das suas regras.
- Exemplo:

  *interest_rate(N*, 5*) :– account(N, _, B), B* < 10000
  *interest_rate(N*, 6*) :– account(N, _, B), B* >= 10000

# Negação em Datalog

- Definir a *view c* contendo os nomes de todos os clientes que têm pelo menos um depósito mas não têm empréstimos:

  *c(N)* :– *depositor(N, A),* **not** *is_borrower(N).*
  *is_borrower(N)* :– *borrower (N,L).*

- NOTA: usando diretamente **not** *borrower (N, L)* na 1ª regra dava resultado diferente: clientes *N* que têm pelo menos um depósito e existe algum empréstimo *L* que não é de *N*
  - Para evitar confusão (e problemas de implementação), é usual exigir-se que as variáveis em literais negados apareçam na cabeça da regra ou em algum literal positivo do corpo da regra.

# Regras por camadas (views sobre views)

- Quais os juros de cada uma das contas de Perryridge

  *interest_rate(N,0) :– account(N, A, B), B < 2000.*

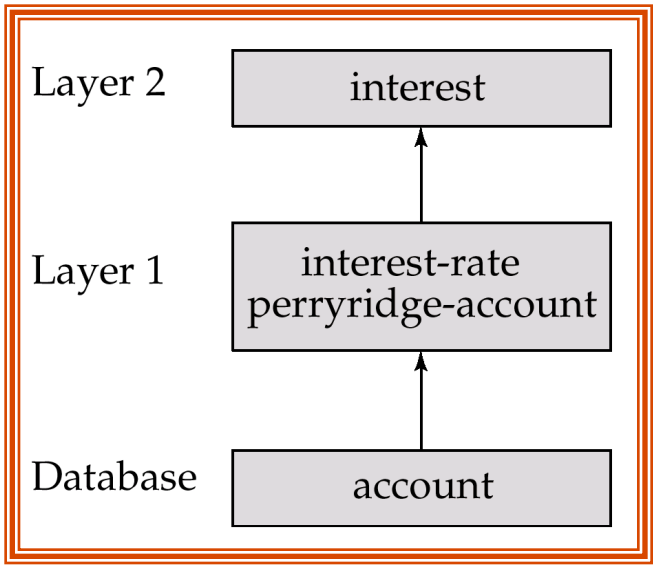
  *interest_rate(N,5) :– account(N, A, B), B >= 2000.*

  *perryridge_account(A,B)* :– *account*(*A,* “Perryridge”, *B).*

  *interest(A, I)* :– *perryridge_account*(*A,B),*

  *interest_rate(A,R), I = B * R/*100*.*

- Camadas das várias views:



# Sintaxe de regras Datalog

- Um *literal positivo (ou átomo)* tem a forma

$$p(t_1, t_2 ..., t_n)$$

  - *p* é o nome da relação, com *n* atributos
  - cada $t_i$ é uma constante ou uma variável
    - As variáveis começam por maiúsculas, ou por _
- Um *literal negativo (ou por default)* tem a forma

$$\textbf{not } p(t_1, t_2 ..., t_n)$$

- Operadores de comparação são entendidos como predicados
  - E.g. $X > Y$ é entendido como o átomo $>(X,Y)$
  - Conceptualmente ">" define uma relação (infinita) contendo todos os pares (X,Y) onde X é maior que Y.
- Operações aritméticas são entendidas como predicados
  - E.g. A is B + C é entendido como +(B, C, A), onde a relação (infinita) "+" tem todos os triplos em que o 3º valor é igual à soma dos primeiros 2.

# Sintaxe de regras Datalog (Cont.)

- *Regras* são da forma:

$$p(t_1, t_2, ..., t_n) :- L_1, L_2, ..., L_m.$$

  - cada $L_i$ é um literal (positivo ou negativo)
  - cabeça – átomo $p(t_1, t_2, ..., t_n)$
  - corpo – literais $L_1, L_2, ..., L_m$
- A uma regra com corpo vazio chama-se um *facto*:

$$p(v_1, v_2, ..., v_n).$$

  - afirma que o tuplo $(v_1, v_2, ..., v_n)$ pertence à relação $p$
- Um programa Datalog é um conjunto (finito) de regras
- Um programa diz-se definido, se nenhuma das suas regras contém literais negativos (i.e. se **not** não aparece no programa).

# Expressividade de Datalog

- A linguagem de interrogação Datalog é pelo menos tão expressiva quanto a álgebra relacional
  - Para mostrar que isto é verdadeiro, basta mostrar que todos os operadores da álgebra relacional se podem expressar através de regras em Datalog

# Operações Relacionais em Datalog

- Projeção do atributo *account-name* de *account*:

  *query(Account-name)* :– *account(Account-name, N, B).*

- Produto cartesiano das relações $r_1$ e $r_2$.

  $query(X_1, X_2, ..., X_n, Y_1, Y_2, ..., Y_m)$ :–
  $r_1(X_1, X_2, ..., X_n), r_2(Y_1, Y_2, ..., Y_m).$

- União das relações $r_1$ e $r_2$.

  $query(X_1, X_2, ..., X_n)$ :– $r_1(X_1, X_2, ..., X_n)$.
  $query(X_1, X_2, ..., X_n)$ :– $r_2(X_1, X_2, ..., X_n)$.

- Seleção de tuplos de $r_1$ que obedecem a condição *cond*.

  $query(X_1, ..., X_n)$ :– $r_1(X_1, ..., X_n)$, $cond(X_1,..., X_n)$.

- Diferença entre $r_1$ e $r_2$.

  $query(X_1, X_2, ..., X_n)$ :– $r_1(X_1, X_2, ..., X_n)$,
  **not** $r_2(X_1, X_2, ..., X_n)$.

# Expressividade de Datalog

- A linguagem de interrogação Datalog é pelo menos tão expressiva quanto a álgebra relacional
  - Para mostrar que isto é verdadeiro, basta mostrar que todos os operadores da álgebra relacional se podem expressar através de regras em Datalog

- A linguagem Datalog é mais expressiva que a álgebra relacional
  - Há queries que se conseguem expressar em Datalog e que não se conseguem expressar em álgebra relacional (já veremos exemplos)
  - A maior expressividade vem do facto de em Datalog se poderem definir views recursivas

# Recursão em Datalog

- Considere a relação:

  *precedencia(X, Y)*

  contendo pares X, Y de cadeiras onde X dá precedência direta para Y.

- Cada cadeira pode dar precedência para outras, direta ou indiretamente
  - Uma cadeira X dá precedência indiretamente a Y, se dá precedência direta a uma cadeira Z, que por sua vez dá precedência para Y

- Encontrar todas as cadeiras que dão precedência (direta ou indireta) a Bases de Dados. Podemos escrever o seguinte programa Datalog **recursivo**:

  *precBD(X) :- precedencia(X, 'BD').*

  *precBD(X) :- precedencia(X, Y), precBD(Y).*

# Recursão em Datalog (Cont.)

- De forma mais geral: criar view *precs* com todos os pares *(X, Y)* onde *X* dá precedência directa ou indirecta para *Y:*

  *precs(X, Y)* :– *precedencia(X, Y).*
  *precs(X, Z)* :– *precedencia(X,Y), precs(Y,Z).*

- Quais as cadeiras que dão precedência a BD

  *?- precs(X,* 'BD').

- E quais as cadeiras que têm precedência de BD

  *?- precs(*'BD', X).

# Semântica duma regra

- Uma *instância* duma regra é o resultado de substituir cada uma das variáveis da regra por alguma constante.
  - E.g. Sendo *v1*

    *v1(A,B)* :– *account (A,*"Perryridge", *B), B* > 700.
  - Uma instância de *v1* é:

    *v1("*A-217", 750) :–*account(*"A-217", "Perryridge", 750), 750 > 700.
- O corpo duma instância duma regra *R'* é *satisfeito* numa instância da base de dados, ou num conjunto de átomos *I* sse
  1. Para cada átomo $q_i(v_{i,1}, ..., v_{i,ni}) \in R'$, *I* contem $q_i(v_{i,1}, ..., v_{j,ni})$
  2. Para cada literal **not** $q_j(v_{j,1}, ..., v_{j,ni}) \in R'$, *I* não contém $q_j(v_{i,1}, ..., v_{j,ni})$

# Restrições nas variáveis

- É possível escrever regras com um nº infinito de soluções.

  *maior(X, Y)* :– *X* > *Y*

  *not_in_loan(B, L)* :– **not** *loan(B, L)*

- Para evitar este problema, em Datalog:
  - Toda a variável que apareça na cabeça duma regra tem que aparecer também no corpo dessa regra, e num átomo que não seja expressão aritmética.
  - Toda a variável que apareça num literal negativo no corpo duma regra tem que aparecer também num átomo do corpo dessa mesma regra.

# Semântica de Programas Definidos

- Seja *I* um conjunto de átomos. Define-se, para um programa definido *P*:

$T_P(I) = \{p(t_1, t_2, ..., t_n)$ : existe uma instância *R'* duma regra *R* de P com cabeça $p(t_1, t_2, ..., t_n)$ cujo corpo está satisfeito em *I*$\}$

- A semântica (significado) de um programa definido P sobre uma instância duma base de dados *I* é o resultado do menor ponto-fixo da sequência:
  - $I_0 = I$ (sendo P definido, esta sequência é não decrescente)
  - $I_{n+1} = T_P(I_n)$
- O resultado duma vista *v* com *k* argumentos, num programa P e base de dados *I* é o conjunto de todos os factos $v(t_1, t_2, ..., t_k)$ pertencentes ao ponto-fixo.

# Exemplo

caminho(X,Y) :- direto(X,Y).

caminho(X,Y) :- direto(X,Z), caminho(Z,Y)

direto(a,b). direto(b,c).

direto(c,a). direto(c,d).

- 1ª Iteração: I1= {d(a,b), d(b,c}, d(c,a), d(c,d)}
- 2ª Iteração: I2= I1 U {c(a,b), c(b,c}, c(c,a), c(c,d)}
- 3ª Iteração: I3= I2 U {c(a,c), c(b,a}, c(b,d),c(c,b)}
- 4ª Iteração: I4= I3 U {c(a,a), c(a,d), c(b,b),c(c,c)}
- 5ª Iteração: I5 = I4 Ponto fixo!

# Monotonicidade

- Uma vista $V$ é **monotónica** se para qualquer par de conjunto de factos $I_1$ e $I_2$ tais que $I_1 \subseteq I_2$, se tem $E_V(I_1) \subseteq E_V(I_2)$, onde $E_V$ é a expressão que define $V$.
- Um programa Datalog P é monotónico sse para todo o $I_1$ e $I_2$:

  $I_1 \subseteq I_2$ implica $T_P(I_1) \subseteq T_P(I_2)$,

  - As expressões que se exprimem em álgebra relacional usando os operadores $\prod$, $\sigma$, $\times$, $\cup$ e $\boldsymbol{\rho}$ (bem como outros – e.g. joins – definidos à custa destes) são monotónicas.
  - As expressões que se exprimem com '–' podem não ser monotónicas.
- Da mesma forma, programas Datalog definidos são monotónicos, mas programas Datalog com negação podem não o ser

# Não-monotonicidade

- A semântica à custa do operador $T_P$ só funciona em programas monotónicos
  - Algumas conclusões numa iteração, podem deixar de o ser numa iteração posterior – possibilidade de não convergência para um ponto fixo. E.g.

    *other_accounts(Num) :-* **not** *perryridge_account(Num).*
    *perryridge_account(N)* :–*account*(*Num,* “Perryridge”, *_B).*

    Na 1ª iteração uma conta doutra sucursal aparece na view *other_accounts* mas desaparece na 2ª iteração.
- Pode-se estender a iteração do $T_P$ para lidar com negação em programas estratificados (i.e. sem recursão sobre negação)

# Programas Estratificados

- Um programa Datalog é estratificado se cada um dos seus predicados pode ser colocado num estrato de tal forma que:
  1. Para cada literal positivo q no corpo duma regra com cabeça p
     p(..) :- …., q(..), …
     o estrato de p é maior ou igual do que o estrato de q
  2. Dada uma regra com um literal negativo no corpo
     p(..) :- …, not q(..), …
     o estrato de p é estritamente maior que o estrato de q
- Por outras palavras, recursão e negação não se misturam

# Programas Estratificados

- A semântica dum programa estratificado é definida estrato a estrato, começando pelo menor deles (que não tem negação).
- Em cada estrato usa-se a iteração $T_P$
- Calculado o resultado final da iteração de $T_P$ num estrato n, usa-se para nos "livrarmos" da negação no estrato n+1:
  - Seja not q um literal negativo que aparece no corpo duma instância duma regra do estrato n+1:
    - Se $q \in T_P$ dum estrato anterior → apague-se a instância
    - Caso contrário → apague-se o not q do corpo dessa instância
- Como os estratos inferiores são calculados antes, os seus factos não mudam. Logo, os resultados de cada estrato são monotónicos, se fixados os resultados dos estratos anteriores

- Também é possível definir vistas recursivas em programas não estratificados. Mas isso fica para *Representação do Conhecimento*

# Recursão em SQL

- O standard SQL foi estendido para também permite definição recursiva de vistas
- Exemplo: encontrar todos os pares empregado-chefe, onde o empregado responde directa ou indirectamente ao chefe (i.e. ao chefe do chefe do chefe, etc.)

```
with recursive empl (employee_name, manager_name ) as (
        select employee_name, manager_name
        from   manager
    union
        select manager.employee_name, empl.manager_name
        from   manager, empl
        where manager.manager_name = empl.employe_name)
select *
from   empl
```

*Esta vista, empl,* é o fecho transitivo da relação *manager*

# O poder da recursão

- As vistas recursivas permitem a escrita de consultas, tais como as de fecho transitivo, que não podem ser escritas sem recursão (ou iteração).
  - Intuição: Sem recursão, um programa não-iterativo e não-recursivo só pode calcular um número fixo de junções de *manager* consigo própria.
    - Isto só pode fornecer um número fixo de níveis de chefias
- Cálculo do fecho transitivo
  - Cada passo do processo iterativo constrói uma versão estendida de *empl a partir da sua definição recursiva*.
  - O resultado final é chamado de *ponto-fixo da definição recursiva da vista*.
- As vistas recursivas têm que ser *monotónicas.* I.e. se acrescentarmos tuplos à relação *manager*, a vista contém todos os tuplos que continha anteriormente, e possivelmente mais
  - Em Datalog podia haver recursão mesmo em vistas não-monotónicas
  - Ou seja, mesmo com recursão o SQL é menos expressivo que Datalog
  - O Oracle nem sequer implementa bem a recursividade (dá erro se há ciclos!!!)

# Exemplo de uma computação ponto-fixo

```
with recursive empl (emp_name, man_name ) as
        select emp_name, man_name
        from manager
    union
        select manager.emp_name, empl.man_name
        from manager, empl
        where manager.man_name = empl.emp_name
select *
from empl
```

*manager*

| *emp_name* | *man_name* |
|---|---|
| António | Bruno |
| Bruno | Eduardo |
| Carla | Duarte |
| Duarte | João |
| Eduardo | João |
| João | Lara |
| Rita | Lara |

1ª iteração
2ª iteração
3ª iteração
4ª iteração
5ª iteração

Ponto Fixo

*empl*

| *emp_name* | *man_name* |
|---|---|
| António | Bruno |
| Bruno | Eduardo |
| Carla | Duarte |
| Duarte | João |
| Eduardo | João |
| João | Lara |
| Rita | Lara |
| António | Eduardo |
| Bruno | João |
| Carla | João |
| Duarte | Lara |
| Eduardo | Lara |
| António | João |
| Bruno | Lara |
| Carla | Lara |
| António | Lara |